# Linux 操作系统实现原理

赵炯 编著

Jiong.Zhao@tongji.edu.cn

Oldlinux.org

2017.9

内容简介

本书依据内核源代码详细描述 Linux 操作系统内核的基本功能和工作原理。书中首先介绍 Linux 的发展历史，说明内核的演变改进过程，然后概要介绍运行 Linux 操作系统的 PC 硬件的组成结构以及内核所使用的汇编语言和 C 语言扩展部分，着重介绍和说明 80X86 处理器在保护模式下运行的编程方法。接着详细介绍 Linux 内核源代码的程序文件，每个文件的功能和相关的软硬件知识。在最后一章给出实验内容，读者可以由此对 Linux 操作系统内核进行仿真实验，以获取对 Linux 操作系统工作原理的深入理解。

本书已将注释过的 Linux 内核源代码程序放在网上供读者直接下载。这样编排可大大缩减书本篇幅，更适合作为大专院校本科或研究生学习操作系统和嵌入式系统的教材，同时也可供一般技术人员作为开发嵌入式系统的参考书籍。

# 目录

# 序言

在智能制造和控制大趋势下，Linux 操作系统已经成为当今嵌入式系统中最为重要的操作控制基础平台。本书是一本有关 Linux 操作系统内核基本工作原理的入门教材，主要目标是在较少的篇幅内对完整的 Linux 内核源代码进行解剖，以期对操作系统的基本功能和实现方式获得全方位的理解。做到对 linux 内核有一个完整而深刻的了解，对 linux 操作系统的基本工作原理真正入门。

本书读者群定位于大专院校高年级学生，或者是一些知晓 Linux 系统一般使用方法并具有一定的编程基础，但比较缺乏阅读目前最新内核源代码的基础知识，又急切希望能够进一步理解 UNIX 类操作系统工作原理和具体代码实现的爱好者。

## 本书之特点

目前已有的描述 Linux 内核的书籍，均尽量选用最新 Linux 内核版本（例如 Fedora Core 8 使用的 2.6.24 稳定版等）进行描述，但由于目前 Linux 内核整个源代码的大小已经非常得大（例如 2.2.20 版就已具有 268 万行代码！），因此这些书籍仅能对 Linux 内核源代码进行选择性地或原理性地说明，许多系统实现细节被忽略。因此很难给予读者对实际 Linux 内核有清晰完整的理解。

Scott Maxwell 著的一书《Linux 内核源代码分析》基本上是面对 Linux 中高级水平的读者，需要较为全面的基础知识才能完全理解。而且可能是由于篇幅所限，该书并没有对所有 Linux 内核代码进行注释，略去了很多内核实现细节，例如其中内核中使用的各个头文件(*.h)、生成内核代码映像文件的工具程序、各个 make 文件的作用和实现等均没有涉及。因此对于处于初中级水平之间的读者来说阅读该书有些困难。

John Lions 著的《莱昂氏 UNIX 源代码分析》一书虽然是一本学习 UNIX 类操作系统内核源代码很好的书籍，但是由于其采用的是 UNIX V6 版，其中系统调用等部分代码是用早已废弃的 PDP-11 系列机的汇编语言编制的，因此在阅读和理解与硬件部分相关的源代码时就会遇到较大的困难。

A.S.Tanenbaum 的书《操作系统：设计与实现》是一本有关操作系统内核实现很好的入门书籍，但该书所叙述的 MINIX 系统是一种基于消息传递的内核实现机制，与 Linux 内核的实现有所区别。因此在学习该书之后，并不能很顺利地即刻着手进一步学习较新的 Linux 内核源代码实现。

在使用这些书籍进行学习时会有一种“盲人摸象”的感觉，不容易真正理解 Linux 内核系统具体实现的整体概念，尤其是对那些 Linux 系统初学者或刚学会如何使用 Linux 系统的人在使用那些书学习内核原理时，内核的整体运作结构并不能清晰地在脑海中形成。这在本人多年的 Linux 内核学习过程中也深有体会。在 1991 年 10 月份，Linux 的创始人 Linus Torvalds 先生在开发出 Linux 0.03 版后写的一篇文章中也提到了同样的问题。在这篇题为“LINUX--a free unix-386 kernel”[1]的文章中，他说：“开发 Linux 是为了那些操作系统爱好者和计算机科学系的学生使用、学习和娱乐”。而现今流行的 Linux 系统已经变得庞大和复杂，已不适合作为初学者的入门学习起点。这也是作者基于 Linux 早期内核版本写作本书的动机之一。

为了填补这个空缺，本书的主要目标即是使用尽量少的篇幅或在有限的篇幅内，对完整的 Linux 内核源代码进行全面解剖，以期对操作系统的基本功能和实际实现方式获得全方位的理解。做到对 Linux 内核有一个完整而深刻的理解，对 Linux 操作系统的基本工作原理真正理解和入门。

[1] 原文可参见：http://oldlinux.org/Linus/

# 阅读早期内核的其他好处

目前，已经出现不少基于 Linux 早期内核而开发的专门用于嵌入式系统的内核版本，如 DJJ 的 x86 操作系统、Uclinux 等，世界上也有许多人认识到通过早期 Linux 内核源代码学习的好处，目前国内也已经有人正在组织人力注释出版类似本文的书籍。因此，通过阅读 Linux 早期内核版本的源代码，的确是学习 Linux 系统的一种行之有效的途径，并且对研究和应用 Linux 嵌入式系统也有很大的帮助。

在对早期内核源代码的注释过程中，作者发现，早期内核源代码几乎就是目前所使用的较新内核的一个精简版本。其中已包括了目前新版本中几乎所有的基本原理的内容。正如《系统软件：系统编程导论》一书的作者 Leland L. Beck 先生在介绍系统程序以及操作系统设计时，引入了一种极其简化的简单指令计算机(SIC)系统来说明所有系统程序的设计和实现原理，从而既避免了实际计算机系统的复杂性，又能透彻地说明问题。这里选择 Linux 的早期内核版本作为学习对象，其指导思想与 Leland 一致。这对 Linux 内核学习的入门者来说，是理想的选择之一，能够在尽可能短的时间内深入理解 Linux 内核的基本工作原理。

对于那些已经比较熟悉内核工作原理的人，为了能让自己在实际工作中对系统的实际运转机制消除空中楼阁的感觉，因此也有必要阅读内核源代码。选用的 Linux 早期内核版本的不足之处在于其不包含对虚拟文件系统 VFS 的支持、对网络系统的支持，仅支持 a.out 执行文件和对其他一些现有内核中复杂子系统的说明。但由于本书是作为 Linux 内核工作机理实现的入门教材，因此这也正是选择早期内核版本的优点之一。通过学习本书，可以为进一步学习这些高级内容打下扎实的基础。

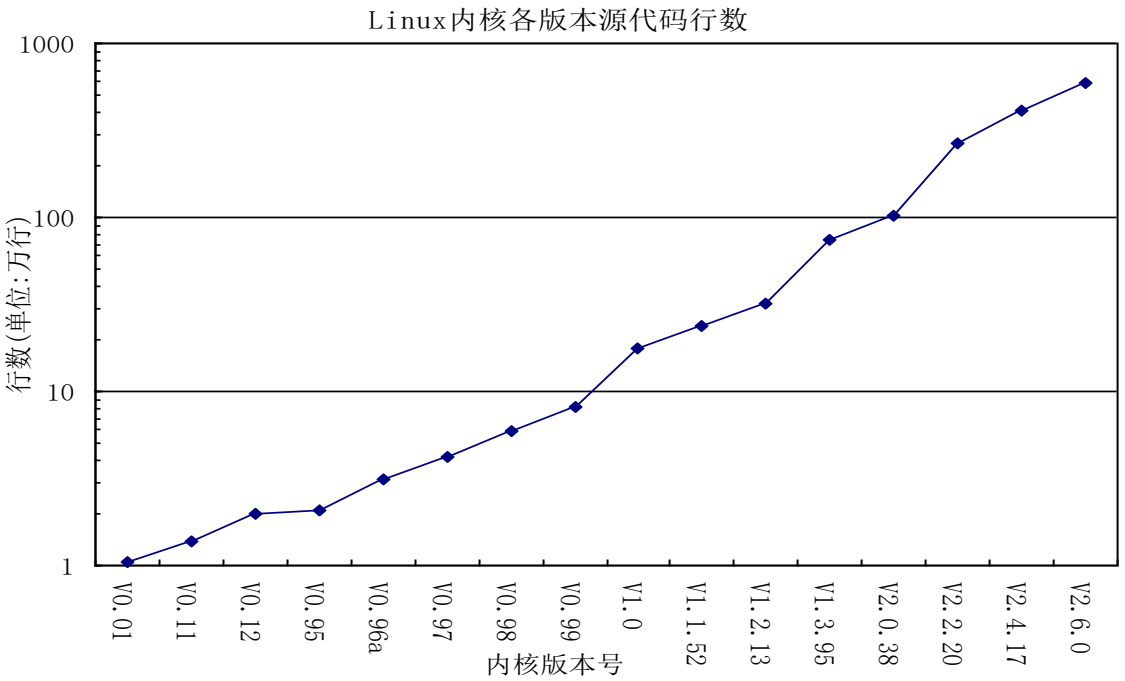
# 阅读完整源代码的重要性和必要性

虽然通过阅读一些操作系统原理经典书籍（例如 M.J.Bach 的《UNIX 操作系统设计》）能够对 UNIX 类操作系统的工作原理有一些理论上的指导作用，但实际上对操作系统的真正组成和内部关系实现的理解仍不是很清晰。正如 AST 所说的，“许多操作系统教材都是重理论而轻实践”，“多数书籍和课程为调度算法耗费大量的时间和篇幅而完全忽略 I/O，其实，前者通常不足一页代码，而后者往往要占到整个系统三分之一的代码总量。”内核中大量的重要细节均未提到。因此并不能让读者理解一个真正的操作系统实现的奥妙所在。只有在详细阅读过完整的内核源代码之后，才会对系统有一种豁然开朗的感觉，对整个系统的运作过程有深刻的理解。以后再选择最新的或较新内核源代码进行学习时，也不会碰到大问题，基本上都能顺利地理解新代码的内容。

正如 Linux 系统的创始人 Linus 先生在一篇新闻组投稿上所说的，要理解一个软件系统的真正运行机制，一定要阅读其源代码（RTFSC – Read The F**king Source Code）。系统本身是一个完整的整体，具有很多看似不重要的细节存在，但是若忽略这些细节，就会对整个系统的理解带来困难，并且不能真正了解一个实际系统的实现方法和手段。

# 如何选择要阅读的内核代码版本

那么，如何选择既能达到上述要求，又不被太多的内容而搞乱头脑，选择一个适合的 Linux 内核版本进行学习，提高学习的效率呢？作者通过对大量内核版本进行比较和选择后，最终选择了与目前 Linux 内核基本功能较为相近，又非常短小的 0.12 版内核作为入门学习的最佳版本。下图是对一些主要 Linux 内核版本行数的统计。




目前的 Linux 内核源代码量都在数百万行的数量级上，2.6.0 版内核代码行数约为 592 万行，而 4.12.X 版内核代码量则更为庞大，对这些版本进行完全注释和说明几乎不可能。而 0.12 版内核仅有不超过 2 万行代码量，因此可以在一本书中解释和说明清楚。麻雀虽小，五脏俱全。为了对所研究的系统有感性的了解，并能利用实验来加深对原理的理解，作者还专门重建了基于该内核的可运行的 Linux 0.12 系统，并且可以使用该系统中的 GNU gcc 编译环境，做一些实验编程和简单的开发工作。

另外，使用该版本也可以避免使用现有较新内核版本中已变得越来越复杂得各子系统部分的研究（如虚拟文件系统 VFS、ext2 或 ext3 文件系统、网络子系统、新的复杂的内存管理机制等）。

# 阅读本书需具备的基础知识

在阅读本书时，读者应该具备一些基本的 C 语言知识和 Intel CPU 汇编语言知识。有关 C 语言最佳的参考资料仍然是 Brain W. Kernighan 和 Dennis M. Ritchie 编写的《The C Programming Language》一书。而汇编语言的资料则可以参考任意一本讲解与 Intel CPU 相关的汇编语言教材。书中也包含有一些嵌入汇编基本的语法说明（第 5.5 节）。

除此之外，还希望读者具备以下一些基础知识或者有相关的参考书籍在身边。其一是有关 80x86 处理器结构和编程的知识或资料，如 80x86 编程手册（INTEL 80386 Programmer's Reference Manual）；其二是有关 80x86 硬件体系结构和接口编程的知识或资料；其三还应具备初级使用 Linux 系统的简单技能。另外，由于 Linux 系统内核实现最早是根据 M.J.Bach 的《UNIX 操作系统设计》一书的基本原理开发的，源代码中许多变量或函数的名称都来自该书，因此在阅读本书时若能适当参考该书，会更易于理解内核源代码。

Linus 在最初开发 Linux 操作系统时，参照了 MINIX 操作系统。例如，最初的 Linux 内核版本完全照搬了 MINIX 1.0 文件系统。因此，在阅读本书时，A.S.Tanenbaum 的书《操作系统：设计与实现》也具有较大的参考价值。

## 使用早期版本是否过时？

表面看来本书对 Linux 早期内核版本注释的内容犹如 Linux 操作系统刚公布时 Tanenbaum 就认为其已经过时的（Linux is obsolete）想法一样，但通过学习本书内容，你就会发现，利用本书学习 Linux 内核，由于内核源代码量短小而精干，因此会有极高的学习效率，能够做到事半功倍，快速入门。并且对继续进一步选择新内核部分源代码的学习打下坚实的基础。在学习完本书之后，你将对系统的运作原理有一个非常完整而实际的概念，这种完整概念能使人很容易地进一步选择和学习新内核源代码中的任何部分，而不需要再去啃读代码量巨大的新内核中完整的源代码。

## Ext 文件系统与 MINIX 文件系统

目前 Linux 系统上所使用的 Ext2（或最新的 Ext3）文件系统是在内核 1.x 之后开发的。其功能详尽并且性能也非常完整和稳固，是目前 Linux 操作系统上默认的标准文件系统。但是，作为对 Linux 操作系统完整工作原理入门学习所使用的部分，原则上是越精简越好。为了达到对一个操作系统有完整的理解，并且能不被其中各子系统中复杂和过多的细节所喧宾夺主，在选择学习剖析用的内核版本时，只要系统的部分代码内容能说明实际工作原理，就越简单越好。Linux 内核 0.12 版上仅包含最为简单的 MINIX 1.0 文件系统，对于理解一个操作系统中文件系统的实际组成和工作原理已经足够。这也是选择 Linux 早期内核版本进行学习的主要原因之一。

## Linux 内核程序提供形式

为了缩减本书篇幅，现将所有注释过的内核程序均以电子版形式提供给读者。程序下载或在线浏览的网址是

http://oldlinux.org/download/Book-Lite/

除包括 linux 0.12 内核原始源代码外，网上对每个程序都提供有 pdf 和 html 两种格式的文档。下表是书中程序列表号与内核源代码程序的对照表。上面网站也有此表，同时也提供对应 pdf 和 html 文档的链接。

程序列表标号与内核代码文件对应关系

| 程序标号 | 源程序路径名 | 程序标号 | 源程序路径名 |
|---|---|---|---|
| | 第 5 章 | 程序 12-15 | linux/fs/stat.c |
| 程序 5-1 | linux/Makefile | 程序 12-16 | linux/fs/fcntl.c |
| | 第 6 章 | 程序 12-17 | linux/fs/ioctl.c |
| 程序 6-1 | linux/boot/bootsect.s | 程序 12-18 | linux/fs/select.c |
| 程序 6-2 | linux/boot/setup.S | | 第 13 章 |
| 程序 6-3 | linux/boot/head.s | 程序 13-1 | linux/mm/memory.c |
| | 第 7 章 | 程序 13-2 | linux/mm/page.s |
| 程序 7-1 | linux/init/mina.c | 程序 13-3 | linux/mm/swap.c |
| | 第 8 章 | | 第 14 章 |
| 程序 8-1 | linux/kernel/asm.s | 程序 14-1 | linux/include/a.out.h |
| 程序 8-2 | linux/kernel/traps.c | 程序 14-2 | linux/include/const.h |
| 程序 8-3 | linux/kernel/sys_call.s | 程序 14-3 | linux/include/ctype.h |

在完整阅读完本书之后，相信您定会发出这样的感叹：“对于 Linux 内核系统，我现在终于入门了！”。此时，您应该有十分的把握去进一步学习最新 Linux 内核中各部分的工作原理和过程了。

同济大学
赵炯 博士
2017.10

# 第1章 概述

本章首先回顾 Linux 操作系统诞生、开发和成长的过程，由此理解本书选择 Linux 系统早期版本作为学习对象的一些原因。然后具体说明选择早期 Linux 内核版本进行学习的优点和不足之处以及如何开始进一步学习。最后对各章的内容进行了简要介绍。

## 1.1 Linux 的诞生和发展

Linux 是 UNIX 操作系统的一种克隆系统。它诞生于 1991 年 10 月 5 日（这是第一次正式向外公布的时间）。此后借助于 Internet，经过全世界各地计算机爱好者的共同努力，现已成为当今世界上使用量最多的一种 UNIX 类操作系统，并且使用数还在迅猛增长。

Linux 操作系统的诞生、发展和成长过程主要依赖于五个方面的重要支柱：UNIX 操作系统、MINIX 操作系统、GNU 计划、POSIX 标准和 Internet 网络。下面根据这五个基本线索来追寻一下 Linux 的开发历程、酝酿过程以及最初的发展经历。首先分别介绍其中的四个基本要素，然后根据 Linux 的创始人 Linus Torvalds 先生从对计算机感兴趣而开始自学计算机知识、到心里酝酿编制一个自己的操作系统、到最初 Linux 内核 0.01 版公布以及从此如何艰难地一步一个脚印在全世界编程爱好者的帮助下最后于 1994 年推出比较完善的 1.0 版本这段时间的发展经过，也即对 Linux 的早期发展历史进行详细介绍。

当然，目前 Linux 内核版本已经开发到了 4.12.x 版本，而大多数 Linux 系统中所使用的比较稳定的 3.X.X 版或 4.X.X 版内核（其中第 2 个数字若是奇数则表示是正在开发的版本，不能保证系统的稳定性）。对于 Linux 的一般发展史，许多文章和书籍都有介绍，这里就不重复。

### 1.1.1 UNIX 操作系统的诞生

Linux 是 UNIX 操作系统的一个克隆版本，UNIX 操作系统是美国贝尔实验室 Ken.Thompson 先生和 Dennis Ritchie 先生于 1969 年夏季在 DEC PDP-7 小型计算机上开发的一个分时操作系统。

Ken Thompson 为了能在闲置不用的 PDP-7 计算机上运行他非常喜欢的星际旅行（Space travel）游戏，于是在 1969 年夏天乘夫人回家乡加利福尼亚渡假期间，在一个月时间内开发出了 UNIX 操作系统的原型。当时使用的是 BCPL 语言（基本组合编程语言），后经 Dennis Ritchie 于 1972 年用移植性很强的 C 语言进行了改写，使得 UNIX 系统开始在大专院校得到了推广和广泛传播。

### 1.1.2 MINIX 操作系统

MINIX 系统是由 Andrew S. Tanenbaum（AST）先生开发的应用于教学的小型操作系统。AST 在荷兰 Amsterdam 的 Vrije 大学数学与计算机科学系统工作，是 ACM 和 IEEE 的资深会员(全世界也只有很少人是两会的资深会员)。共发表了 100 多篇文章，5 本计算机书籍。

AST 虽出生在美国纽约，但却是荷兰侨民(1914 年他的祖辈来到美国)。他在纽约上的中学、MIT 上的大学、加洲大学 Berkeley 分校念的博士学位。在博士后研究工作阶段，他来到了家乡荷兰，从此就与家乡一直有来往。后来就在 *Vrije* 大学开始教书、带研究生。荷兰首都 Amsterdam 是个常年阴雨绵绵的城市，但对于 AST 来说，这最好不过了，因为在这样的环境下他可以经常待在家中摆弄他的计算机了。

MINIX 是他 1987 年编制成的，主要用于学生学习操作系统原理。到 1991 年时版本是 1.5。目前主要有三个版本在使用：1.5 版、2.0 版和 3.0 版。当时该操作系统可免费在大学内使用，但其他用途则不

是。当然现在 MINIX 系统已经是免费的了，可以从许多 FTP 上下载。

对于 Linux 系统，AST 先生后来曾表示对其开发者 Linus 的称赞。但他认为 Linux 的发展很大原因是由于他为了保持 MINIX 的小型化和易于教学使用，能让学生在一个学期内学完，因而没有接纳全世界许多人对 MINIX 的扩展要求。因此在这样的前提下激发了 Linus 编写 Linux 系统。当然 Linus 也正好抓住了这个好时机。

作为一个操作系统，MINIX 并不是优秀者，但它同时提供了用 C 语言和汇编语言编写的系统源代码。这是第一次使得有抱负的程序员和黑客们（hackers）能够阅读操作系统的源代码。在当时，这种源代码是软件商们一直小心守护着的秘密。

### 1.1.3 GNU 计划

GNU（是"GNU's Not Unix"的递归缩写，它的发音为"guh-NEW"）计划和自由软件基金会 FSF(the Free Software Foundation)是由 Richard M. Stallman 先生于 1984 年一手创办的。旨在开发一个类似 UNIX 并且可以免费使用的完整操作系统：GNU 系统。各种使用 Linux 作为核心的 GNU 操作系统正在被广泛的使用。虽然这些系统通常被称作"Linux"，但是 Stallman 认为，严格地说，它们应该被称为 GNU/Linux 系统。

到上世纪 90 年代初，GNU 项目已经开发出许多高质量的免费软件，其中包括有名的 Emacs 编辑系统、bash shell 程序、gcc 系列编译程序、gdb 调试程序等等。这些软件为 Linux 操作系统的开发创造了一个合适的环境。这是 Linux 能够诞生的重要基础之一，以至于目前许多人都将 Linux 操作系统称为“GNU/Linux”操作系统。

### 1.1.4 POSIX 标准

计算机可移植操作系统接口标准 POSIX（Portable Operating System Interface for Computing Systems）是由 IEEE 和 ISO/IEC 开发的一簇标准。该标准是基于现有 UNIX 操作系统的应用实践和经验，描述了操作系统的调用服务接口，用于保证编制的应用程序可以在源代码一级上在多种操作系统上移植和运行。它是在 1980 年早期一个 UNIX 用户组(usr/group)的早期工作基础上取得的。该 UNIX 用户组原来试图将 AT&T 的 System V 操作系统和 Berkeley 分校的 BSD 操作系统调用接口之间的区别重新调和集成。并于 1984 年定制出了/usr/group 标准。

1985 年，IEEE 操作系统技术委员会标准小组委员会（TCOS-SS）开始在 ANSI 的支持下责成 IEEE 标准委员会制定有关程序源代码可移植性操作系统服务接口正式标准。到 1986 年 4 月，IEEE 制定出了试用标准。第一个正式标准是在 1988 年 9 月份批准的（IEEE 1003.1-1988），也既以后经常提到的 POSIX.1 标准。到 1989 年，POSIX 的工作被转移至 ISO/IEC 社团，并由 15 工作组继续将其制定成 ISO 标准。到 1990 年，POSIX.1 与已经通过的 C 语言标准联合，正式批准为 IEEE 1003.1-1990（也是 ANSI 标准）和 ISO/IEC 9945-1:1990 标准。

POSIX.1 仅规定了系统服务应用程序编程接口（API），仅概括了基本的系统服务标准。因此工作组期望对系统的其他功能也制定出标准。这样 IEEE POSIX 的工作就开始展开了。刚开始有十个批准的计划在进行，有近 300 多人参加每季度为期一周的会议。着手的工作有命令与工具标准(POSIX.2)、测试方法标准（POSIX.3）、实时 API（POSIX.4）等。到了 1990 年上半年已经有 25 个计划在进行，并且有 16 个工作组参与了进来。与此同时，还有一些组织也在制定类似的有与操作系统有关的标准，如 X/Open，AT&T，OSF 等公司和组织。

在 1991-1993 年间，POSIX 标准的制定正处在最后投票敲定的过程，那时正是 Linux 刚起步的时候。这个 UNIX 标准为 Linux 提供了极为重要的信息，它使得 Linux 能够在标准的指导下进行开发，并能够与绝大多数 UNIX 类操作系统兼容。在最初的 Linux 内核源代码中（0.01 版、0.11 版和 0.12 版）就已经为与 POSIX 标准的兼容性方面做好了准备工作。在 Linux 0.01 版内核的/include/unistd.h 文件中就已定义了几个有关 POSXI 标准要求的符号常数，而且 Linus 先生在程序注释中已写道：“OK，这也许是个玩笑，

但我正在着手研究它呢”。1991 年 7 月 3 日 Linus 在 comp.os.minix 上发布的消息中就已经提到了正在搜集 POSIX 的资料。其中透露了他正在着手一个操作系统的开发，并且在开发之初已经想到要实现与 POSIX 相兼容的问题了。

### 1.1.5 Linux 操作系统的诞生

1981 年，IBM 公司推出了享誉全球的微型计算机 IBM PC 机。在 1981-1991 年的十年间，MS-DOS 操作系统一直是微型计算机操作系统的主宰。此时计算机硬件价格虽然逐年下降，但软件价格仍然居高不下。当时 Apple 公司的 MACs 操作系统可以说是性能最好的，但是其天价使得没人能够轻易靠近。

当时的另一个计算机技术阵营就是 UNIX 世界。但是 UNIX 操作系统就不仅是价格昂贵的问题了。为了寻求高利润率，UNIX 经销商们把价格抬得极高，PC 小用户对其根本是望尘莫及。曾经一度收到贝尔实验室许可而能在大学中用于教学的 UNIX 源代码也一直被小心地守护着不许公开。对于广大的 PC 用户，软件行业的大型供应商们始终没有给出有效解决这个问题的手段。

正在此时（80 年代末），出现了 MINIX 操作系统，并且有一本描述其设计实现原理的书同时发行。由于 AST 先生的这本书写得非常详细，并且叙述得有条有理，于是几乎全世界的计算机初学者和爱好者都开始看这本书，以期能理解操作系统的工作原理。其中也包括 Linux 系统的创始者 Linus Benedict Torvalds 先生。

当时(1991 年)，Linus Benedict Torvalds 仅是一位赫尔辛基大学计算机科学系的二年级学生，是一位善于自学的计算机骇客。这个 21 岁的芬兰年轻人喜欢鼓捣自己的计算机，测试计算机的性能和限制。但当时他所缺乏的就是一个专业级的操作系统。

在同一年间，GNU 计划已经开发出许多工具软件。其中最受期盼的 GNU C 编译器已经出现，但还没有开发出免费的 GNU 操作系统。即使是教学使用的 MINIX 操作系统也开始有了版权，需要购买才能得到源代码。虽然 GNU 的操作系统 HURD 一直在开发之中，但在当时看来不可能在几年内完成。

为了能更好地学习计算机知识，Linus 使用圣诞节的压岁钱和贷款购买了一台 386 兼容电脑，并从美国邮购了一套 MINIX 系统软件。就在等待 MINIX 软件期间，Linus 认真学习了有关 Intel 80386 的硬件知识。为了能通过调制解调器（Modem）拨号连接登录到学校的主机上，他使用汇编语言和 80386 CPU 的多任务特性编制出一个终端仿真程序。此后为了将自己一台老式电脑上的软件复制到新电脑上，他还为软盘驱动器、键盘等硬件设备编制出相应的驱动程序。通过这些编程实践，并在学习过程中认识到 MINIX 系统的诸多限制（MINIX 虽然很好，但只是一个用于教学目的的简单操作系统，而非一个强有力的实用操作系统），Linus 已经有了一些类似于操作系统硬件设备驱动程序的代码，于是在他脑海中逐步有了编制一个新操作系统的想法。此时 GNU 计划已经开发出许多工具软件，其中最受期盼的 GNU C 编译器已经出现。虽然 GNU 的免费操作系统 HURD 正在开发中。但 Linus 已经等不急了。

从 1991 年 4 月份起，通过修改终端仿真程序和硬件驱动程序，他开始编制起自己的操作系统来。刚开始，他的目的很简单，只是为了学习 Intel 386 保护模式运行方式下的编程技术，但后来 Linux 的发展却完全改变了初衷。根据 Linus 在 comp.os.minix 新闻组上发布的消息，我们可以知道他逐步从学习 MINIX 系统阶段发展到开发自己的 Linux 系统的过程。

Linus 第 1 次向 comp.os.minix 投递消息是在 1991 年 3 月 29 日。所发帖子的题目是“gcc on minix-386 doesn't optimize”,它是有关 gcc 编译器在 MINIX-386 系统上运行优化的问题（MINIX-386 是一个由 Bruce Evans 先生改进的利用 Intel 386 特性的 32 位的 MINIX 操作系统）。由此可知，Linus 在 1991 年初就已经开始深入研究 MINIX 系统，并在这段时间开始有了改进 MINIX 操作系统的思想。在进一步学习 MINIX 系统之后，该想法逐步演变成想重新设计一个基于 Intel 80386 体系结构的新操作系统的构思。

他在回答某人提出的 MINIX 上的一个问题时，所说的第一句话就是“阅读源代码”（“RTFSC (Read the F**king Source Code :-)”）。他认为答案就在源程序中。这也说明了对于学习系统软件来说，我们不光需要懂得系统的工作原理，还需要结合实际系统，学习系统的实现方法。因为理论毕竟是理论，其中省略了许多枝节，而这些枝节问题虽然没有太多的理论含量，但却是一个系统必要的组成部分，就象麻雀

身上的一根羽毛。

从 1991 年 4 月份开始，Linus 几乎全身心地投入到研究 MINIX-386 系统中，并尝试着移植 GNU 的软件到该系统上(GNU gcc、bash、gdb 等)。并于 4 月 13 日在 comp.os.minix 上发布说自己已经成功地将 bash 移植到了 MINIX 上，而且已经爱不释手、不能离开这个 shell 软件了。

第一个与 Linux 有关的消息是在 1991 年 7 月 3 日在 comp.os.minix 新闻组上发布的（当然，那时还不存在 Linux 这个名称，当时 Linus 脑子里想的名称可能是 FREAX ☺，FREAX 的英文含义是怪诞的、怪物、异想天开等）。其中透露了他正在进行 Linux 系统的开发，并且已经想到要实现与 POSIX 兼容的问题了。

在 Linus 另一个发布的消息中(1991 年 8 月 25 日 comp.os.minix)，他向所有 MINIX 用户询问“你最想在 MINIX 系统中见到什么功能？”(“What would you like to see in minix?”)，在该消息中他首次透露出正在开发一个(免费的)386(486)上运行的操作系统，并且说只是兴趣而已，代码不会很大，也不会象 GNU 的那样专业。希望大家反馈一些对于 MINIX 系统中喜欢哪些特色不喜欢什么等信息，并且说明由于实际和其他一些原因，新开发的系统刚开始与 MINIX 很象（并且使用了 MINIX 的文件系统）。并且已经成功地将 bash(1.08 版)和 gcc(1.40 版)移植到了新系统上，而且再过几个月就可以实用了。

最后，Linus 声明他开发的操作系统没有使用一行 MINIX 的源代码，而且由于使用了 386 的任务切换特性，所以该操作系统不好移植（没有可移植性），并且只能使用 AT 硬盘。对于 Linux 的移植性问题，Linus 当时并没有考虑太多。但是目前 Linux 几乎可以运行在任何一种硬件体系结构上，包括很多单片机芯片上。

到了 1991 年的 10 月 5 日，Linus 在 comp.os.minix 新闻组上发布消息，正式向外宣布 Linux 内核系统的诞生（Free minix-like kernel sources for 386-AT）。这段消息可以称为 Linux 的诞生宣言，并且一直广为流传。因此 10 月 5 日对 Linux 社区来说是一个特殊的日子，许多后来 Linux 的新版本发布时都选择了这个日子。所以 RedHat 公司常常选择这个日子发布它的新系统也不是偶然的。

### 1.1.6 Linux 操作系统版本变迁

Linux 操作系统从诞生到 1.0 版正式出现，共发布了表 1－1 中所示的 10 多个主要版本。Linus 先生在 2003 年 9 月份开始学习使用软件版本管理工具 BitKeeper 时又把以上这些 1.0 之前的所有版本浏览了一遍。实际上，Linux 系统并没有 0.00 这个版本，但是自从 Linus 在自己的 80386 兼容机上实验成功在时钟中断控制下两个任务相互切换运行时，在某种程度上更增强了他开发自己操作系统的想法。因此我们也将其列为一个版本。Linux 0.01 版内核则是于 1991 年 9 月 17 日编制完成。但是 Linus 还根本没有版权意识，所以仅在该版的 include/string.h 文件中出现一次版权所有信息。该版本内核的键盘驱动程序仅硬编码进芬兰语代码，因此也只支持芬兰键盘。也只支持 8MB 物理内存。由于 Linus 一次操作失误，导致随后的 0.02、0.03 版内核源代码被破坏丢失。

表 1－1 内核的主要版本

| 版本号 | 发布/编制日期 | 说明 |
|---|---|---|
| 0.00 | 1991.2-4 | 两个进程，分别在屏幕上显示’AAA...’和’BBB...’。 （注：没有发布） |
| 0.01 | 1991.9.17 | 第一个正式向外公布的 Linux 内核版本。多线程文件系统、分段和分页内存管理。还不包含软盘驱动程序。 |
| 0.02 | 1991.10.5 | 该版本以及 0.03 版是内部版本，目前已经无法找到。特点同上。 |
| 0.10 | 1991.10 | 由 Ted Ts’o 发布的 Linux 内核版本。增加了内存分配库函数。在 boot 目录中含有一个把 as86 汇编语法转换成 gas 汇编语法的脚本程序。 |
| 0.11 | 1991.12.8 | 基本可以正常运行的内核版本。支持硬盘和软驱设备以及串行通信。 |
| 0.12 | 1992.1.15 | 主要增加了数学协处理器的软件模拟程序。增加了作业控制、虚拟控制台、文件符号链接和虚拟内存交换（swapping）功能。 |

| | | |
|---|---|---|
| 0.95.x<br>(即 0.13) | 1992.3.8 | 加入虚拟文件系统支持，但还是只包含一个 MINIX 文件系统。增加了登录功能。改善了软盘驱动程序和文件系统的性能。改变了硬盘命名和编号方式。原命名方式与 MINIX 系统的相同，此时改成与现在 Linux 系统的相同。支持 CDROM。 |
| 0.96.x | 1992.5.12 | 开始加入 UNIX Socket 支持。增加了 ext 文件系统 alpha 测试程序。SCSI 驱动程序被正式加入内核。软盘类型自动识别。改善了串行驱动、高速缓冲、内存管理的性能，支持动态链接库，并开始能运行 X-Windows 程序。原汇编语言编制的键盘驱动程序已用重新 C 重写。与 0.95 内核代码比较有很大的修改。 |
| 0.97.x | 1992.8.1 | 增加了对新的 SCSI 驱动程序的支持；动态高速缓冲功能；msdos 和 ext 文件系统支持；总线鼠标驱动程序。内核被映射到线性地址 3GB 开始处。 |
| 0.98.x | 1992.9.28 | 改善对 TCP/IP（0.8.1）网络的支持，纠正了 extfs 的错误。重写了内存管理部分（mm），每个进程有 4GB 逻辑地址空间（内核占用 1GB）。从 0.98.4 开始每个进程可同时打开 256 个文件（原来是 32 个），并且进程的内核堆栈独立使用一个内存页面。 |
| 0.99.x | 1992.12.13 | 重新设计进程对内存的使用分配，每个进程有 4G 线性空间。不断地在改进网络代码。NFS 支持。 |
| 1.0 | 1994.3.14 | 第一个正式版。 |

现存的 0.10 版内核代码是 Ted Ts'o 先生当时保存下来的版本，Linus 自己的已经丢失。这个版本要比前几个版本有很大的进步，在这个版本内核的系统上已经能够使用 GNU gcc 编译内核，并且开始支持加载/卸载（mount/umount）文件系统的操作。从这个内核版本开始，Linus 为每个文件都添加了版权信息："(C) 1991 Linus Torvalds"。该版本的其他一些变化还包括：把原来引导程序 boot/boot.s 分割成 boot/bootsect.s 和 boot/setup.s 两个程序；①最多支持 16MB 物理内存；②为驱动程序和内存管理程序分别建立了自己的子目录；③增加了软盘驱动程序；④支持文件预读操作；⑤支持 dev/port 和 dev/null 设备；⑥重写了 kernel/signal.c 代码，添加了对 sigaction()的支持等。

相对 0.10 版来说，Linux 0.11 版的改动较小。但这个版本也是第一个比较稳定的版本，并且开始有其他人员开始参与内核开发。这个版本中主要增添的功能有：①执行程序的需求加载；②启动时可执行/etc/rc 初始文件；③建立起数学协处理器仿真程序框架程序结构；④Ted Ts'o 先生增加了对脚本程序的处理代码；⑤Galen Hunt 先生添加了对多种显示卡支持；⑥John T Kohl 先生修改了 kernel/console.c 程序，使控制台支持鸣叫功能和 KILL 字符；⑦提供了对多种语言键盘的支持。

Linux 0.12 则是 Linus 比较满意的内核版本，也是一个更稳定的内核。在 1991 年的圣诞节期间，他编制完成了虚拟内存管理代码，从而可以在只有 2MB 内存的机器上也能使用象 gcc 这种“大型”软件。这个版本让 Linus 觉得发布 1.0 内核版本已经不是什么遥遥无期的事了，因此他立刻把下一个版本（0.13 版）提升为 0.95 版。Linus 这样做的另一个意思是让大家不要觉得离 1.0 版还很遥远。但是由于 0.95 版发布得太仓促，其中还包含较多错误，因此当 0.95 版刚发布时曾有较多 Linux 爱好者在使用中遇到问题。当时 Linus 觉得就好象遇到了一个大灾难。不过此后他接受了这次的教训，以后每次发布新的内核版本时，他都会经过更周密的测试，并且让几个好朋友先试用后才会正式公布出来。0.12 版内核的主要变化之处有：①Ted Ts'o 先生添加了对终端信号处理支持；②启动时可以改变使用的屏幕行列值；③改正了一个文件 IO 引起的竞争条件；④增加了对共享库的支持，节省了内存使用量；⑤符号连接处理；⑥删除目录系统调用；⑦Peter MacDonald 先生实现了虚拟终端支持，使得 Linux 要比当时的某些商业版 UNIX 还要更胜一筹；⑧实现对 select()函数支持，这是 Peter MacDonald 根据一些人为 MINIX 提供的补丁程序修改而成，但是 MINIX 却没有采纳这些补丁程序；⑨可重新执行的系统调用；⑩Linus 编制完成数学协处理器仿真代码等。

0.95 版是第一个使用 GNU GPL 版权的 Linux 内核版本。该版本实际上有 3 个子版本，由于 1992 年

3 月 8 日发布第 1 个 0.95 版时遇到了一些问题，因此此后不到 10 天（3 月 17 日）就立刻发布了另一个 0.95a 版，并在 1 个月后（4 月 9 日）又发布了 0.95c+版本。该版本的最大改进之处是开始采用虚拟文件系统 VFS（Virtual File System）结构。虽然当时仍然只支持 MINIX 文件系统，但是程序结构已经为支持多种文件系统进行了大范围调整。有关 MINIX 文件系统的代码被放进了单独一个 MINIX 子目录中。0.95 版内核的其他一些变化部分有：①增加了登录界面；②Ross Biro 先生添加了调试代码（ptrace）；③软盘驱动器磁道缓冲；④非阻塞管道文件操作；⑤系统重启（Ctrl-Alt-Del）；swapon()系统调用，从而可以实时选择交换设备；⑥支持递归符号链接；⑦支持 4 个串行端口；⑧支持硬盘分区；⑨支持更多种类键盘；⑩James Wiegand 先生编制了最初的并行口驱动程序等。

另外，从 0.95 版开始，对内核的许多改进工作（提供补丁程序）均以其他人为主了，而 Linus 的主要任务开始变成对内核的维护和决定是否采用某个补丁程序。到现在为止，最新的内核版本是 2017 年 7 月 12 日公布的 4.12.1 版。其中包括大约 50000 多个文件，使用 gz 压缩后源代码软件包有 150MB 左右，释放出来则代码容量将超过 700MB！各个主要稳定版本的最新版见表 1–2 所示。

表 1－2 新内核源代码字节数

| 内核版本号 | 发布日期 | 源代码大小(经 gz 压缩后) |
|---|---|---|
| 2.0.40 | 2004.2.8 | 7.2 MB |
| 2.2.26 | 2004.2.25 | 19 MB |
| 2.4.31 | 2005.6.1 | 37 MB |
| 2.6.25 | 2008.4.17 | 58 MB |
| 3.0.1 | 2011.8.5 | 96 MB |
| 3.18.1 | 2014.12.16 | 122 MB |
| 4.12.1 | 2017.7.12 | 150 MB |

## 1.1.7 Linux 名称的由来

Linux 操作系统刚开始时并没有被称作 Linux，Linus 给他的操作系统取名为 FREAX，其英文含义是怪诞的、怪物、异想天开等意思。在他将新的操作系统上载到 ftp.funet.fi 服务器上时，管理员 Ari Lemke 很不喜欢这个名称。他认为既然是 Linus 的操作系统就取其谐音 Linux 作为该操作系统的目录吧，于是 Linux 这个名称就开始流传下来。在 Linus 的自传《Just for Fun》一书中，Linus 解释说[2]：

“坦白地说，我从来没有想到过要用 Linux 这个名称来发布这个操作系统，因为这个名字有些太自负了。而我为最终发布版准备的是什么名字呢？Freax。实际上，内核代码中某些早期的 Makefile - 用于描述如何编译源代码的文件 - 文件中就已经包含有“Freax”这个名字了，大约存在了半年左右。但其实这也没什么关系，在当时还不需要一个名字，因为我还没有向任何人发布过内核代码。”

“而 Ari Lemke，他坚持要用自己的方式将内核代码放到 ftp 站点上，并且非常不喜欢 Freax 这个名字。他坚持要用现在这个名字(Linux)，我承认当时我并没有跟他多争论。但这都是他取的名字。所以我可以光明正大地说我并不自负，或者部分坦白地说我并没有本位主义思想。但我想好吧，这也是个好名字，而且以后为这事我总能说服别人，就象我现在做的这样。”

## 1.1.8 早期 Linux 系统开发的主要贡献者

从 Linux 早期源代码中可以看出，Linux 系统的早期主要开发人员除了 Linus 本人以外，最著名的人员之一就是 Theodore Ts'o (Ted Ts'o)先生。他于 1990 年毕业于 MIT 计算机科学专业。在大学时代他就积

[2] Linus Torvalds《Just for fun》第 84-88 页。

极参加学校中举办的各种学生活动。他喜欢烹饪、骑自行车，当然还有就是 Hacking on Linux。后来他开始喜欢起业余无线电报运动。目前他在 IBM 工作从事系统编程及其他重要事务。他还是国际网络设计、操作、销售和研究者开放团体 IETF 成员。

Linux 在世界范围内的流行也有他很大的功劳。早在 Linux 操作系统刚问世时，他就怀着极大的热情为 linux 的发展提供了 Maillist，几乎是在 Linux 刚开始发布时起，他就一直在为 Linux 做出贡献。他也是最早向 Linux 内核添加程序的人（Linux 内核 0.10 版中的虚拟盘驱动程序 ramdisk.c 和内核内存分配程序 kmalloc.c)。直到目前为止他仍然从事着与 Linux 有关的工作。在北美洲地区他最早设立了 Linux 的 ftp 站点（tsx-11.mit.edu），而且该站点至今仍然为广大 Linux 用户提供服务。他对 Linux 作出的最大贡献之一是提出并实现了 ext2 文件系统。该文件系统现已成为 Linux 世界中事实上的文件系统标准。最近他又推出了 ext3 文件系统。该系统大大提高了文件系统的稳定性和访问效率。作为对他的推崇，第 97 期（2002 年 5 月）的 Linux Journal 期刊将他作为了封面人物，并对他进行了采访。目前，他为 IBM Linux 技术中心工作，并从事着有关 Linux 标准规范 LSB(Linux Standard Base)等方面的工作。

Linux 社区中另一位著名人物是 Alan Cox 先生。他原先工作于英国威尔士斯旺西大学(Swansea University College)。刚开始他特别喜欢玩电脑游戏，尤其是 MUD（Multi-User Dungeon or Dimension，多用户网络游戏）。在 90 年代早期 games.mud 新闻组的消息中你可以找到他发表的大量帖子。他甚至为此还写了一篇 MUD 的发展史(rec.games.mud 新闻组，1992 年 3 月 9 日，A history of MUD)。

由于 MUD 游戏与网络密切相关，慢慢地他开始对计算机网络着迷起来。为了玩游戏并提高电脑运行游戏的速度以及网络传输速度，他需要选择一个最为满意的操作平台。于是他开始接触各种类型的操作系统。由于没钱，即使是 MINIX 系统他也买不起。当 Linux 0.1x 和 386BSD 发布时，他考虑良久总算购置了一台 386SX 电脑。因为 386BSD 系统需要数学协处理器支持，而采用 Intel 386SX CPU 的电脑是不带数学协处理器的，所以他安装了 Linux 系统。于是他开始学习带有免费源代码的 Linux，并开始对 Linux 系统产生了兴趣，尤其是有关网络方面的实现。在关于 Linux 单用户运行模式问题的讨论中，他甚至赞叹 Linux 实现得巧妙(beautifully)。

Linux 0.95 版发布之后，他开始为 Linux 系统编写补丁程序（修改程序）（记得他最早的两个补丁程序，都没有被 Linus 采纳），并成为 Linux 系统上 TCP/IP 网络代码的最早使用人之一。后来他逐渐加入了 Linux 的开发队伍，并成为维护 Linux 内核源代码的主要负责人之一，也可以说成为 Linux 社团中继 Linus 之后最为重要的人物。以后 Microsoft 公司曾经邀请他加盟，但他却干脆地拒绝了。从 2001 年开始，他负责维护 Linux 内核 2.4.x 的代码。而 Linus 主要负责开发最新开发版内核的研制(奇数版，比如 2.5.x 版)。

《内核黑客手册》（The Linux Kernel Hackers' Guide）一书的作者 Michael K. Johnson 先生也是最早接触 Linux 操作系统的人之一(从 0.97 版)。他还是著名 Linux 文档计划（Linux Document Project - LDP）的发起者之一。曾经在 Linux Journal 杂志社工作，现在 RedHat 公司工作。

Linux 系统并不是仅有这些中坚力量就能发展成今天这个样子的，还有许多计算机高手对 Linux 做出了极大的贡献，这里就不一一列举了。主要贡献者的具体名单可参见 Linux 内核中的 CREDITS 文件，其中以字母顺序列出了对 Linux 做出较大贡献的近 400 人的名单列表，包括他们的 email 地址和通信地址、主页以及主要贡献事迹等信息。

通过上述说明，我们可以对上述 Linux 的五大支柱归纳如下：

UNIX 操作系统 -- UNIX 于 1969 年诞生在 Bell 实验室。Linux 就是 UNIX 的一种克隆系统。UNIX 的重要性就不用多说了。

MINIX 操作系统 -- MINIX 操作系统也是 UNIX 的一种克隆系统，它于 1987 年由著名计算机教授 Andrew S. Tanenbaum 先生开发完成。由于 MINIX 系统的出现并且提供源代码(只能免费用于大学内)在全世界的大学中刮起了学习 UNIX 系统旋风。Linux 刚开始就是参照 MINIX 系统于 1991 年才开始开发。

GNU 计划-- 开发 Linux 操作系统，以及 Linux 上所用大多数软件基本上都出自 GNU 计划。Linux 只是操作系统的一个内核，没有 GNU 软件环境(比如说 bash shell)，则 Linux 将寸步难行。

POSIX 标准 -- 该标准在推动 Linux 操作系统以后朝着正规路上发展起着重要的作用。是 Linux 前进的灯塔。

INTERNET -- 如果没有 Intenet 网，没有遍布全世界的无数计算机骇客们的无私奉献，那么 Linux 最多只能发展到 0.13(0.95)版的水平。

## 1.2 内容综述

本书将主要对 Linux 的早期内核 0.12 版进行详细描述和注释。Linux-0.12 版本发布于 1992 年 1 月 15 日。在发布时包括以下文件：

| | |
|---|---|
| bootimage-0.12.Z | - 具有美国键盘代码的压缩启动映像文件； |
| rootimage-0.12.Z | - 以 1200kB 压缩的根文件系统映像文件； |
| linux-0.12.tar.Z | - 内核源代码文件。大小为 130KB，展开后约有 463KB； |
| as86.tar.Z | - Bruce Evans'先生编制的执行文件。是 16 位的汇编程序和装入程序； |
| INSTALL-0.11 | - 更新过的安装信息文件。 |

目前，这些文件均可从 oldlinux.org 网站上下载。bootimage-0.12.Z 和 rootimage-0.12.Z 是压缩的软盘映像（Image）文件。软盘映像文件是指对一个软盘结构和内容完全一对一克隆所形成的文件。bootimage 是引导启动 Image 文件，其中主要包括磁盘引导扇区代码、操作系统加载程序和内核执行代码。PC 机启动时 ROM BIOS 固件中的程序会把默认启动驱动器上的引导扇区代码和数据读入内存，该代码负责把操作系统加载程序和内核执行代码读入内存中，然后把控制权交给操作系统加载程序去进一步准备内核的初始化操作，最终加载程序会把控制权交给内核代码。内核代码若要正常运行就需要文件系统的支持。rootimage 就是用于向内核提供最基本支持的根文件系统，其中包括操作系统最基本的一些配置文件和命令执行程序。对于 Linux 系统中使用的 UNIX 类文件系统，其中主要包括一些规定的目录、配置文件、设备驱动程序、开发程序以及所有其他用户数据或文本文件等。这两个盘合起来就相当于一张可启动的 DOS 操作系统盘。

as86.tar.Z 是 16 位汇编器链接程序压缩软件包。linux-0.12.tar.Z 是压缩的 Linux 0.12 内核源代码。INSTALL-0.11 是 Linux 0.11 系统的简单安装说明文档，它同样适用于使用 0.12 内核的 Linux 系统。

目前除了原来的 rootimage-0.12.Z 文件，其他四个文件均能找到。不过作者已经利用 Internet 上的资源为 Linux 0.12 重新制作出了一个完全可以使用的 rootimage-0.12 根文件系统。并重新为其编译出能在 0.12 环境下使用的 gcc 1.40 编译器，配置出可用的实验开发环境。这些文件的具体下载目录位置是：

- http://oldlinux.org/Linux.old/images/ 该目录中含有已经制作好的内核映像文件 bootimage 和根文件系统映像文件 rootimage。
- http://oldlinux.org/Linux.old/kernels/ 该目录中含有内核源代码程序，包括本书所描述的 Linux 0.12 内核源代码程序。
- http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/ 该目录中含有已经设置好的运行在计算机仿真系统 bochs 下的 Linux 系统。
- http://oldlinux.org/Linux.old/Linux-0.12/ 该目录中含有可以在 Linux 0.12 系统中使用的其他一些工具程序和原来发布的一些安装说明说明文档。

本书主要详细分析 linux-0.12 内核中的所有源代码程序，对每个源程序文件都进行了详细注释，包括对 Makefile 文件的注释。分析过程主要按照计算机启动过程进行，因此分析的连贯性到初始化结束内核开始调用 shell 程序为止。其余各个程序均针对其自身进行分析，没有连贯性，因此可以根据自己的需要进行阅读。但在分析时还是提供了一些应用实例。

在分析所有程序的过程中如果遇到较难理解的语句时，会给出相关知识的详细介绍。比如，在遇到对中断控制器进行输入/输出操作时，将对 Intel 中断控制器（8259A）芯片给出详细的说明，并列出使用的命令和方法。这样做有助于加深对代码的理解，又能更好的了解所用硬件的使用方法。这种解读学习方法要比单独列出一章内容来总体介绍硬件或其他知识效率要高得多。

拿 Linux 0.12 版内核来“开刀”是为了提高我们认识 Linux 运行机理的效率。Linux-0.12 版整个内核源代码只有 463K 字节左右，其中包括的内容基本上都是 Linux 的精髓。而目前最新的 4.12.X 版内核非常大，有约 700 兆字节，即使你花一生的时间和经历来阅读也未必能全部都看完。也许你要问“既然要从简入手，为什么不分析更小的 Linux 0.01 版内核源代码呢？它只有 240K 字节左右”主要原因是因为 0.01 版的内核代码有太多不足之处，还没有包括对软盘的驱动程序，也没有很好地涉及数学协处理器的使用以及对登录程序的说明。并且其引导启动程序的结构也与目前的版本不太一样，而 0.12 版的引导启动程序结构则与现在的基本上一样。另外一个原因是可以找到 0.12 版早期的已经编译制作好的内核映像文件(bootimage-0.12)，可以用来进行引导演示。如果再配上简单的根文件系统映像文件(rootimage-0.12)，那么它就可以进行正常运行了。

拿 Linux 0.12 版进行学习也有不足之处。比如该内核中尚不包括有关专门的进程等待队列、TCP/IP 网络等方面的一些当前非常重要的代码，对内存的分配和使用与现今的内核也有所区别。但好在 Linux 中的网络代码基本上是自成一体的，与内核机制关系不是很大，因此可以在了解了 Linux 工作的基本原理之后再去分析这些代码。

本书对 Linux 内核中所有的代码都进行了说明。为了保持结构的完整性，对代码的说明是以内核中源代码的组成结构来进行的，基本上是以每个源代码中的目录为一章内容进行介绍。介绍的源程序文件的次序可参见前面的文件列表索引。整个 Linux 内核源代码的目录结构如下列表 1-1 所示。所有目录结构均是以 linux 为当前目录。

列表 1-1 Linux/目录

| | 名称 | 大小 | 最后修改日期(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
|  | boot/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | fs/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | include/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | init/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | kernel/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | lib/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | mm/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | tools/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
|  | Makefile | 3091 bytes | 1992-01-13 03:48:56 | |

本书内容大致可以分为五个部分。第 1 章至第 4 章是基础知识部分。操作系统与所运行的硬件环境密切相关。如果想彻底理解操作系统运行全过程，那么就需要了解它的硬件运行环境，尤其是处理器多任务运行机制。这部分较为详细地介绍了微型计算机硬件组成、编制 Linux 内核程序使用的编程语言以及 Intel 80X86 保护模式下的编程原理；第二部分包括第 5 章至第 7 章，描述内核引导启动和 32 位运行方式的准备阶段，作为学习内核的初学者应该全部进行阅读；第三部分从第 8 章到第 13 章是内核代码的主要部分。其中第 8 章内容可以作为阅读这部分后续章节的主要线索来进行。第 14 章到第 16 章是第四部分内容，可以作为阅读第三部分源代码的参考信息。最后一部分仅包括第 17 章内容，其中介绍了如何使用 PC 机模拟软件系统 Bochs 针对 Linux 0.12 内核进行各种实验活动。

第 2 章首先基于传统微机系统的硬件组成框图，主要介绍 Linux 内核运行之上的 IBM PC/AT386 微机的组成部分。介绍各个主要部分的功能和相互关系。同时也与目前最新微机的组成框图作简单比较。这样能够为那些没有学过计算机组成原理的读者提供足够的有关信息。

第 3 章介绍 Linux 0.12 内核中使用的编程语言、目标文件格式和编译环境，主要目标是提供阅读 Linux 0.12 内核源代码所需要的汇编语言和 GNU C 语言扩展知识。本章首先比较详细地介绍了 as86 和 GNU as 汇编程序的语法和使用方法，然后对 GNU C 语言中的内联汇编、语句表达式、寄存器变量以及内联函数等常用 C 语言扩展内容进行说明，同时详细描述了 C 和汇编函数之间的相互调用机制。最后简单描述了 Makefile 文件的使用方法。

第 4 章主要概要描述 80X86 CPU 的体系结构以及保护模式下编程的一些基础知识，为准备阅读基于 80X86 CPU 的 Linux 内核源代码打下扎实基础。其中主要包括：80X86 基础知识、保护模式内存管理、中断和异常处理、任务管理以及一个简单的多任务内核示例。

第 5 章概要地描述了 Linux 操作系统的体系结构、内核源代码文件放置的组织结构以及每个文件大致功能。还介绍了 Linux 对物理内存的使用分配方式、内核的几种堆栈及其使用方式和虚拟线性地址的使用分配。最后开始注释内核程序包中 Linux/目录下的所看到的第一个文件，也即内核代码的总体 Makefile 文件的内容。该文件是所有内核源程序的编译管理配置文件，供编译管理工具软件 make 使用。

第 6 章将详细注释 boot/目录下的三个汇编程序，其中包括磁盘引导程序 bootsect.s、获取 BIOS 中参数的 setup.s 汇编程序和 32 位运行启动代码程序 head.s。这三个汇编程序完成了把内核从块设备上引导加载到内存的工作，并对系统配置参数进行探测，完成了进入 32 位保护模式运行之前的所有工作。为内核系统执行进一步的初始化工作做好了准备。

第 7 章主要介绍 init/目录中内核系统的初始化程序 main.c。它是内核完成所有初始化工作并进入正常运行的关键地方。在完成了系统所有的初始化工作后，创建了用于 shell 的进程。在介绍该程序时将需要查看其所调用的其他程序，因此对后续章节的阅读可以按照这里调用的顺序进行。由于内存管理程序的函数在内核中被广泛使用，因此该章内容应该最先选读。当你能真正看懂直到 main.c 程序为止的所有程序时，你应该已经对 Linux 内核有了一定的了解，可以说已经有一半入门了☺，但你还需要对文件系统、系统调用、各种驱动程序等进行更深一步的阅读。

第 8 章主要介绍 kenel/目录中的所有程序。其中最重要的部分是进程调度函数 schedule()、sleep_on() 函数和有关系统调用的程序。此时你应该已经对其中的一些重要程序有所了解。从本章内容开始，我们会遇到很多 C 语言程序中嵌入的汇编语句。有关嵌入式汇编语句的基本语法请参见第 3 章的说明。

第 9 章对 kernel/blk_drv/目录中的块设备程序进行了注释说明。该章主要含有硬盘、软盘等块设备的驱动程序，主要用来与文件系统和高速缓冲区打交道，含有较多与硬件相关的内容。因此，在阅读这章内容时需参考一些硬件资料。最好能首先浏览一下文件系统的章节。

第 10 章对 kernel/chr_drv/目录中的字符设备驱动程序进行注释说明。这一章中主要涉及串行线路驱动程序、键盘驱动程序和显示器驱动程序。这些驱动程序构成了 0.12 内核支持的串行终端和控制台终端设备。因此本章也含有较多与硬件有关的内容。在阅读时需要参考一下相关硬件的书籍。

第 11 章介绍 kernel/math/目录中的数学协处理器的仿真程序。由于本书所注释的内核版本，还没有真正开始支持协处理器，因此本章的内容较少，也比较简单。只需有一般性的了解即可。

第 12 章介绍内核源代码 fs/目录中的文件系统程序，在看这章内容时建议你能够暂停一下而去阅读 Andrew S. Tanenbaum 的《操作系统设计与实现》一书中有关 MINIX 文件系统的章节，因为最初的 Linux 系统是只支持 MINIX 一种文件系统，Linux 0.12 版也不例外。

第 13 章解说 mm/目录中的内存管理程序。要透彻地理解这方面的内容，我们就需要对 Intel 80X86 微处理器的保护模式运行方式有足够的理解，因此在阅读本章程序时，除了可以参考本章在适当地方包含的 80X86 保护模式运行方式概要说明以外，还应该同时参考第 4 章内容。由于本章以源代码中的运用实例作为对象进行解说，因此可以更好地理解内存管理的工作原理。

本书第 14 章对 include/目录中的所有头文件进行了详细说明，基本上对每一个定义、每一个常量或

数据结构都进行了详细注释。现有的 Linux 内核分析书籍一般都缺乏对内核头文件的描述，因此对于一个初学者来讲，在阅读内核程序时会碰到许多障碍。为了便于在阅读时参考查阅，本书在附录中还对一些经常要用到的重要的数据结构和变量进行了归纳注释，但这些内容实际上都能在这一章的头文件中找到。虽然该章内容主要是为阅读其他章节中的程序作参考使用的，但是若想彻底理解内核的运行机制，仍然需要了解这些头文件中的许多细节。

第 15 章介绍了 Linux 0.12 版内核源代码 lib/目录中的所有文件。这些库函数文件主要向编译系统等系统程序提供了接口函数，对以后理解系统软件会有较大的帮助。由于这个版本较低，所以这里的内容并不是很多，因此我们可以很快地看完。这也是我们为什么选择 0.12 版的原因之一。

第 16 章介绍 tools/目录下的 build.c 程序。这个程序并不会包括在编译生成的内核映像（Image）文件中，它仅用于将内核中的磁盘引导程序块与其他主要内核模块连接成一个完整的内核映像（kernel image）文件。

第 17 章介绍了学习内核源代码时的实验环境以及动手实施各种实验的方法。主要介绍了在 Bochs 仿真系统下使用和编译 Linux 内核的方法以及磁盘镜象文件的制作方法。还说明了如何修改 Linux 0.12 源代码的语法使其能在 RedHat 9 系统下顺利编译出正确的内核来。

最后是附录和索引。附录中给出了 Linux 内核中的一些常数定义和基本数据结构定义，以及保护模式运行机制的简明描述。

为了便于查阅，在本书附录中还单独列出了内核中要用到的有关 PC 机硬件方面的信息。在参考文献中，我们仅给出了在阅读源代码时可以参考的书籍、文章等信息，并没有包罗万象地给出一大堆的繁杂凌乱的文献列表。比如在引用 Linux 文档项目 LDP（Linux Document Project）中的文件时，我们会明确地列出具体需要参考哪一篇 HOWTO 文章，而并不是仅仅给出 LDP 的网站地址了事。

Linus 先生在最初开发 Linux 操作系统内核时，主要参考了 3 本书。一本是 M. J. Bach 著的《UNIX 操作系统设计》，该书描述了 UNIX System V 内核的工作原理和数据结构。Linus 使用了该书中很多函数的算法，Linux 内核源代码中很多重要函数的名称都取自该书。因此，在阅读本书时，这是一本必不可少的内核工作原理方面的参考书籍。另一本是 John H. Crawford 等编著的《Programming the 80386》，是讲解 80x86 下保护模式编程方法的好书。还有一本就是 Andrew S.Tanenbaum 著的《MINIX 操作系统设计与实现》一书的第 1 版。Linus 主要使用了该书中描述的 MINIX 文件系统 1.0 版，而且在早期的 Linux 内核中也仅支持该文件系统，所以在阅读本书有关文件系统一章内容时，文件系统的工作原理方面的知识完全可以从 Tanenbaum 的书中获得。

在对每个程序进行解说时，我们首先简单说明程序的主要用途和目的、输入输出参数以及与其他程序的关系，然后对代码进行详细注释，注释时对原程序代码或文字不作任何方面的改动或删除，因为 C 语言是一种英语类语言，程序中原有的少量英文注释对常数符号、变量名等也提供了不少有用的信息。在代码之后是对程序更为深入的解剖，并对代码中出现的一些语言或硬件方面的相关知识进行说明。如果在看完这些信息后回头再浏览一遍程序，你会有更深一层的体会。

对于阅读本书所需要的一些基本概念知识的介绍都散布在各个章节相应的地方，这样做主要是为了能够方便的找到，而且在结合源代码阅读时，对一些基本概念能有更深的理解。

最后要说明的是当你已完全理解本文所解说的一切内容时，并不一定代表你已成为一位 Linux 行家了，你应该是刚刚踏上 Linux 的征途，具有了成为一个 Linux 内核高手的初步知识。这时你应该去阅读更多的源代码和广泛阅读各类相关书籍。在开始撰写这本书时 Linux 内核是 2.6.12 版，现在已是 4.12.x 版了。当你能快速理解这些最新版本甚至能提出自己的修改建议和补丁（patch）程序时，才可以说对内核实现具有一定的扎实基础了。

## 1.3 本章小结

首先阐述了 Linux 诞生和发展不可缺少的五个支柱：UNIX 最初的开放原代码版本为 Linux 提供了实现的基本原理和算法、Richard Stallman 的 GNU 计划为 Linux 系统提供了丰富且免费的各种实用工具、POSIX 标准的出现为 Linux 提供了实现与标准兼容系统的参考指南、A.S.T 的 MINIX 操作系统为 Linux 的诞生起到了不可忽缺的参考、Internet 是 Linux 成长和壮大的必要环境。最后本章概述了书中的基本内容。

# 第2章 微型计算机组成结构

任何一个系统都可被看作由四个基本部分组成，见图 2-1 所示的模型框图。其中输入部分用于接收进入系统的信息或数据；经过处理中心加工后再由输出部分送出。能源部分则为整个系统提供操作运行的能源供给，包括输入和输出部分操作所需要的能量。

计算机系统也不例外，它也主要由这四部分组成。不过在内部，计算机系统的处理中心与输入/输出部分之间的通道或接口都是共享使用的，因此图 2-1 中(b)图应该更能恰当地表示一个计算机系统。当然，象计算机或很多复杂系统来说，其中各个子部分都可以独立地看作一个完整的子系统，并且也能使用这个模型来描述，而一个完整的计算机系统整体则由这些子系统构成。

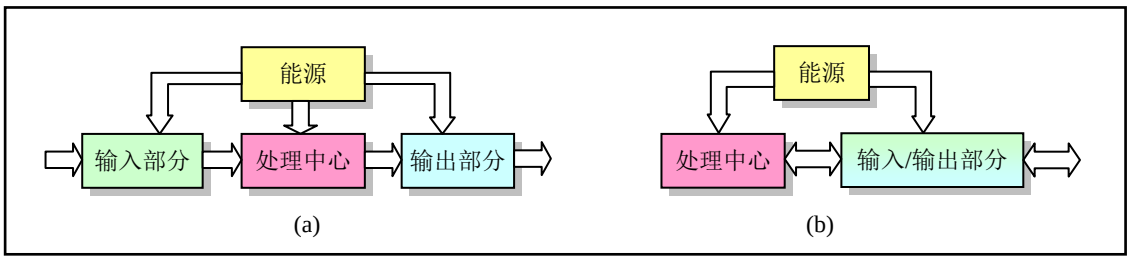



图 2-1 系统基本组成

计算机系统可分为硬件和和软件两部分，两者之间互相依存。硬件部分是计算机系统的可见部分，是软件运行和存储的平台。软件是一种控制硬件操作和动作的指令流。犹如存储于人类大脑中的信息和思维控制着人体的思想和动作一样，软件可以看作是计算机“大脑”中的信息和思维。本书描述的主题就是一个计算机系统的运行机制，主要说明系统的处理中心和输入/输出部分的硬件组成和软件控制的实现原理。在硬件方面，我们概要说明基于 Intel 80X86 中央处理器（CPU -- Central Processing Unit）的 IBM PC 微型计算机及其兼容机的硬件系统，计算机的 CPU 芯片可以直接看作是系统的处理中心，它通过总线接口与其他部分相连；对于运行在其上的软件方面，我们则专门详细描述 Linux 操作系统内核的实现。

操作系统与所运行的硬件环境密切相关。如果想彻底理解操作系统运行全过程，就需要了解它的运行硬件环境。本章基于传统微机系统的硬件组成框图，简明介绍了微机中各个主要部分的功能。这些内容基本上能够建立起阅读 Linux 0.12 内核的硬件基础知识。为了便于说明，术语 PC/AT 将用来指示具有 80386 及以上 CPU 的 IBM PC 及其兼容微机，而 PC 则用来泛指所有微机，包括 IBM PC/XT 及其兼容微机。

## 2.1 微型计算机组成原理

我们从俯瞰的角度来说明采用 80386 及以上 CPU 的 PC 机系统组成结构。一个传统微型计算机硬件组成结构见图 2-2 所示。其中，CPU 通过地址线、数据线和控制信号线组成的本地总线（或称为内部总线）与系统其他部分进行数据通信。地址线用于提供内存或 I/O 设备的寻址地址，即指明需要读/写数据的具体位置。数据线用于在 CPU 和内存或 I/O 设备之间提供数据传输的通道，而控制线则负责指挥执行的具体读/写操作。对于使用 80386 CPU 的 PC 机，其内部地址线和数据线均有 32 根，即都是 32 位的。因此地址

寻址空间范围有 $2^{32}$ 字节，从 0 到 4GB。

图中上部控制器和存储器接口通常都集成在计算机主板上，这些控制器分别都是以一块大规模集成电路芯片为主组成的功能电路。例如，中断控制器由 Intel 8259A 或其兼容芯片构成；DMA 控制器通常采用 Intel 8237A 芯片构成；定时计数器的核心则是 Intel 8253/8254 定时芯片；键盘控制器使用的是 Intel 8042 芯片来与键盘中的扫描电路进行通信。

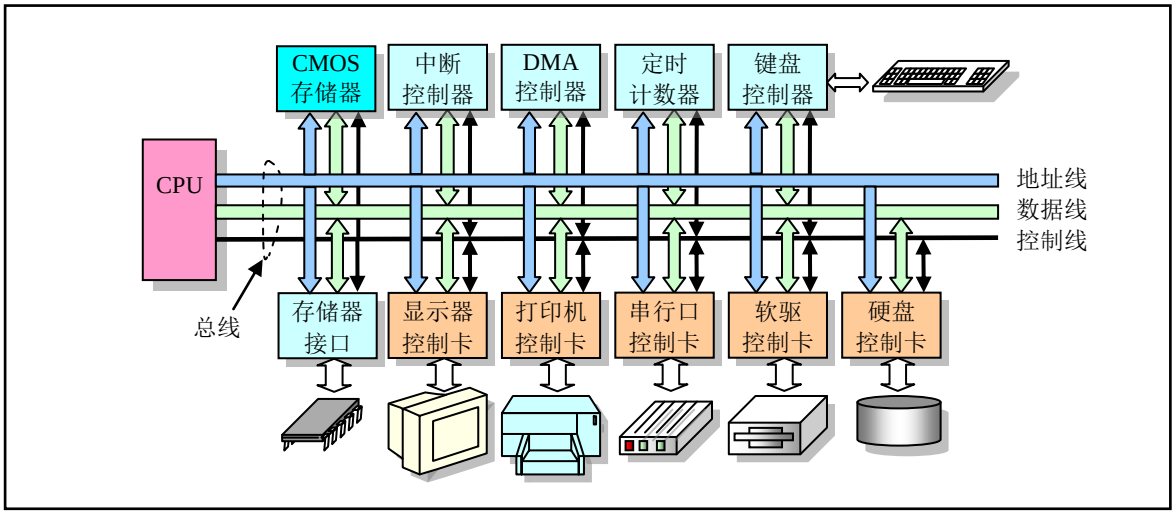



图 2-2 传统 IBM PC 及其兼容计算机的组成框图

图中下方的各个控制卡（或者称为适配器）通过扩展插槽与主板上系统总线连接。总线插槽是系统地址总线、数据总线和控制线与扩展的设备控制器的标准连接接口。这些标准接口通常有工业标准结构 ISA（Industry Standard Architecture）总线、扩展工业标准结构总线 EISA（Extented ISA）、外围组件互连 PCI（Peripheral Component Interconnect）总线和加速图形端口 AGP（Accelerated Graphics Port）视频总线等。这些总线接口的主要区别在于数据传输速率和控制灵活性方面。随着硬件技术发展，传输速率更高、控制更灵活的总线接口还在不断推出，例如采用串行通信点对点技术的高速 PCIE（PCI Express）总线。最初的 80386 机器上只有 ISA 总线，因此系统与外部 I/O 设备最多只能使用 16 位数据线进行数据传输。

随着计算机技术的发展，很多原来使用扩展的控制卡来完成的功能（例如硬盘控制器功能）都已经集成在计算机主机板上，成为主板上几个超大规模集成电路芯片的功能之一。几个甚至一个这样的芯片就确定了主机板的主要特性和功能，并且为了让系统的不同部分都能达到其最高传输速率，总线结构也发生了很大变化。现代 PC 机的组成结构通常可以使用图 2-3 来描述。除了 CPU 以外，现代 PC 机主板主要使用 2 个超大规模集成电路构成的芯片组或芯片集（Chipsets）组成：北桥（Northbridge）芯片和南桥（Southbridge）芯片。北桥芯片用于与 CPU、内存和 AGP 视频进行接口连接，这些接口具有很高的传输速率。北桥芯片还起着存储器控制作用，因此 Intel 把该芯片标号为 MCH（Memory Controller Hub）芯片。南桥芯片用来管理低、中速的组件，例如，PCI 总线、IDE 硬盘接口、USB 端口等，因此南桥芯片的名称为 ICH（I/O Controller Hub）。之所以用“南、北”桥来分别统称这两个芯片，是由于在 Intel 公司公布的典型 PC 机主板上，它们分别位于主版的下端和上端（即地图上的南部和北部）位置，并起着与 CPU 进行通道桥接的作用。

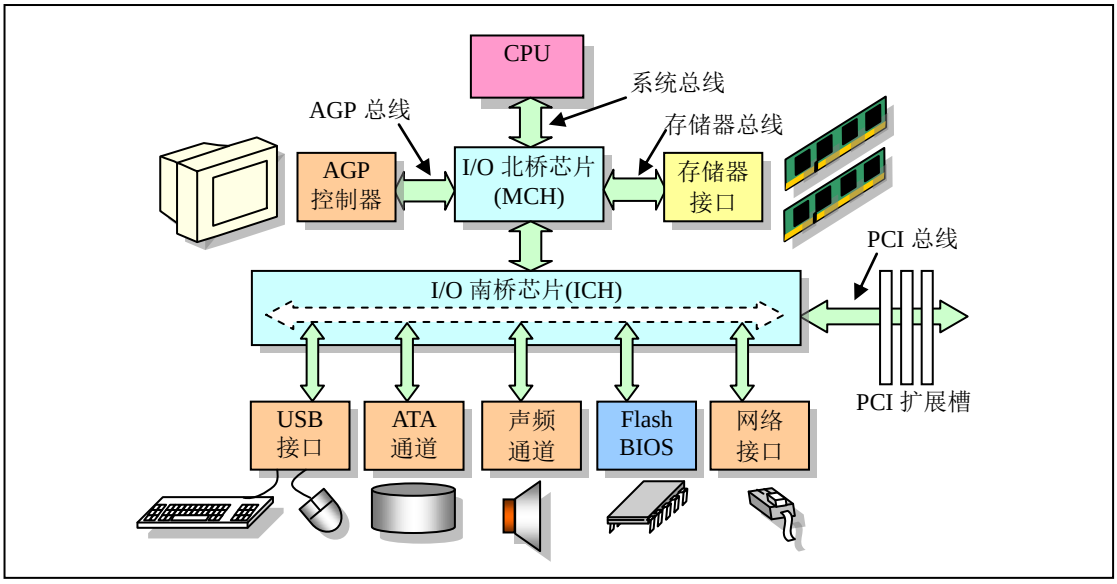



图 2-3 现代 PC 机芯片集框图

虽然总线接口发生了很大变化，甚至今后北桥和南桥芯片都将会合二为一，形成单芯片主板，但是对于我们编程人员来说，这些变化仍然与传统的 PC 机结构兼容，所有原有控制板卡的访问地址、控制线功能均与传统 PC 机一致。因此为传统 PC 机硬件结构编制的程序仍然能运行于现在的 PC 机上。这从 Intel 的开发手册上可以证实这个结论。所以为了便于入门学习，我们仍然以传统 PC 机结构为框架来讨论和学习 PC 的组成和编程方法，当然这些方法仍然适合于现代 PC 机结构。下面我们概要说明图 2-2 所给出的传统 PC 机中各个主要控制器和控制卡的工作原理，有关它们的实际编程方法则推迟到阅读内核相应源代码时再作详细介绍。

# 2.2 I/O 端口寻址和访问控制方式

## 2.2.1 I/O 端口和寻址

CPU 为了访问 I/O 接口控制器或控制卡上的数据和控制/状态信息，需要首先指定它们的地址。这种地址就称为 I/O 端口地址或者简称端口。通常一个 I/O 控制器包含访问数据的数据端口、输出命令的命令端口和访问控制器执行状态的状态端口，因此一个控制器需要使用多个端口，这些按顺序分配的端口地址即是给定控制器的端口地址范围。

端口地址的设置方法一般有两种：统一编址和独立编址。由计算机设计厂家确定。端口统一编址的原理是把 I/O 控制器中的端口地址归入内存存储器寻址地址空间范围内。因此这种编址方式也成为存储器映像编址。CPU 访问一个端口的操作与访问内存的操作一样，也使用访问内存的指令。端口独立编址的方法是把 I/O 控制器和控制卡的寻址空间单独作为一个独立的地址空间对待，称为 I/O 地址空间。每个端口有一个 I/O 地址与之对应，并且使用专门的 I/O 指令来访问端口。

IBM PC 及其兼容微机主要使用独立编址方式，采用了一个独立的 I/O 地址空间对控制设备中的寄存器进行寻址和访问。使用 ISA 总线结构的传统 PC 机其 I/O 地址空间范围是 0x000 -- 0x3FF，共有 1KB（1024 个）I/O 端口地址可供使用。各个控制器和控制卡所默认分配使用的端口地址范围见表 2-1 所示。关于这些端口的使用和编程方法将在后面具体涉及相关硬件时再详细进行说明。

另外，IBM PC 机也部分地使用了统一编址方式。例如，CGA 显示卡上显示内存的地址就直接占用了存储器地址空间 0xB800 -- 0xBC00 范围。因此若要让一个字符显示在屏幕上，可以直接使用内存操作指令往这个内存区域执行写操作。

表 2-1 I/O 端口地址分配

| 端口地址范围 | 分配说明 |
|---|---|
| 0x000 -- 0x01F | 8237A DMA 控制器 1 |
| 0x020 -- 0x03F | 8259A 可编程中断控制器 1 |
| 0x040 -- 0x05F | 8253/8254A 定时计数器 |
| 0x060 -- 0x06F | 8042 键盘控制器 |
| 0x070 -- 0x07F | 访问 CMOS RAM/实时时钟 RTC（Real Time Clock）端口 |
| 0x080 -- 0x09F | DMA 页面寄存器访问端口 |
| 0x0A0 -- 0x0BF | 8259A 可编程中断控制器 2 |
| 0x0C0 -- 0x0DF | 8237A DMA 控制器 2 |
| 0x0F0 -- 0x0FF | 协处理器访问端口 |
| 0x170 -- 0x177 | IDE 硬盘控制器 1 |
| 0x1F0 -- 0x1F7 | IDE 硬盘控制器 0 |
| 0x278 -- 0x27F | 并行打印机端口 2 |
| 0x2F8 -- 0x2FF | 串行控制器 2 |
| 0x378 -- 0x37F | 并行打印机端口 1 |
| 0x3B0 -- 0x3BF | 单色 MDA 显示控制器 |
| 0x3C0 -- 0x3CF | 彩色 CGA 显示控制器 |
| 0x3D0 -- 0x3DF | 彩色 EGA/VGA 显示控制器 |
| 0x3F0 -- 0x3F7 | 软盘控制器 |
| 0x3F8 -- 0x3FF | 串行控制器 1 |

对于使用 EISA 或 PCI 等总线结构的现代 PC 机，有 64KB 的 I/O 地址空间可供使用。在普通 Linux 系统中通过查看/proc/ioports 文件可以得到相关控制器或设置使用的 I/O 地址范围，见如下所示。

```
[root@plinux root]# cat /proc/ioports
0000-001f : dma1
0020-003f : pic1
0040-005f : timer
0060-006f : keyboard
0070-007f : rtc
0080-008f : dma page reg
00a0-00bf : pic2
00c0-00df : dma2
00f0-00ff : fpu
0170-0177 : ide1
01f0-01f7 : ide0
02f8-02ff : serial(auto)
0376-0376 : ide1
03c0-03df : vga+
03f6-03f6 : ide0
03f8-03ff : serial(auto)
0500-051f : PCI device 8086:24d3 (Intel Corp.)
0cf8-0cff : PCI conf1
da00-daff : VIA Technologies, Inc. VT6102 [Rhine-II]
  da00-daff : via-rhine
```

```
e000-e01f : PCI device 8086:24d4 (Intel Corp.)
  e000-e01f : usb-uhci
e100-e11f : PCI device 8086:24d7 (Intel Corp.)
  e100-e11f : usb-uhci
e200-e21f : PCI device 8086:24de (Intel Corp.)
  e200-e21f : usb-uhci
e300-e31f : PCI device 8086:24d2 (Intel Corp.)
  e300-e31f : usb-uhci
f000-f00f : PCI device 8086:24db (Intel Corp.)
  f000-f007 : ide0
  f008-f00f : ide1
[root@plinux root]#
```

### 2.2.2 接口访问控制

PC 机 I/O 接口数据传输控制方式一般可采用程序循环查询方式、中断处理方式和 DMA 传输方式。顾名思义，循环查询方式是指 CPU 通过在程序中循环查询指定设备控制器中的状态来判断是否可以与设备进行数据交换。这种方式不需要过多硬件支持，使用和编程都比较简单，但是特别耗费 CPU 宝贵时间。因此在多任务操作系统中除非等待时间极短或必须，否则就不应该使用这种方式。在 Linux 操作系统中，只有在设备或控制器能够足够快地返回信息时才会在少数几个地方采用这种方式。

中断处理控制方式需要有中断控制器的支持。在这种控制方式下，只有当 I/O 设备通过中断信号向 CPU 提出处理请求时，CPU 才会暂时中断当前执行的程序转而去执行相应的 I/O 中断处理服务过程。当执行完该中断处理服务过程后，CPU 又会继续执行刚才被中断的程序。在 I/O 控制器或设备发出中断请求时，CPU 通过使用中断向量表（或中断描述符表）来寻址相应的中断处理服务过程的入口地址。因此采用中断控制方式时需要首先设置好中断向量表，并编制好相应的中断处理服务过程。Linux 操作系统中大多数设备 I/O 控制都采用中断处理方式。

直接存储器访问 DMA（Direct Memory Access）方式用于 I/O 设备与系统内存之间进行批量数据传送，整个操作过程需要使用专门的 DMA 控制器来进行而无需 CPU 插手。由于在传输过程中无须软件介入，因此操作效率很高。在 Linux 操作系统中，软盘驱动程序使用中断和 DMA 方式配合来实现数据的传输工作。

## 2.3 主存储器、BIOS 和 CMOS 存储器

### 2.3.1 主存储器

1981 年 IBM PC 机刚推出时系统只带有 640KB 的 RAM 主存储器，简称内存。由于所采用的 8088/8086 CPU 只有 20 根地址线，因此内存寻址范围最高为 1024KB（1MB）。在当时 DOS 操作系统流行年代，640K 或 1MB 内存容量基本上能满足普通应用程序的运行。随着计算机软件和硬件技术的高速发展，目前的计算机通常都配置有 512MB 或者更多的物理内存容量，并且都采用 Intel 32 位 CPU，即都是 PC/AT 计算机。因此 CPU 的物理内存寻址范围已经高达 4GB（通过采用 CPU 的新特性，系统甚至可以寻址 64GB 的物理内存容量）。但是为了与原来的 PC 机在软件上兼容，系统 1MB 以下物理内存使用分配上仍然保持与原来的 PC 机基本一致，只是原来系统 ROM 中的基本输入输出程序 BIOS 一直处于 CPU 能寻址的内存最高端位置处，而 BIOS 原来所在的位置将在计算机开机初始化时被用作 BIOS 的影子（Shadow）区域，即 BIOS 代码仍然会被复制到这个区域中。见图 2-4 所示。

当计算机上电初始化时，物理内存被设置成从地址 0 开始的连续区域。除了地址从 0xA0000 到 0xFFFFF（640K 到 1M 共 384KB）和 0xFFFE0000 到 0xFFFFFFFF（4G 处的最后 128KB）范围以外的所有内存都可用作系统内存。这两个特定范围被用于 I/O 设备和 BIOS 程序。假如我们的计算机中有 16MB 的物理内

存，那么在 Linux 0.1x 系统中，0--640K 将被用作存放内核代码和数据。Linux 内核不使用 BIOS 功能，也不使用 BIOS 设置的中断向量表。640K-- 1M 之间的 384K 仍然保留用作图中指明的用途。其中地址 0xA0000 开始的 128K 用作显示内存缓冲区，随后部分用于其他控制卡的 ROM BIOS 或其映射区域，而 0xF0000 到 1M 范围用于高端系统 ROM BIOS 的映射区。1M--16M 将被内核用于作为可分配的主内存区。另外高速缓冲区和内存虚拟盘也会占用内核代码和数据后面的一部分内存区域，该区域通常会跨越 640K -- 1M 的区域。

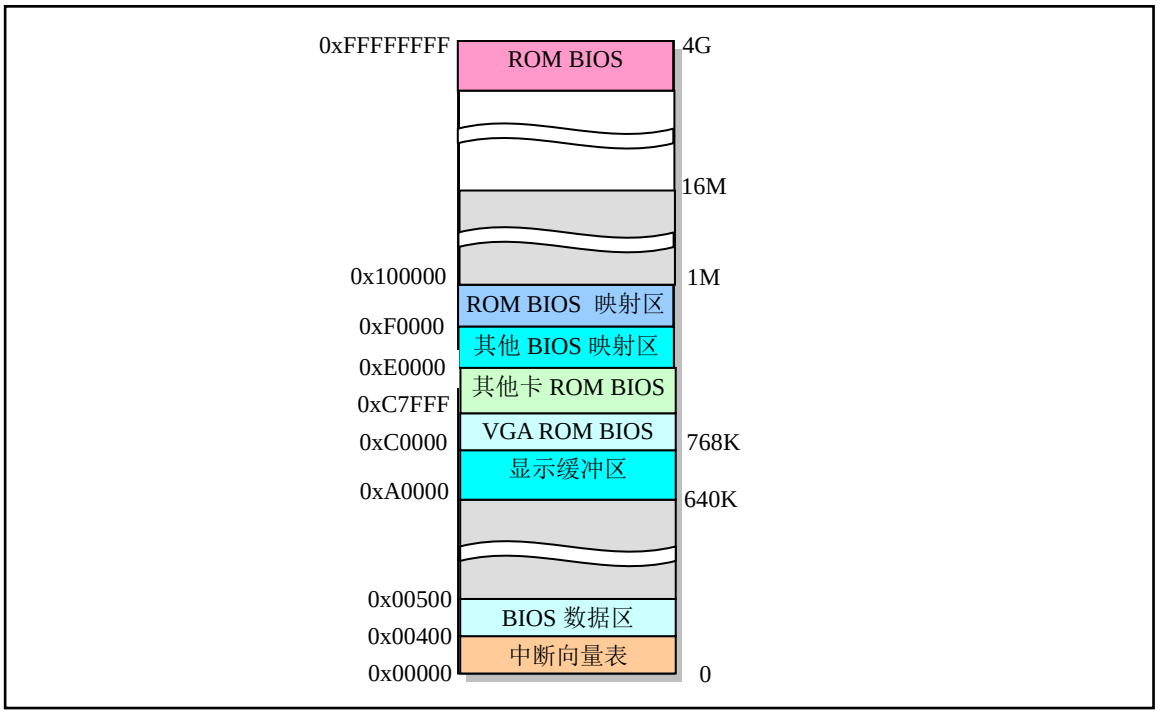



图 2-4 PC/AT 机内存使用区域图

## 2.3.2 基本输入/输出程序 BIOS

存放在 ROM 中的系统 BIOS 程序主要有三大功能：自检、初始化和提供服务调用。主要用于计算机开机时执行 ROM 中的系统各部分的自检、建立起操作系统使用的各种默认配置表（例如中断向量表、硬盘参数表），并且把处理器和系统其余部分初始化到一个已知状态，而且还为 DOS 等操作系统提供硬件设备接口服务。但是由于 BIOS 提供的这些服务不具备可重入性（即其中程序不可并发运行），并且从访问效率方面考虑，因此除了在初始化时会利用 BIOS 提供一些系统参数以外，具有分时多任务特性的 Linux 操作系统在运行时并不使用 BIOS 中的功能。

当计算机系统上电开机或者按了机箱上的复位按钮时，CPU 会自动把代码段寄存器 CS 设置为 0xF000，其段基地址则被设置为 0xFFFF0000，段长度设置为 64KB。而 IP 被设置为 0xFFF0，因此此时 CPU 代码指针指向 0xFFFFFFF0 处，即 4G 空间最后一个 64K 的最后 16 字节处。由上图可知，这里正是系统 ROM BIOS 存放的位置。并且 BIOS 会在这里存放一条跳转指令 JMP 跳转到 BIOS 代码中 64KB 范围内的某一条指令开始执行。由于目前 PC/AT 微机中 BIOS 容量大多有 1MB 到 2MB，并存储在闪存（Flash Memory）ROM 中，因此为了能够执行或访问 BIOS 中超过 64KB 范围而又远远不在 0--1M 地址空间中的其他 BIOS 代码或数据，BIOS 程序会首先使用 32 位访问方式把数据段寄存器的访问范围设置成 4G（而非原来的 64K），这样 CPU 就可以在 0 到 4G 范围内执行和操作数据。此后，BIOS 在执行了一些列硬件检测和初始化操作之后，就会把与原来 PC 机兼容的 64KB BIOS 代码和数据复制到内存低端 1M 末端的 64K 处，然后跳转到这个地方并让 CPU 真正运行在实地址模式下，见图 2-5 所示。最后 BIOS 就会从硬盘或其他块设备把操作

系统引导程序加载到内存 0x7c00 处，并跳转到这个地方继续执行引导程序。

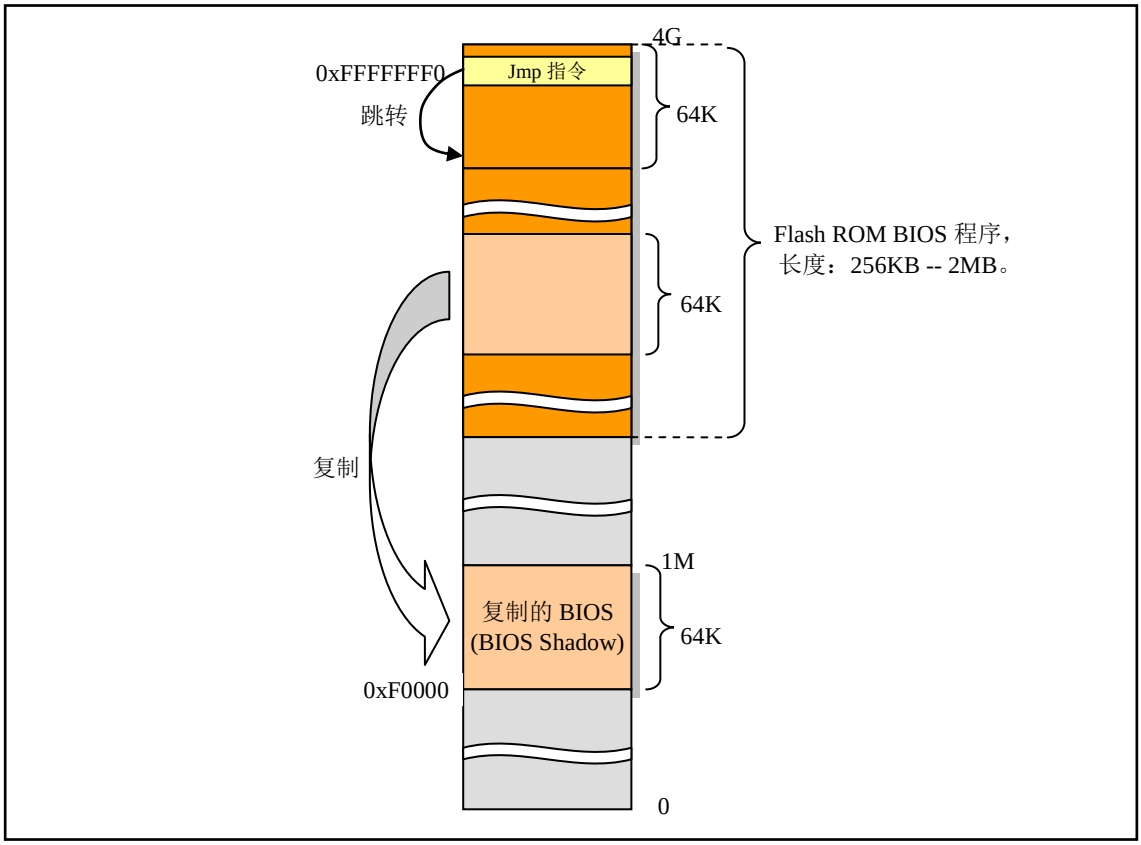



图 2-5 Flash ROM BIOS 位置和复制映射区域

### 2.3.3 CMOS 存储器

在 PC/AT 机中，除需要使用内存和 ROM BIOS 以外，还使用具有少量存储容量的（只有 64 或 128 字节）CMOS（Complementary Metal Oxide Semiconductor，互补金属氧化物半导体）存储器来存放计算机的实时时钟信息和系统硬件配置信息。这部分内存通常和实时时钟芯片（Real Time Chip）做在一块集成块中。CMOS 内存的地址空间在基本内存地址空间之外，需要使用 I/O 指令来访问。

## 2.4 控制器和控制卡

### 2.4.1 中断控制器

IBM PC/AT 80X86 兼容微机使用两片级联的 8259A 可编程中断控制芯片组成一个中断控制器，用于实现 I/O 设备的中断控制数据存取方式，并且能为 15 个设备提供独立的中断控制功能，见图 2-6 所示。在计算机刚开机初始化期间，ROM BIOS 会分别对两片 8259A 芯片进行初始化，分别把 15 级中断优先级分配给时钟定时器、键盘、串行口、打印口、软盘控制、协处理器和硬盘等设备或控制器使用。同时在内存开始处 0x000-0xFFF 区域内建立一个中断向量表。但是由于这些设置违背了 Intel 公司的要求（后面章节将会详细说明），因此 Linux 操作系统在内核初始化期间又重新对 8259A 进行了设置。有关中断控制器工作原理和编程方法的详细说明请参见后续章节。

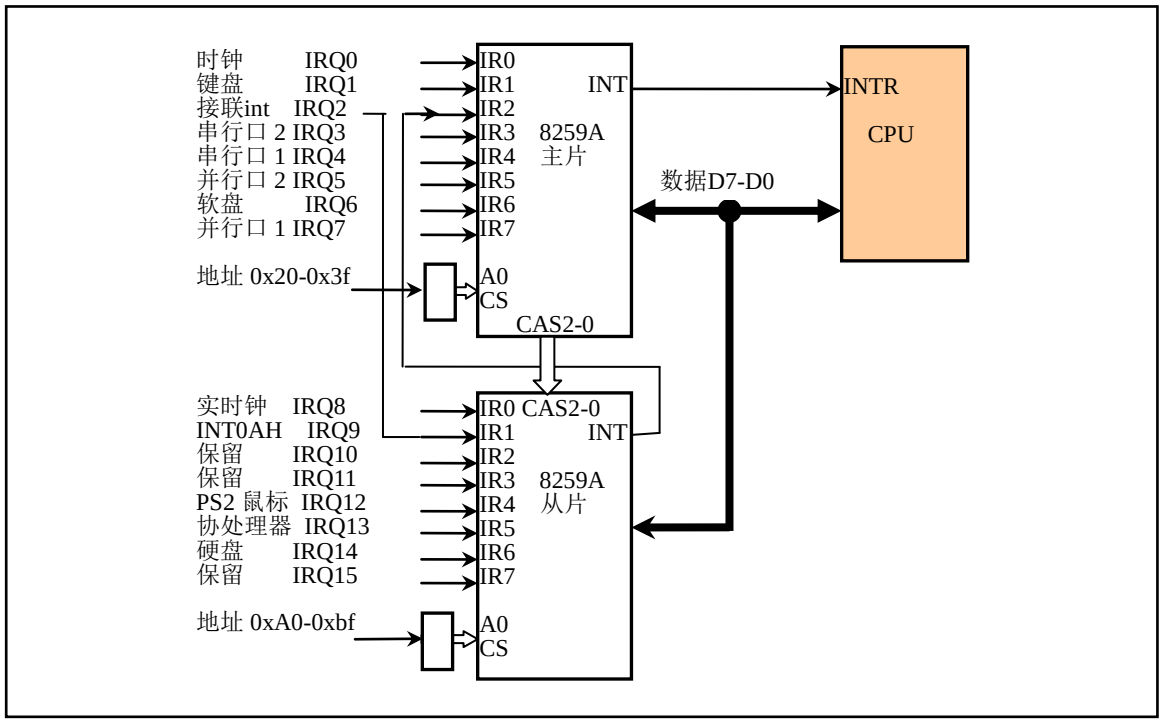



图 2-6 PC/AT 微机级连式 8259 控制系统

当一台 PC 计算机刚上电开机时，图 2-6 中的硬件中断请求号会被 ROM BIOS 设置成表 2-2 中列出的对应中断向量号。Linux 操作系统并不直接使用这些 PC 机默认设置好的中断向量号，当 Linux 系统执行初始化操作时，它会重新设置中断请求号与中断向量号的对应关系。

表 2-2 开机时 ROM BIOS 设置的硬件请求处理中断号

| 中断请求号 | BIOS 设置的中断号 | 用途 |
|---|---|---|
| IRQ0 | 0x08 （8） | 8253 发出的 100HZ 时钟中断 |
| IRQ1 | 0x09 （9） | 键盘中断 |
| IRQ2 | 0x0A （10） | 接连从芯片 |
| IRQ3 | 0x0B （11） | 串行口 2 |
| IRQ4 | 0x0C （12） | 串行口 1 |
| IRQ5 | 0x0D （13） | 并行口 2 |
| IRQ6 | 0x0E （14） | 软盘驱动器 |
| IRQ7 | 0x0F （15） | 并行口 1 |
| IRQ8 | 0x70 （112） | 实时钟中断 |
| IRQ9 | 0x71 （113） | 改向至 INT 0x0A |
| IRQ10 | 0x72 （114） | 保留 |
| IRQ11 | 0x73 （115） | 保留（网络接口） |
| IRQ12 | 0x74 （116） | PS/2 鼠标口中断 |
| IRQ13 | 0x75 （117） | 数学协处理器中断 |
| IRQ14 | 0x76 （118） | 硬盘中断 |
| IRQ15 | 0x77 （119） | 保留 |

### 2.4.2 DMA 控制器

如前所述，DMA 控制器的主要功能是通过让外部设备直接与内存传输数据来增强系统的性能。通常它由机器上的 Intel 8237 芯片或其兼容芯片实现。通过对 DMA 控制器进行编程，外设与内存之间的数据传输能在不受 CPU 控制的条件下进行。因此在数据传输期间，CPU 可以做其他事情。

在 PC/AT 机中，使用了两片 8237 芯片，因此 DMA 控制器有 8 个独立的通道可使用。其中后 4 个是 16 位通道。软盘控制器被专门指定使用 DMA 通道 2。在使用一个通道之前必须首先对其设置。这牵涉到对三个端口的操作，分别是页面寄存器端口、（偏移）地址寄存器端口和数据计数寄存器端口。由于 DMA 寄存器是 8 位的，而地址和计数值是 16 位值，因此各自需要发送两次。

### 2.4.3 定时/计数器

Intel 8253/8254 是一个可编程定时/计数器（PIT - Programmable Interval Timer）芯片，用于处理计算机中的精确时间延迟。该芯片提供了 3 个独立的 16 位计数器通道。每个通道可工作在不同的工作方式下，并且这些工作方式均可以使用软件来设置。在软件中进行延时的一种方法是执行循环操作语句，但这样做很耗 CPU 时间。若采用了 8253/8254 芯片，那么程序员就可以配置 8253 以满足自己的要求并且使用其中一个计数器通道达到所期望的延时。在延时到后，8253/8254 将会向 CPU 发送一个中断信号。

对于 PC/AT 及其兼容微机系统采用的是 8254 芯片。3 个定时/计数器通道被分别用于日时钟计时中断信号、动态内存 DRAM 刷新定时电路和主机扬声器音调合成。Linux 0.12 操作系统只对通道 0 进行了重新设置，使得该计数器工作在方式 3 下，并且每间隔 10 毫秒发出一个信号以产生中断请求信号（IRQ0）。这个间隔定时产生的中断请求就是 Linux 0.12 内核工作的脉搏，它用于定时切换当前执行的任务和统计每个任务使用的系统资源量（时间）。

### 2.4.4 键盘控制器

我们现在使用的键盘是 IBM 公司于 1984 年 PC/AT 微机的兼容键盘，通常称为 AT-PS/2 兼容键盘并具有 101 到 104 个按键。键盘上有一个称为键盘编码器的处理器（Intel 8048 或兼容芯片）专门用来扫描收集所有按键按下和松开的状态信息（即扫描码），并发送到主机主板上键盘控制器中。当一个键被按下时，键盘发送的扫描码称为接通扫描码（Make code），或简称为接通码；当一个被按下的键放开时发送的扫描码被称为断开扫描码（Break code），或简称为断开码。

主机键盘控制器专门用来对接收到的键盘扫描码进行解码，并把解码后的数据发送到操作系统的键盘数据队列中。因为每个按键的接通和断开码都是不同的，所以键盘控制器根据扫描码就可以确定用户在操作哪个键。整个键盘上所有按键的接通和断开码就组成了键盘的一个扫描码集（Scan Code Set）。根据计算机的发展，目前已有三套扫描码集可供使用，它们分别是：

- 第一套扫描码集 -- 原始 XT 键盘扫描码集。目前的键盘已经很少发送这类扫描码；
- 第二套扫描码集 -- 现代键盘默认使用的扫描码集，通常称为 AT 键盘扫描码集；
- 第三套扫描码集 -- PS/2 键盘扫描码集。原 IBM 推出 PS/2 微机时使用的扫描码集，已很少使用。

AT 键盘默认发送的是第二套扫描码集。虽然如此，主机键盘控制器为了与 PC/XT 机的软件兼容起见，仍然会把所有接收到的第二套键盘扫描码转换成第一套扫描码，见图 2-7 所示。因此，我们在为键盘控制器进行编程时通常只需要了解第一套扫描码集即可。这也是后面涉及键盘编程内容时只给出 XT 键盘扫描码集的原因。

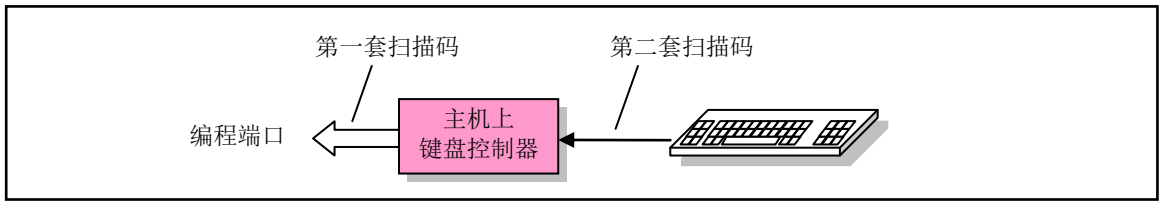



图 2-7 键盘控制器对扫描码集的转换

键盘控制器通常采用 Intel 8042 单片微处理器芯片或其兼容电路。现在的 PC 机都已经将键盘控制器集成在主板芯片组中，但是功能仍然与使用 8042 芯片的控制器相兼容。键盘控制器接收键盘发送来的 11 位串行格式数据。其中第 1 位是起始位，第 2--9 位是 8 位键盘扫描码，第 10 位是奇校验校验位，第 11 位是停止位。参见下节对串行控制卡的说明。键盘控制器在收到 11 位的串行数据后就将键盘扫描码转换成 PC/XT 标准键盘兼容的系统扫描码，然后通过中断控制器 IRQ1 引脚向 CPU 发送中断请求。当 CPU 响应该中断请求后，就会调用键盘中断处理程序来读取控制器中的 XT 键盘扫描码。

当一个键被按下时，我们可以从键盘控制器端口接收到一个 XT 键盘接通码。这个扫描码仅表示键盘上某个位置处的键被按下，但还没有对应到某个字符代码上。接通码通常都是一个字节宽度。例如，按下键“A”的接通码是 30（0x1E）。当一个按下的键被松开时，从键盘控制器端口收到的就是一个断开码。对于 XT 键盘（即键盘控制器编程端口收到的扫描码），断开码是其接通码加上 0x80，即最高有效位（位 7）置位时的接通码。例如，上述“A”键的断开码就是 0x80 + 0x1E = 0x9E。

但是对于那些 PC/XT 标准 83 键键盘以后新添加的（“扩展的”）AT 键盘上的按键（例如右边的 Ctrl 键和右边的 Alt 键等），则其接通和断开扫描码通常有 2 到 4 个字节，并且第 1 个字节一定是 0xE0。例如，按下左边的非扩展 Ctrl 键时会产生 1 字节接通码 0x1D，而按下右边的 Ctrl 键时就会产生扩展的 2 字节接通码 0xE0、0x1D。对应的断开码是 0xE0、0x9D。表 2-3 中是几个接通和断开扫描码的例子。另外，附录中还给出了完整的第一套扫描码集。

表 2-3 键盘控制器编程端口接收到的第一套扫描码集接通和断开扫描码示例

| 按键 | 接通扫描码 | 断开扫描码 | 说明 |
|---|---|---|---|
| A | 0x1E | 0x9E | 非扩展的普通键 |
| 9 | 0x0A | 0x8A | 非扩展的普通键 |
| 功能键 F9 | 0x43 | 0xC3 | 非扩展的普通键 |
| 方向键向右键 | 0xe0, 0x4D | 0xe0, 0xCD | 扩展键 |
| 右边 Ctrl 键 | 0xe0, 0x1D | 0xe0, 0x9D | 扩展键 |
| 左 Shift 键 + G 键 | 0x2A, 0x22 | 0xAA, 0xA2 | 先按并且后释放 Shift 键 |

另外，键盘控制器 8042 的输出端口 P2 用于其他目的。其 P20 引脚用于实现 CPU 的复位操作，P21 引脚用于控制 A20 信号线的开启与否。当该输出端口位 1（P21）为 1 时就开启（选通）了 A20 信号线，为 0 则禁止 A20 信号线。现今的主板上已经不再包括独立的 8042 芯片了，但是主板上其他集成电路会为兼容目的而模拟 8042 芯片的功能。因此现在键盘的编程仍然采用 8042 的编程方法。

## 2.4.5 串行控制卡

1. 异步串行通信原理

两台计算机/设备进行数据交换，即通信，必须象人们对话一样使用同一种语言。在计算机通信术语中，我们把计算机/设备之间传递信息或数据的“语言”称为通信协议。通信协议规定了传送一个有效数据长度单位的格式。在较低层次的通信中我们通常使用术语“帧”来形容这种格式。为了能让通信双方确定收/发的顺序和进行一些错误检测操作，除了必要的数据以外，在传输的一帧信息中还包含起同步、传输控制

和错误检测作用的其它信息，例如在开始传输数据信息之前先发送起始/同步或通信控制信息，并且在发送完需要的数据信息之后再传输一些校验信息等，见图 2-8 所示。

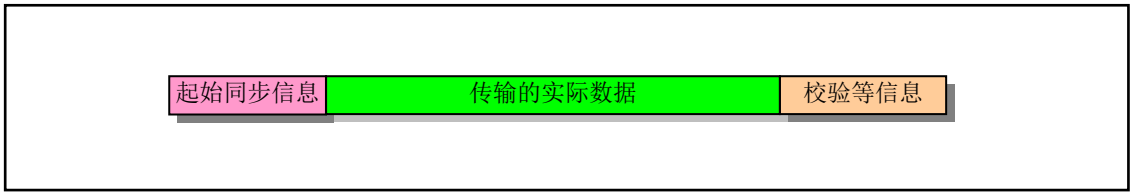



图 2-8 通信帧的一般结构

串行通信是指在线路上以比特位数据流一次一个比特进行传输的通信方式。串行通信可分为异步和同步串行通信两种类型。它们之间的主要区别在于传输时同步的通信单位或帧的长度不同。异步串行通信以一个字符作为一个通信单位或一帧进行传输，而同步串行通信则以多个字符或字节组成的序列作为一帧数据进行传输，并且会使用时钟线同时传送同步时钟信号。若再以人们之间的对话作比喻，那么异步通信如同对话双方讲话速度很慢，说话时一个字（word）一个字地“蹦”出来，在说出每个字后可以停顿任意长时间。而同步通信则如同通信双方以连贯的一句话作为对话单位。可以看出，实际上如果我们把传输单位缩小到一个比特位时（对话时用字母!），那么以一个字符进行传输的异步串行通信也可以看作是一种同步传输通信方式。

2. 异步串行传输格式

异步串行通信传输的帧格式见图 2-9 所示。传输一个字符由起始位、数据位、奇偶校验位和停止位构成。其中起始位起同步作用，值恒为 0。数据位是传输的实际数据，即一个字符的代码。其长度可以是 5--8 个比特。奇偶校验位可有可无，由程序设定。停止位恒为 1，可由程序设定为 1、1.5 或 2 个比特位。在通信开始发送信息之前，双方必须设置成相同的格式。如具有相同数量的数据比特位和停止位。在异步通信规范中，把传送 1 称为传号（MARK），传送 0 称为空号（SPACE）。因此在下面描述中我们就使用这两个术语。

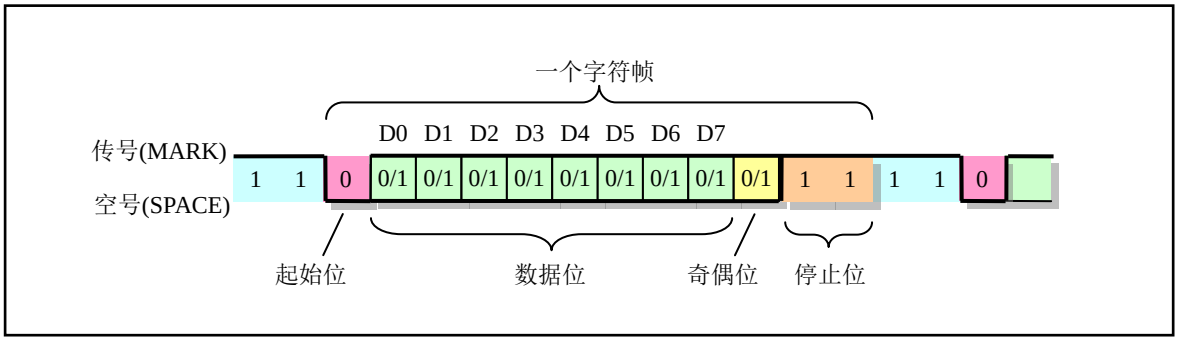



图 2-9 异步串行通信字符传输格式

当无数据传输时，发送方处于传号（MARK）状态，持续发送 1。若需要发送数据，则发送方需要首先发送一个比特位间隔时间的空号起始位。接收方收到空号后，就开始与发送方同步，然后接收随后的数据。若程序中设置了奇偶校验位，那么在数据传输完之后还需要接收奇偶校验位。最后是停止位。在一个字符帧发送完后可以立刻发送下一个字符帧，也可以暂时发送传号，等一会再发送字符帧。

在接收一字符帧时，接收方可能会检测到三种错误之一：①奇偶校验错误。此时程序应该要求对方重新发送该字符；②过速错误。由于程序取字符速度慢于接收速度，就会发生这种错误。此时应该修改程序加快取字符频率；③帧格式错误。在要求接收的格式信息不正确时会发生这种错误。例如在应该收到停止

位时却收到了空号。通常造成这种错误的情况除了线路干扰以外，很可能是通信双方的帧格式设置的不同。

3. 串行控制器

为实现串行通信，PC 机上通常都带有 2 个符合 RS-232C 标准的串行接口，并使用通用异步接收/发送器控制芯片 UART（Universal Asyncronous Receiver/Transmitter）组成的串行控制器来处理串行数据的收发工作。PC 机上的串行接口通常使用 25 芯或 9 芯的 DB-25 或 DB-9 连接器，主要用来连接 MODEM 设备进行工作，因此 RS-232C 标准规定了很多 MODEM 专用接口引线。

以前的 PC 机都使用国家半导体公司的 NS8250 或 NS16450 UART 芯片，现在的 PC 机则使用了 16650A 及其兼容芯片，但都与 NS8250/16450 芯片兼容。NS8250/16450 与 16650A 芯片的主要区别在于 16650A 芯片还另外支持 FIFO 传输方式。在这种方式下，UART 可以在接收或发送了最多 16 个字符后才引发一次中断，从而可以减轻系统和 CPU 的负担。当 PC 机上电启动时，系统 RESET 信号通过 NS8250 的 MR 引脚使得 UART 内部寄存器和控制逻辑复位。此后若要使用 UART 就需要对其进行初始化编程操作，以设置 UART 的工作波特率、数据位数以及工作方式等。

## 2.4.6 显示控制

IBM PC/AT 及其兼容计算机可以使用彩色和单色显示卡。IBM 最早推出的 PC 机视频系统标准有单色 MDA 标准和彩色 CGA 标准以及 EGA 和 VGA 标准。以后推出的所有高级显示卡（包括现在的 AGP 显示卡）虽然都具有极高的图形处理速度和智能加速处理功能，但它们还是都支持这几种最初的标准。Linux 0.1x 操作系统仅使用了这几种标准都支持的文本显示方式。

1. MDA 显示标准

单色显示适配器 MDA（Monochrome Display Adapter）仅支持黑白两色显示。并且只支持独有的文本字符显示方式（BIOS 显示方式 7）。其屏幕显示规格是 80 列 X 25 行（列号 x = 0..79；行号 y = 0..24），共可显示 2000 个字符。每个字符还带有 1 个属性字节，因此显示一屏（一帧）内容需要占 4KB 字节。其中偶地址字节存放字符代码，奇地址字节存放显示属性。MDA 卡配置有 8KB 显示内存。在 PC 机内存寻址范围中占用从 0xb0000 开始的 8KB 空间（0xb0000 -- 0xb2000）。如果显示屏行数是 video_num_lines = 25；列数是 video_num_colums = 80，那么位于屏幕列行值 x、y 处的字符和属性在内存中的位置是：

```
字符字节位置 = 0xb0000 + video_num_colums * 2 * y + x * 2;
属性字节位置 = 字符字节位置 + 1;
```

在 MDA 单色文本显示方式中，每个字符的属性字节格式见表 2-4 所示。其中，D7 置 1 会使字符闪烁；D3 置 1 使字符高亮度显示。它与图 2-10 中的彩色文本字符的属性字节基本一致，但只有两种颜色：白色（0x111）和黑色（0x000）。它们的组合效果见表所示。

表 2-4 单色显示字符属性字节设置

| 背景色<br>D6D5D4 | 前景色<br>D2D1D0 | 属性值<br>无闪低亮 | 显示效果 | 示例 |
|---|---|---|---|---|
| 0 0 0 | 0 0 0 | 0x00 | 字符不可见。 | |
| 0 0 0 | 1 1 1 | 0x07 | 黑色背景上显示白色字符（正常显示）。 | Normal |
| 0 0 0 | 0 0 1 | 0x01 | 黑色背景上显示白色带下划线字符。 | Underline |
| 1 1 1 | 0 0 0 | 0x70 | 白色背景上显示黑色字符（反显）。 | Reverse |
| 1 1 1 | 1 1 1 | 0x77 | 显示白色方块。 | ■ |

2. CGA 显示标准

彩色图形适配器 CGA（Color Graphics Adapter）支持 7 种彩色和图形显示方式（BIOS 显示方式 0--6）。

在 80 列 X 25 列的文本字符显示方式下，有单色和 16 色彩色两种显示方式（BIOS 显示方式 2--3）。CGA 卡标配有 16KB 显示内存（占用内存地址范围 0xb8000 -- 0xbc000），因此其中共可存放 4 帧显示信息。同样，在每一帧 4KB 显示内存中，偶地址字节存放字符代码，奇地址字节存放字符显示属性。但在 console.c 程序中只使用了其中 8KB 显示内存（0xb8000 -- 0xba000）。在 CGA 彩色文本显示方式中，每个显示字符的属性字节格式定义见图 2-10 所示。

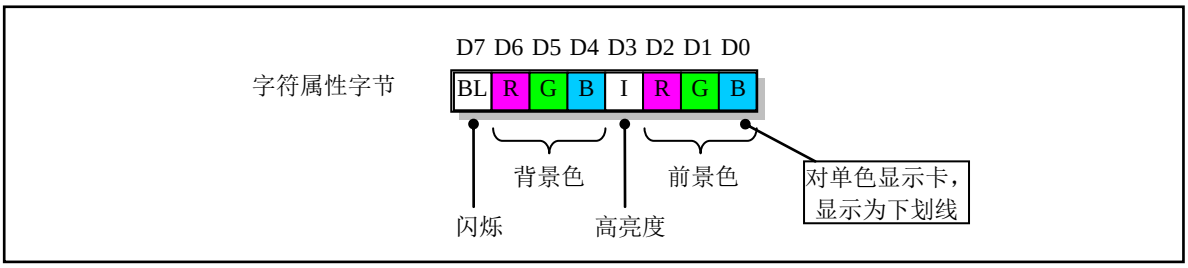



图 2-10 字符属性格式定义

与单色显示一样，图中 D7 置 1 用于让显示字符闪烁；D3 置 1 让字符高亮度显示；比特位 D6、D5、D4 和 D2、D1、D0 可以分别组合出 8 种颜色。前景色与高亮度比特位组合可以显示另外 8 种字符颜色。这些组合的颜色见表 2-5 所示。

表 2-5 前景色和背景色（左半部分）

| I R G B | 值 | 颜色名称 | I R G B | 值 | 颜色名称 |
|---|---|---|---|---|---|
| 0 0 0 0 | 0x00 | 黑色（Black） | 1 0 0 0 | 0x08 | 深灰（Dark grey） |
| 0 0 0 1 | 0x01 | 蓝色（Blue） | 1 0 0 1 | 0x09 | 淡蓝（Light blue） |
| 0 0 1 0 | 0x02 | 绿色（Green） | 1 0 1 0 | 0x0a | 淡绿（Light green） |
| 0 0 1 1 | 0x03 | 青色（Cyan） | 1 0 1 1 | 0x0b | 淡青（Light cyan） |
| 0 1 0 0 | 0x04 | 红色（Red） | 1 1 0 0 | 0x0c | 淡红（Light red） |
| 0 1 0 1 | 0x05 | 品红（Magenta） | 1 1 0 1 | 0x0d | 淡品红（Light magenta） |
| 0 1 1 0 | 0x05 | 棕色（Brown） | 1 1 1 0 | 0x0e | 黄色（Yellow） |
| 0 1 1 1 | 0x07 | 灰白（Light grey） | 1 1 1 1 | 0x0f | 白色（White） |

3. EGA/VGA 显示标准

增强型图形适配器 EGA（Enhanced Grpahics Adapter）和视频图形阵列 VGA（Video Graphics Adapter）除兼容或支持 MDA 和 CGA 的显示方式以外，还支持其他在图形显示方面的增强显示方式。在与 MDA 和 CGA 兼容的显示方式下，占用的内存地址起始位置和范围都分别相同。但 EGA/VGA 都标配有起码 32KB 的显示内存。在图形方式下占用从 0xa0000 开始的物理内存地址空间。

## 2.4.7 软盘和硬盘控制器

PC 机的软盘控制子系统由软盘片和软盘驱动器组成。由于软盘可以存储程序和数据并且携带方便，因此长期以来软盘驱动器是 PC 机上的标准配置设备之一。 硬盘也是由盘片和驱动器组成，但是通常硬盘的金属盘片固定在驱动器中，不可拆卸。由于硬盘具有很大的存储容量，并且读写速度很快，因此它是 PC 机中最大容量的外部存储设备，通常也被称为外存。软盘和硬盘都是利用磁性介质保存信息，具有类似的存储工作方式。因此这里我们以硬盘为例来简要说明它们的工作原理。

在盘片上存储数据的基本方式是利用盘片表面上的一层磁性介质在磁化后的剩磁状态。软盘通常使用聚酯薄膜作基片，而硬盘片则通常使用金属铝合金作基片。一张软盘中含有一张聚酯薄膜圆盘片，使用上

下两个磁头在盘片两面读写数据，盘片旋转速率大约在 300 转/分钟。对于一个容量为 1.44MB 的软盘，其盘片两面各被划成 80 个磁道，每个磁道可存储 18 个扇区的数据，因此共有 2 X 80 X 18 = 2880 个扇区。表 2-6 中给出了几种常用类型软盘的基本参数。

表 2-6 常用软盘基本参数

| 盘类型和容量 | 磁道数/面 | 扇区数/磁道 | 扇区总数 | 转速(r/min) | 数据传输速率(Kbps) |
|---|---|---|---|---|---|
| 5¼英寸 360KB | 40 | 9 | 720 | 300 | 250 |
| 3½英寸 720KB | 80 | 9 | 1440 | 360 | 250 |
| 5¼英寸 1.2MB | 80 | 15 | 2400 | 360 | 500 |
| 3½英寸 1.44MB | 80 | 18 | 2880 | 360 | 500 |
| 3½英寸 2.88MB | 80 | 36 | 5760 | 360 | 1000 |

硬盘中通常起码包括 2 张或者更多张金属盘片，因此具有两个以上的读写磁头。例如，对于包含 2 个盘片的硬盘中就具有 4 个物理磁头，含有 4 个盘片的硬盘中有 8 个读写磁头。见图 2-11 所示。硬盘旋转速率很快通常在 4500 转/分钟到 10000 转/分钟，因此硬盘数据的传输速度通常可达几十兆比特/秒。

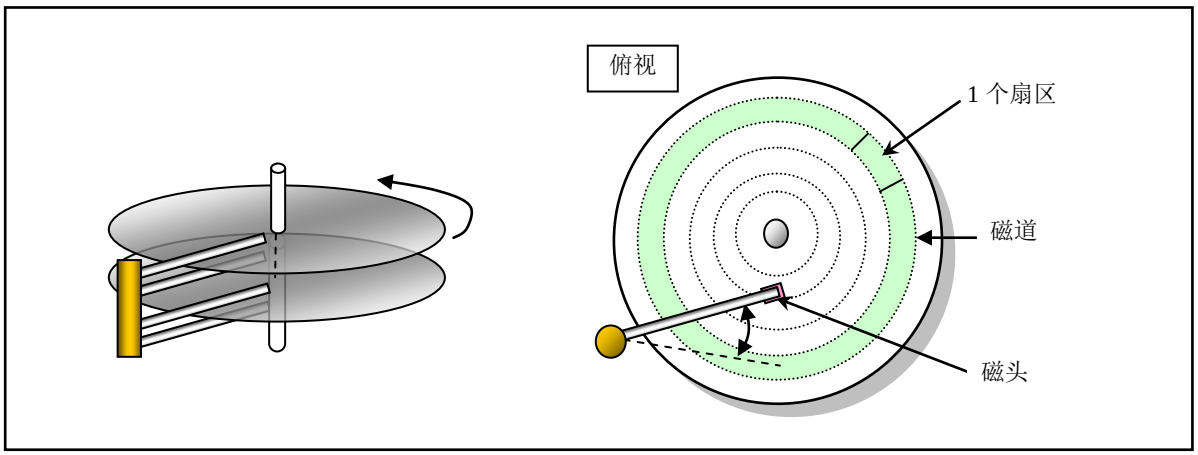



图 2-11 具有 2 张盘片的典型硬盘内部结构

位于磁盘表面的磁头上有分别有一个读线圈和写线圈。在读数据操作过程中，磁头首先移动到旋转着的磁盘某个位置上。由于磁盘在旋转，磁介质相对磁头作匀速运动，因此磁头实际上在切割磁介质上的磁力线。从而在读线圈中因感应而产生电流。根据磁盘表面剩磁状态方向的不同，在线圈中感应产生的电流方向也不同，因此磁盘上记录着的 0 和 1 数据就被读出，从而可从磁盘上顺序读出比特数据流。由于磁头读取的每个磁道上都有存放信息的特定格式，因此通过识别所读比特数据流中的格式，磁盘电路就可以区分并读取磁道上各扇区中的数据，见图 2-12 所示。其中，GAP 是间隔字段，用于起隔离作用。通常 GAP 是 12 字节的 0。每个扇区地址场的地址字段存放着相关扇区的柱面号、磁头号（面号）和扇区号，因此通过读取地址场中的地址信息就可以唯一地确定一个扇区。

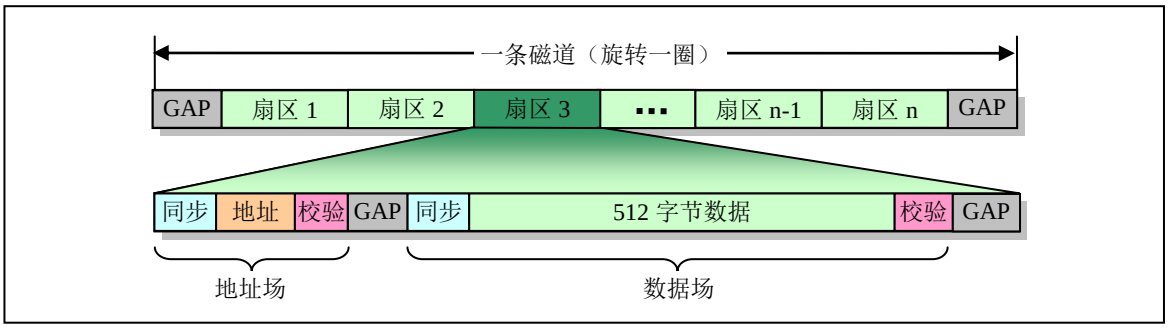



图 2-12 盘片磁道格式示意图

为了读写磁盘（软盘和硬盘）上的数据，就必须使用磁盘控制器。磁盘控制器是 CPU 与驱动器之间的逻辑接口电路，它从 CPU 接收请求命令，向驱动器发送寻道、读/写和控制信号，并且控制和转换数据流形式。控制器与驱动器之间传输的数据包括图 2-12 中的扇区地址信息以及定时和时钟信息。控制器必须从实际读/写数据中分离出这些地址信息和一些编码、解码等控制信息。另外，与驱动器之间的数据传输是串行比特数据流，因此控制器需要在并行字节数据和串行比特流数据之间进行转换。

PC/AT 机中软盘驱动控制器 FDC（Floppy Disk Controller）采用的是 NEC μPD765 或其兼容芯片。它主要用于接收 CPU 发出的命令，并根据命令要求向驱动器输出各种硬件控制信号，见图 2-13 所示。在执行读/写操作时，它需要完成数据的转换（串--并）、编码和校验操作，并且时刻监视驱动器的运行状态。

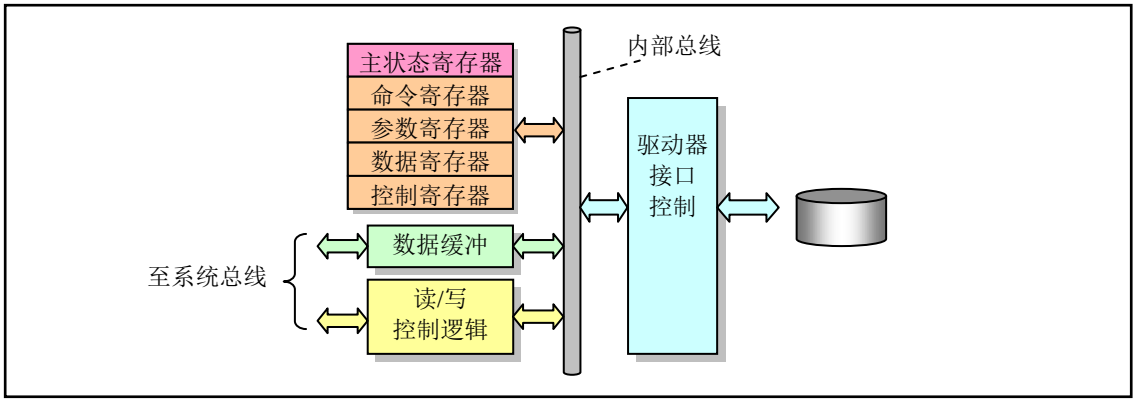



图 2-13 磁盘控制器内部示意图

对磁盘控制器的编程过程就是通过 I/O 端口设置控制器中的相关寄存器内容，并通过寄存器获取操作的结果信息。至于扇区数据的传输，则软盘控制器与 PC/AT 硬盘控制器不同。软盘控制器电路采用 DMA 信号，因此需要使用 DMA 控制器实施数据传输。而 AT 硬盘控制器采用高速数据块进行传输，不需要 DMA 控制器的介入。

因为软盘片比较容易损坏（发霉或划伤），所以目前计算机中已经逐渐开始不配置软盘驱动器，起而代之的是使用容量较大并且更容易携带的 U 盘存储器。学习 Linux 内核时可以使用仿真软件中的虚拟盘来替代，这方面内容请参见第 17 章。

## 2.5 本章小结

硬件是操作系统运行的基础平台或运行环境。了解操作系统运行的硬件环境是深入理解运行其上操作系统实现原理的必要条件。本章根据传统微机的硬件组成结构，简明介绍了微机中各个主要部分。下一章我们从软件角度出发介绍编制 Linux 内核所使用的两种汇编语言语法和相关编译器，同时也介绍了编制内

核使用的 GNU gcc 语法扩展部分的内容。

# 第3章　内核编程语言和环境

语言编译过程是将人类能理解的计算机编程语言转换成计算机硬件能理解和执行的二进制机器指令的过程。这种转换过程目前常会产生一些效率不是很高的代码，所以对一些运行效率要求高或性能影响较大的代码部分通常会直接使用低级汇编语言来编写，或者对高级语言编译产生的汇编程序再进行人工修改优化处理。本章主要描述 Linux 0.12 内核中使用的编程语言、目标文件格式和编译环境，主要目标是提供阅读 Linux 0.12 内核源代码所需的汇编语言和 GNU C 语言扩展知识。首先比较详细地介绍了 as86 汇编语言和 GNU as 汇编语言的语法和使用方法，然后对 GNU C 语言中的内联汇编、语句表达式、寄存器变量以及内联函数等内核源代码中常用的 C 语言扩展内容进行了介绍，同时详细描述了 C 和汇编函数之间的相互调用机制。因为理解目标文件格式是了解汇编器如何工作的重要前提之一，所以在介绍两种汇编语言时会首先简单介绍一下目标文件的基本格式，并在本章稍后部分再比较详细地给出 Linux 0.12 系统中使用的 a.out 目标文件格式。最后简单描述了 Makefile 文件的使用方法。

本章内容是阅读 Linux 内核源代码时的参考信息。因此可以先大致浏览一下本章内容，然后直接开展阅读随后章节，在遇到问题时再回过头来参考本章内容。

## 3.1 as86 汇编器

在 Linux 0.1x 系统中使用了两种汇编语言编译器（简称汇编器 - Assembler）。一种是能产生 16 位代码的 as86 汇编器，使用配套的 ld86 链接器；另一种是 GNU 的汇编器 gas（as），使用 GNU ld 链接器来链接产生的目标文件。这里我们首先说明 as86 汇编器的使用方法，下一节再介绍 as 汇编器的使用方法。

as86 和 ld86 是由 MINIX-386 的主要开发者之一 Bruce Evans 先生编写的 Intel 8086、80386 汇编语言编译程序和链接程序。在 1991 年刚开始开发 Linux 内核时 Linus 先生就已经把它移植到了 Linux 系统上。它虽然可以为 80386 处理器编制 32 位代码，但是 Linux 系统仅用它来创建运行于实模式方式下的 16 位启动引导扇区程序 boot/bootsect.s 和初始设置程序 boot/setup.s 的执行代码。该编译器快速小巧，并具有一些 GNU gas 所没有的特性，例如宏以及更多的错误检测手段。不过该编译器的语法与 GNU as 汇编编译器的语法不兼容而更近似于微软的 MASM、Borland 公司的 Turbo ASM 和 NASM 等汇编器的语法。这些汇编器都使用了 Intel 的汇编语言语法（如操作数的次序与 GNU as 的正好相反等）。

as86 的语法是基于 MINIX 系统的汇编语言语法，而 MINIX 系统的汇编语法则是基于 PC/IX 系统的汇编器语法。PC/IX 是很早以前 Intel 8086 CPU 机器上运行的一个 UN*X 类操作系统，Andrew S. Tanenbaum 先生就是在 PC/IX 系统上进行 MINIX 系统开发工作的。

Bruce Evans 先生是 MINIX 操作系统 32 位版本的主要修改编制者之一，他与 Linux 的创始人 Linus Torvalds 先生是好友。在 Linux 内核开发初期，Linus 从 Bruce Evans 那里学到了不少有关 UNIX 类操作系统的知识。MINIX 操作系统的不足之处也是两个好朋友互相探讨得出的结果。MINIX 的这些缺点正是激发 Linus 在 Intel 80386 体系结构上开发一个全新概念操作系统的动力之一。Linus 曾经在新闻组帖子中说过：“Bruce 是我的英雄”，因此我们可以说 Linux 操作系统的诞生与 Bruce Evans 也有着密切的关系。

有关这个编译器和连接器的源代码可以从 FTP 服务器 ftp.funet.fi 上或从网站 www.oldlinux.org 下载到。现代 Linux 系统上可以直接安装包含 as86/ld86 的 RPM 软件包，例如 dev86-0.16.3-8.i386.rpm。由于 Linux 系统仅使用 as86 和 ld86 编译和链接上面提到的两个 16 位汇编程序 bootsect.s 和 setup.s，因此这里仅介绍

这两个程序中用到的一些相关汇编语法和汇编命令（汇编指示符）的作用和用途。

### 3.1.1 as86 汇编语言语法

汇编器专门用来把汇编语言程序编译转换成用机器码表示的二进制程序或目标文件。汇编器会把输入的一个汇编语言程序（例如 srcfile）编译成目标文件（objfile）。汇编的命令行基本格式是：

```
as [选项] -o objfile srcfile
```

其中“选项”用来控制编译过程以产生指定格式和设置的目标文件。输入的汇编语言程序 srcfile 是一个文本文件。该文件内容必须是由换行字符结尾的一系列文本行组成。

汇编程序的语句可以是只包含空格、制表符和换行符的空行，也可以是赋值语句（或定义语句）、伪操作符语句和机器指令语句。赋值语句用于给一个符号或标识符赋值。它由标识符后跟一个等于号，再跟一个表达式组成，例如：“BOOTSEG = 0x07C0”。伪操作符语句是汇编器使用的指示符，它通常并不会产生任何代码。它由伪操作码和 0 个或多个操作数组成。每个操作码都由一个点字符’.’开始。点字符’.’本身是一个特殊的符号，它表示编译过程中的位置计数器。其值是点符号出现处机器指令第 1 个字节的地址。

机器指令语句是可执行机器指令的助记符，它由操作码和 0 个或多个操作数构成。另外，任何语句之前都可以有标号。标号是由一个标识符后跟一个冒号’:’组成。在编译过程中，当汇编器遇到一个标号，那么当前位置计数器的值就会赋值给这个标号。因此一条汇编语句通常由标号（可选）、指令助记符（指令名）和操作数三个字段组成，标号位于一条指令的第一个字段。它代表其所在位置的地址，通常指明一个跳转指令的目标位置。最后还可以跟随用注释符开始的注释部分。

汇编器编译产生的目标文件 objfile 通常起码包含三个段或区[3]（section），即正文段（.text）、数据段（.data）和未初始化数据段（.bss）。正文段（或称为代码段）是一个已初始化过的段，通常其中包含程序的执行代码和只读数据。数据段也是一个已初始化过的段，其中包含有可读/写的数据。而未初始化数据段是一个未初始化的段。通常汇编器产生的输出目标文件中不会为该段保留空间，但在目标文件链接成执行程序被加载时操作系统会把该段的内容全部初始化为 0。在编译过程中，汇编语言程序中会产生代码或数据的语句，都会在这三个中的一个段中生成代码或数据。编译产生的字节会从’.text’段开始存放。我们可以使用段控制伪操作符来更改写入的段。目标文件格式将在后面“Linux 0.12 目标文件格式”一节中加以详细说明。

### 3.1.2 as86 汇编语言程序

下面我们以一个简单的框架示例程序 boot.s 来说明 as86 汇编程序的结构以及程序中语句的语法，然后给出编译链接和运行方法，最后再分别列出 as86 和 ld86 的使用方法和编制选项。示例程序见如下所示。这个示例是 bootsect.s 的一个框架程序，能编译生成引导扇区代码。其中为了演示说明某些语句的使用方法，故意加入了无意义的第 20 行语句。

```
1 !
2 ! boot.s --  bootsect.s 的框架程序。用代码 0x07 替换串 msg1 中 1 字符，然后在屏幕第 1 行上显示。
3 !
4 .globl begtext, begdata, begbss, endtext, enddata, endbss     ! 全局标识符，供 ld86 链接使用；
5 .text                                  ! 正文段；
```

[3] 有关目标文件中术语“section”对应的中文名称有多种。在 UNIX 操作系统早期阶段，该术语在目标文件中均称为“segment”。这是因为早期目标文件中的段可以直接对应到计算机处理器中段的概念上。但是由于现在目标文件中的段的概念已经与处理器中的段寄存器没有直接对应关系，并且容易把这两者混淆起来，因此现在英文文献中均使用“section”取代目标文件中的“segment”命名。这也可以从 GNU 使用手册的各个版本变迁中观察到。section 的中文译法有“段、区、节、部分和区域”等几种。本书在不至于混淆处理器段概念前提下会根据所述内容把“section”称为“段”、“区”或“部分”，但主要采用“区”这个名称。

```
 6 begtext:
 7 .data                                  ! 数据段；
 8 begdata:
 9 .bss                                   ! 未初始化数据段；
10 begbss:
11 .text                                  ! 正文段；
12 BOOTSEG = 0x07c0                       ! BIOS 加载 bootsect 代码的原始段地址；
13
14 entry start                            ! 告知链接程序，程序从 start 标号处开始执行。
15 start:
16         jmpi    go,BOOTSEG             ! 段间跳转。INITSEG 指出跳转段地址，标号 go 是偏移地址。
17 go:     mov     ax,cs                  ! 段寄存器 cs 值-->ax，用于初始化数据段寄存器 ds 和 es。
18         mov     ds,ax
19         mov     es,ax
20         mov     [msg1+17],ah           ! 0x07-->替换字符串中 1 个点符号，喇叭将会鸣一声。
21         mov     cx,#20                 ! 共显示 20 个字符，包括回车换行符。
22         mov     dx,#0x1004             ! 字符串将显示在屏幕第 17 行、第 5 列处。
23         mov     bx,#0x000c             ! 字符显示属性（红色）。
24         mov     bp,#msg1               ! 指向要显示的字符串（中断调用要求）。
25         mov     ax,#0x1301             ! 写字符串并移动光标到串结尾处。
26         int     0x10                   ! BIOS 中断调用 0x10，功能 0x13，子功能 01。
27 loop1:  jmp     loop1                  ! 死循环。
28 msg1:   .ascii "Loading system ..."    ! 调用 BIOS 中断显示的信息。共 20 个 ASCII 码字符。
29         .byte 13,10
30 .org 510                               ! 表示以后语句从地址 510(0x1FE)开始存放。
31         .word 0xAA55                   ! 有效引导扇区标志，供 BIOS 加载引导扇区使用。
32 .text
33 endtext:
34 .data
35 enddata:
36 .bss
37 endbss:
```

我们首先介绍该程序的功能，然后再详细说明各语句的作用。该程序是一个简单的引导扇区启动程序。编译链接产生的执行程序可以放入软盘第 1 个扇区直接用来引导计算机启动。启动后会在屏幕第 17 行、第 5 列处显示出红色字符串"Loading system ..."，并且光标下移一行。然后程序就在第 27 行上死循环。

该程序开始的 3 行是注释语句。在 as86 汇编语言程序中，凡是以感叹号'!'或分号';'开始的语句其后面均为注释文字。注释语句可以放在任何语句的后面，也可以从一个新行开始。

第 4 行上的 '.globl' 是汇编指示符（或称为汇编伪指令、伪操作符）。汇编指示符均以一个字符'.'开始，并且不会在编译时产生任何代码。汇编指示符由一个伪操作码，后跟 0 个或多个操作数组成。例如第 4 行上的'globl'是一个伪操作码，而其后面的标号 'begtext, begdata, begbss' 等标号就是它的操作数。标号是后面带冒号的标识符，例如第 6 行上的'begtext:'。但是在引用一个标号时无须带冒号。

通常一个汇编器都支持很多不同的伪操作符，但是下面仅说明 Linux 系统 bootsect.s 和 setup.s 汇编语言程序用到的和一些常用的 as86 伪操作符。

'.globl'伪操作符用于定义随后的标号标识符是外部的或全局的，并且即使不使用也强制引入。

第 5 行到第 11 行上除定义了 3 个标号外，还定义了 3 个伪操作符：'.text'、'.data'、'.bbs'。它们分别对应汇编程序编译产生目标文件中的 3 个段，即正文段、数据段和未初始化数据段。'.text'用于标识正文段的开始位置，并把切换到 text 段；'.data'用于标识数据段的开始位置，并把当前段切换到 data 段；而'.bbs'则用于标识一个未初始化数据段的开始，并把当前段改变成 bbs 段。因此行 5--11 用于在每个段中定义一个标号，最后再切换到 text 段开始编写随后的代码。这里把三个段都定义在同一重叠地址

范围中，因此本示例程序实际上不分段。

第 12 行定义了一个赋值语句“BOOTSEG = 0x07c0”。等号'='（或符号'EQU'）用于定义标识符 BOOTSEG 所代表的值，因此这个标识符可称为符号常量。这个值与 C 语言中的写法一样，可以使用十进制、八进制和十六进制。

第 14 行上的标识符'entry'是保留关键字，用于迫使链接器 ld86 在生成的可执行文件中包括进其后指定的标号'start'。通常在链接多个目标文件生成一个可执行文件时应该在其中一个汇编程序中用关键词 entry 指定一个入口标号，以便于调试。但是在我们这个示例中以及 Linux 内核 boot/bootsect.s 和 boot/setup.s 汇编程序中完全可以省略这个关键词，因为我们并不希望在生成的纯二进制执行文件中包括任何符号信息。

第 16 行上是一个段间（Inter-segment）远跳转语句，就跳转到下一条指令。由于当 BIOS 把程序加载到物理内存 0x7c00 处并跳转到该处时，所有段寄存器（包括 CS）默认值均为 0，即此时 CS:IP=0x0000:0x7c00。因此这里使用段间跳转语句就是为了给 CS 赋段值 0x7c0。该语句执行后 CS:IP = 0x07C0:0x0005。随后的两条语句分别给 DS 和 ES 段寄存器赋值，让它们都指向 0x7c0 段。这样便于对程序中的数据（字符串）进行寻址。

第 20 行上的 MOV 指令用于把 ah 寄存器中 0x7c0 段值的高字节（0x07）存放到内存中字符串 msg1 最后一个'.'位置处。这个字符将导致 BIOS 中断在显示字符串时鸣叫一声。使用这条语句主要是为了说明间接操作数的用法。在 as86 中，间接操作数需要使用方括号对。另外一些寻址方式有以下一些：

```
! 直接寄存器寻址。跳转到 bx 值指定的地址处，即把 bx 的值拷贝到 IP 中。
    mov     bx,ax
    jmp     bx
! 间接寄存器寻址。bx 值指定内存位置处的内容作为跳转的地址。
    mov     [bx],ax
    jmp     [bx]
! 把立即数 1234 放到 ax 中。把 msg1 地址值放到 ax 中。
    mov     ax,#1234
    mov     ax,#msg1
! 绝对寻址。把内存地址 1234（msg1）处的内容放入 ax 中。
    mov    ax,1234
    mov    ax,msg1
    mov    ax,[msg1]
! 索引寻址。把第 2 个操作数所指内存位置处的值放入 ax 中。
    mov    ax,msg1[bx]
    mov    ax,mgs1[bx*4+si]
```

第 21--25 行的语句分别用于把立即数放到相应的寄存器中。立即数前一定要加井号'#'，否则将作为内存地址使用而使语句变成绝对寻址语句，见上面示例。另外，把一个标号（例如 msg1）的地址值放入寄存器中时也一定要在前面加'#'，否则会变成把 msg1 地址处的内容放到了寄存器中！

第 26 行是 BIOS 屏幕显示中断调用 int 0x10。这里使用其功能 19、子功能 1。该中断的作用是把一字符串（msg1）写到屏幕指定位置处。寄存器 cx 中是字符串长度值，dx 中是显示位置值，bx 中是显示使用的字符属性，es:bp 指向字符串。

第 27 行是一个跳转语句，跳转到当前指令处。因此这是一个死循环语句。这里采用死循环语句是为了让显示的内容能够停留在屏幕上而不被删除。死循环语句是调试汇编程序时常用的方法。

第 28--29 行定义了字符串 msg1。定义字符串需要使用伪操作符'.ascii'，并且需要使用双引号括住字符串。伪操作符'.asciiz'还会自动在字符串后添加一个 NULL（0）字符。另外，第 29 行上定义了回车和换行（13,10）两个字符。定义字符需要使用伪操作符'.byte'，并且需要使用单引号把字符括住。例如：“'D'”。当然我们也可以象示例中的一样直接写出字符的 ASCII 码。

第 30 行上的伪操作符语句 '.org' 定义了当前汇编的位置。这条语句会把汇编器编译过程中当前段的位置计数器值调整为该伪操作符语句上给出的值。对于本示例程序，该语句把位置计数器设置为 510，并在此处（第 31 行）放置了有效引导扇区标志字 0xAA55。伪操作符 '.word' 用于在当前位置定义一个双字节内存对象（变量），其后可以是一个数或者是一个表达式。由于后面没有代码或数据了，因此我们可以据此确定 boot.s 编译出来的执行程序应该正好为 512 字节。

第 32--37 行又在三个段中分别放置了三个标号。分别用来表示三个段的结束位置。这样设置可以用来在链接多个目标模块时区分各个模块中各段的开始和结束位置。由于内核中的 bootsec.s 和 setup.s 程序都是单独编译链接的程序，各自期望生成的都是纯二进制文件而并没有与其他目标模块文件进行链接，因此示例程序中声明各个段的伪操作符（.text、.data 和.bss）都完全可以省略掉，即程序中第 4--11 行和 32--37 行可以全部删除也能编译链接产生出正确的结果。

### 3.1.3 as86 汇编语言程序的编译和链接

现在我们说明如何编译链接示例程序 boot.s 来生成我们需要引导扇区程序 boot。编译和链接上面示例程序需要执行以下前两条命令：

```
[/root]# as86 -0 -a -o boot.o boot.s                    // 编译。生成与 as 部分兼容的目标文件。
[/root]# ld86 -0 -s -o boot boot.o                      // 链接。去掉符号信息。
[/root]# ls -l boot*
-rwx--x--x   1 root     root          544 May 17 00:44 boot
-rw-------   1 root     root          249 May 17 00:43 boot.o
-rw-------   1 root     root          767 May 16 23:27 boot.s
[/root]# dd bs=32 if=boot of=/dev/fd0 skip=1            // 写入软盘或 Image 盘文件中。
16+0 records in
16+0 records out
[/root]# _
```

其中第 1 条命令利用 as86 汇编器对 boot.s 程序进行编译，生成 boot.o 目标文件。第 2 条命令使用链接器 ld86 对目标文件执行链接操作，最后生成 MINIX 结构的可执行文件 boot。其中选项'-0'用于生成 8086 的 16 位目标程序；'-a'用于指定生成与 GNU as 和 ld 部分兼容的代码。'-s'选项用于告诉链接器要去除最后生成的可执行文件中的符号信息。'-o' 指定生成的可执行文件名称。

从上面 ls 命令列出的文件名中可以看出，最后生成的 boot 程序并不是前面所说的正好 512 字节，而是长了 32 字节。这 32 字节就是 MINIX 可执行文件的头结构（其详细结构说明请参见“内核组建工具”一章内容）。为了能使用这个程序引导启动机器，我们需要人工去掉这 32 字节。去掉该头结构的方法有几种：

- 使用二进制编辑程序删除 boot 程序前 32 字节，并存盘；
- 使用现在 Linux 系统（例如 RedHat 9）上的 as86 编译链接程序，它们具有可生成不带 MINIX 头结构的纯二进制执行文件的选项，请参考相关系统的在线使用手册页（man as86）。
- 利用 Linux 系统的 dd 命令。

上面列出的第 3 条命令就是利用 dd 命令来去除 boot 中的前 32 字节，并把输出结果直接写到软盘或 Bochs 模拟系统的软盘映像文件中（有关 Bochs PC 机模拟系统的使用方法请参考最后一章内容）。若在 Bochs 模拟系统中运行该程序，我们可得到如图 3-1 所示画面。

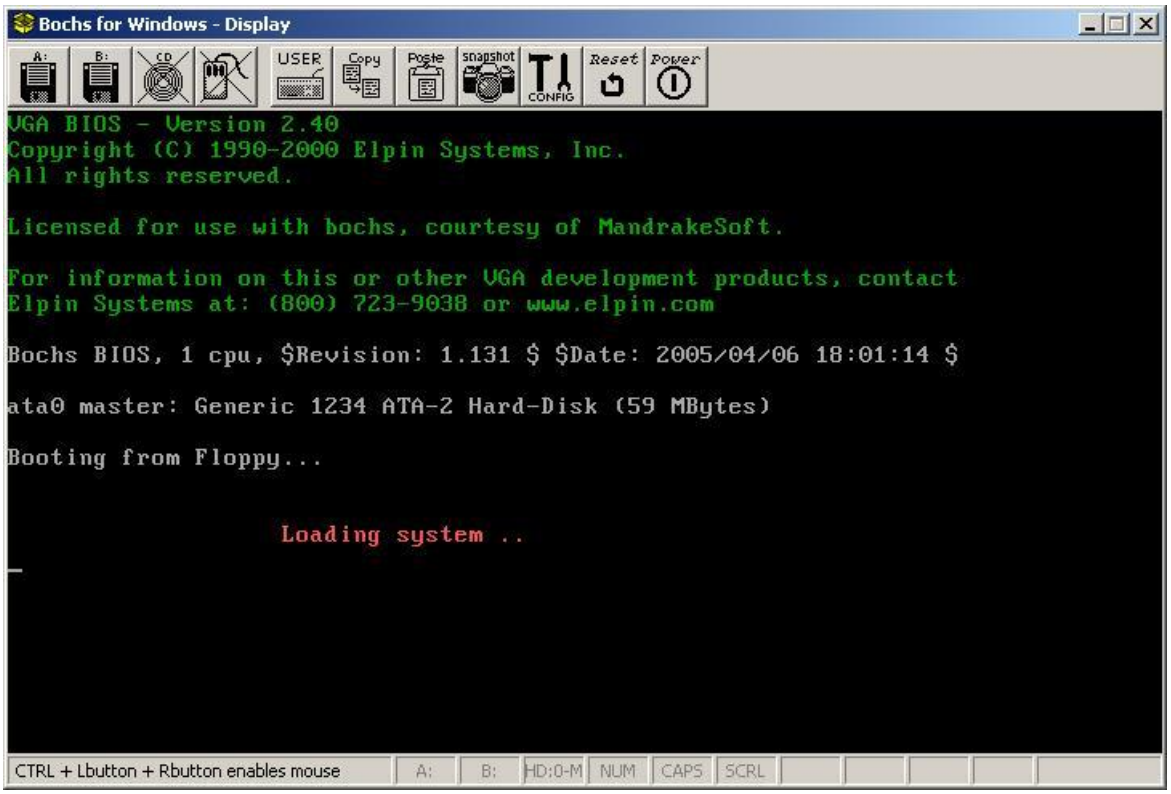



图 3-1 在 Bochs 模拟系统中运行 boot 引导程序的显示结果

### 3.1.4 as86 和 ld86 使用方法和选项

as86 和 ld86 的使用方法和选项如下：

as 的使用方法和选项：

```
as [-03agjuw] [-b [bin]] [-lm [list]] [-n name] [-o objfile] [-s sym] srcfile
```

默认设置（除了以下默认值以外，其他选项默认为关闭或无；若没有明确说明 a 标志，则不会有输出）:
-3　使用 80386 的 32 位输出；
list 在标准输出上显示；
name 源文件的基本名称（即不包括'.'后的扩展名）；

各选项含义：
-0　使用 16 比特代码段；
-3　使用 32 比特代码段；
-a　开启与 GNU as、ld 的部分兼容性选项；
-b　产生二进制文件，后面可以跟文件名；
-g　在目标文件中仅存入全局符号；
-j　使所有跳转语句均为长跳转；
-l　产生列表文件，后面可以跟随列表文件名；
-m　在列表中扩展宏定义；
-n　后面跟随模块名称（取代源文件名称放入目标文件中）；
-o　产生目标文件，后跟目标文件名（objfile）；
-s　产生符号文件，后跟符号文件名；
-u　将未定义符号作为输入的未指定段的符号；
-w　不显示警告信息；

ld 连接器的使用语法和选项：

```
对于生成 Minix a.out 格式的版本：
ld [-03Mims[-]]  [-T textaddr] [-llib_extension] [-o outfile] infile...

对于生成 GNU-Minix 的 a.out 格式的版本：
ld [-03Mimrs[-]] [-T textaddr] [-llib_extension] [-o outfile] infile...

默认设置(除了以下默认值以外，其他选项默认为关闭或无):
-03      32 位输出；
outfile      a.out 格式输出；

-0  产生具有 16 比特魔数的头结构，并且对-lx 选项使用 i86 子目录；
-3  产生具有 32 比特魔数的头结构，并且对-lx 选项使用 i386 子目录；
-M  在标准输出设备上显示已链接的符号；
-T  后面跟随正文基地址（使用适合于 strtoul 的格式)；
-i  分离的指令与数据段（I&D）输出；
-lx 将库/local/lib/subdir/libx.a 加入链接的文件列表中；
-m  在标准输出设备上显示已链接的模块；
-o  指定输出文件名，后跟输出文件名；
-r  产生适合于进一步重定位的输出；
-s  在目标文件中删除所有符号。
```

# 3.2 GNU as 汇编

上节介绍的 as86 汇编器仅用于编译内核中的 boot/bootsect.s 引导扇区程序和实模式下的设置程序 boot/setup.s。内核中其余所有汇编语言程序（包括 C 语言产生的汇编程序）均使用 GNU as 来编译，并与 C 语言程序编译产生的模块链接。本节以 80X86 CPU 硬件平台为基础介绍 Linux 内核中使用汇编程序语法和 GNU as 汇编器（简称 gas 或 as 汇编器）的使用方法。我们首先介绍 as 汇编语言程序的语法，然后给出常用汇编伪指令（指示符）的含义和使用方法。带有详细说明信息的 as 汇编语言程序实例将在下一章最后给出。

由于操作系统中许多关键代码要求有很高的执行速度和效率，因此在一个操作系统源代码中常会包含大约 10%左右的起关键作用的高效率汇编语言程序。Linux 操作系统也不例外，它的 32 位初始化代码、所有中断和异常处理过程接口程序、以及很多宏定义都使用了 as 汇编语言程序或扩展的嵌入汇编语句。是否能够理解这些汇编语言程序的功能也就无疑成为理解一个操作系统具体实现的关键点之一。

在编译 C 语言程序时，GNU gcc 编译器会首先输出一个作为中间结果的 as 汇编语言文件，然后 gcc 会调用 as 汇编器把这个临时汇编语言程序编译成目标文件。即实际上 as 汇编器最初是专门用于汇编 gcc 产生的中间汇编语言程序的，而非作为一个独立的汇编器使用。因此，as 汇编器也支持很多 C 语言特性，这包括字符、数字和常数表示方法以及表达式形式等方面。

GNU as 汇编器最初是仿照 BSD 4.2 的汇编器进行开发的。现在的 as 汇编器能够配置成产生很多不同格式的目标文件。虽然编制的 as 汇编语言程序与具体采用或生成什么格式的目标文件关系不大，但是在下面介绍中若有涉及目标文件格式时，我们将围绕 Linux 0.12 系统采用的 a.out 目标文件格式进行说明。

## 3.2.1 编译 as 汇编语言程序

使用 as 汇编器编译一个 as 汇编语言程序的基本命令行格式如下所示：

```
    as [ 选项 ] [ -o objfile ] [ srcfile.s ...]
```

其中 objfile 是 as 编译输出的目标文件名，其后缀常使用“.o“，srcfile.s 是 as 的输入汇编语言程序名。如果没有使用输出文件名，那么 as 会编译输出默认名称为 a.out 的目标文件。在 as 程序名之后，命令行上可包含编译选项和文件名。所有选项可随意放置，但是文件名的放置次序编译结果密切相关。

一个程序的源程序可以被放置在一个或多个文件中，程序的源代码是如何分割放置在几个文件中并不会改变程序的语义。程序的源代码是所有这些文件按次序的组合结果。每次运行 as 编译器，它只编译一个源程序。但一个源程序可由多个文本文件组成（终端的标准输入也是一个文件）。

我们可以在 as 命令行上给出零个或多个输入文件名。as 将会按从左到右的顺序读取这些输入文件的内容。在命令行上任何位置处的参数若没有特定含义的话，将会被作为一个输入文件名看待。如果在命令行上没有给出任何文件名，那么 as 将会试图从终端或控制台标准输入中读取输入文件内容。在这种情况下，若已没有内容要输入时就需要手工键入 Ctrl-D 组合键来告知 as 汇编器。若想在命令行上明确指明把标准输入作为输入文件，那么就需要使用参数'--'。

as 的输出文件是输入的汇编语言程序编译生成的二进制数据文件，即目标文件。除非我们使用选项'-o'指定输出文件的名称，否则 as 将产生名为 a.out 的输出文件。目标文件主要用于作为链接器 ld 的输入文件。目标文件中包含有已汇编过的程序代码、协助 ld 产生可执行程序的信息、以及可能还包含调试符号信息。Linux 0.12 系统中使用的 a.out 目标文件格式将在本章后面进行说明。

假如我们想单独编译 boot/head.s 汇编程序，那么可以在命令行上键入如下形式的命令：

```
[/usr/src/linux/boot]# as  -o head.o head.s
[/usr/src/linux/boot]# ls -l head*
-rw-rwxr-x   1 root     root        26449 May 19 22:04 head.o
-rw-rwxr-x   1 root     root         5938 Nov 18  1991 head.s
[/usr/src/linux/boot]#
```

## 3.2.2 as 汇编语法

为了维持与 gcc 输出汇编程序的兼容性，as 汇编器使用 AT&T 系统 V 的汇编语法（下面简称为 AT&T 语法）。这种语法与 Intel 汇编程序使用的语法（简称 Intel 语法）很不一样，它们之间的主要区别有一些几点：

- AT&T 语法中立即操作数前面要加一个字符'$'；寄存器操作数名前要加字符百分号'%'；绝对跳转/调用（相对于与程序计数器有关的跳转/调用）操作数前面要加星号'*'。而 Intel 汇编语法均没有这些限制。
- AT&T 语法与 Intel 语法使用的源和目的操作数次序正好相反。AT&T 的源和目的操作数是从左到右 '源, 目的'。例如 Intel 的语句 'add eax, 4' 对应 AT&T 的 'addl $4, %eax'。
- AT&T 语法中内存操作数的长度（宽度）由操作码最后一个字符来确定。操作码后缀'b'、'w'和'l'分别指示内存引用宽度为 8 位字节（byte）、16 位字（word）和 32 位长字（long）。Intel 语法则通过在内存操作数前使用前缀'byte prt'、'word ptr'和'dword ptr'来达到同样目的。因此，Intel 的语句'mov al, byte ptr foo'对应于 AT&T 的语句'movb $foo, %al'。
- AT&T 语法中立即形式的远跳转和远调用为'ljmp/lcall $section, $offset'，而 Intel 的是'jmp/call far section:offset'。同样，AT&T 语法中远返回指令'lret $stack-adjust'对应 Intel 的'ret far stack-adjust'。
- AT&T 汇编器不提供对多代码段程序的支持，UNIX 类操作系统要求所有代码在一个段中。

### 3.2.2.1 汇编程序预处理

as 汇编器具有对汇编语言程序内置的简单预处理功能。该预处理功能会调整并删除多余的空格字符和制表符；删除所有注释语句并且使用单个空格或一些换行符替换它们；把字符常数转换成对应的数值。但

是该预处理功能不会对宏定义进行处理，也没有处理包含文件的功能。如果需要这方面的功能，那么可以让汇编语言程序使用大写的后缀 '.S' 让 as 使用 gcc 的 CPP 预处理功能。

由于 as 汇编语言程序除了使用 C 语言注释语句（即'/*'和'*/'）以外，还使用井号'#'作为单行注释开始字符，因此若在汇编之前不对程序执行预处理，那么程序中包含的所有以井号'#'开始的指示符或命令均会被当作注释部分。

### 3.2.2.2 符号、语句和常数

符号（Symbol）是由字符组成的标识符，组成符号的有效字符取自于大小写字符集、数字和三个字符'_.$'。符号不允许用数字字符开始，并且大小写含义不同。在 as 汇编程序中符号长度没有限制，并且符号中所有字符都是有效的。符号使用其他字符（例如空格、换行符）或者文件的开始来界定开始和结束处。

语句（Statement）以换行符或者行分割字符（';'）作为结束。文件最后语句必须以换行符作为结束。若在一行的最后使用反斜杠字符'\'（在换行符前），那么就可以让一条语句使用多行。当 as 读取到反斜杠加换行符时，就会忽略掉这两个字符。虽然 GNU as 也可使用分号在一行上包含多个语句，但通常在编制汇编语言程序时每行只包含一条语句。

语句由零个或多个标号（Label）开始，后面可以跟随一个确定语句类型的关键符号。标号由符号后面跟随一个冒号（':'）构成。关键符号确定了语句余下部分的语义。如果该关键符号以一个'.'开始，那么当前语句就是一个汇编命令（或称为伪指令、指示符）。如果关键符号以一个字母开始，那么当前语句就是一条汇编语言指令语句。因此一条语句的通用格式为：

```
标号:    汇编命令      注释部分（可选）
或
标号:    指令助记符 操作数 1，操作数 2        注释部分（可选）
```

常数是一个数字，可分为字符常数和数字常数两类。字符常数还可分为字符串和单个字符；而数字常数可分为整数、大数和浮点数。

字符串必须用双引号括住，并且其中可以使用反斜杠'\'来转义包含特殊字符。例如'\\'表示一个反斜杠字符。其中第 1 个反斜杠是转义指示字符，说明把第 2 个字符看作一个普通反斜杠字符。常用转义符序列见表 3-1 所示。反斜杠后若是其他字符，那么该反斜杠将不起作用并且 as 汇编器将会发出警告信息。

汇编程序中使用单个字符常数时可以写成在该字符前加一个单引号，例如“'A”表示值 65、“'C”表示值 67。表 3-1 中的转义码也同样可以用于单个字符常数。例如“'\\”表示是一个普通反斜杠字符常数。

**表 3-1 as 汇编器支持的转义字符序列**

| 转义码 | 说明 |
|---|---|
| \b | 退格符（Backspace），值为 0x08 |
| \f | 换页符（FormFeed），值为 0x0C |
| \n | 换行符（Newline），值为 0x0A |
| \r | 回车符（Carriage-Return），值为 0x0D |
| \NNN | 3 个八进制数表示的字符代码 |
| \xNN... | 16 进制数表示的字符代码 |
| \\ | 表示一个反斜杠字符 |
| \" | 表示字符串中的一个双引号"" |

整数数字常数有 4 种表示方法，即使用'0b'或'0B'开始的二进制数（'0-1'）；以'0'开始的八进制数（'0-7'）；以非'0'数字开始的十进制数（'0-9'）和使用'0x'或'0X'开头的十六进制数（'0-9a-fA-F'）。若要表示负数，只需在前面添加负号'-'。

大数（Bignum）是位数超过 32 位二进制位的数，其表示方法与整数的相同。汇编程序中对浮点常数的表示方法与 C 语言中的基本一样。由于内核代码中几乎不用浮点数，因此这里不再对其进行说明。

## 3.2.3 指令语句、操作数和寻址

指令（Instructions）是 CPU 执行的操作，通常指令也称作操作码（Opcode）；操作数（Operand）是指令操作的对象；而地址（Address）是指定数据在内存中的位置。指令语句是程序运行时刻执行的一条语句，它通常可包含 4 个组成部分：

- 标号（可选）；
- 操作码（指令助记符）；
- 操作数（由具体指令指定）；
- 注释

一条指令语句可以含有 0 个或最多 3 个用逗号分开的操作数。对于具有两个操作数的指令语句，第 1 个是源操作数，第 2 个是目的操作数，即指令操作结果保存在第 2 个操作数中。

操作数可以是立即数（即值是常数值的表达式）、寄存器（值在 CPU 的寄存器中）或内存（值在内存中）。一个间接操作数（Indirect operand）含有实际操作数值的地址值。AT&T 语法通过在操作数前加一个'*'字符来指定一个间接操作数。只有调转/调用指令才能使用间接操作数。见下面对跳转指令的说明。

- 立即操作数前需要加一个'$'字符前缀；
- 寄存器名前需要加一个'%'字符前缀；
- 内存操作数由变量名或者含有变量地址的一个寄存器指定。变量名隐含指出了变量的地址，并指示 CPU 引用该地址处内存的内容。

### 3.2.3.1 指令操作码的命名

AT&T 语法中指令操作码名称（即指令助记符）最后一个字符用来指明操作数的宽度。字符'b'、'w'和'l'分别指定 byte、word 和 long 类型的操作数。如果指令名称没有带这样的字符后缀，并且指令语句中不含内存操作数，那么 as 就会根据目的寄存器操作数来尝试确定操作数宽度。例如指令语句'mov %ax, %bx'等同于'movw %ax, %bx'。同样，语句'mov $1, %bx'等同于'movw $1, %bx'。

AT&T 与 Intel 语法中几乎所有指令操作码的名称都相同，但仍有几个例外。符号扩展和零扩展指令都需要 2 个宽度来指明，即需要为源和目的操作数指明宽度。AT&T 语法中是通过使用两个操作码后缀来做到。AT&T 语法中符号扩展和零扩展的基本操作码名称分别是'movs...'和'movz...'，Intel 中分别是'movsx'和'movzx'。两个后缀就附在操作码基本名上。例如“使用符号扩展从%al 移动到%edx”的 AT&T 语句是'movsbl %al, %edx'，即从 byte 到 long 是 bl、从 byte 到 word 是 bw、从 word 到 long 是 wl。AT&T 语法与 Intel 语法中转换指令的对应关系见表 3-2 所示。

表 3-2 AT&T 语法与 Intel 语法中转换指令的对应关系

| AT&T | Intel | 说明 |
|---|---|---|
| Cbtw | cbw | 把%al 中的字节值符号扩展到%ax 中 |
| Cwtl | cwde | 把%ax 符号扩展到%eax 中 |
| Cwtd | cwd | 把%ax 符号扩展到%dx:%ax 中 |
| Cltd | cdq | 把%eax 符号扩展到%edx:%eax 中 |

### 3.2.3.2 指令操作码前缀

操作码前缀用于修饰随后的操作码。它们用于重复字符串指令、提供区覆盖、执行总线锁定操作、或指定操作数和地址宽度。通常操作码前缀可作为一条没有操作数的指令独占一行并且必须直接位于所影响指令之前，但是最好与它修饰的指令放在同一行上。例如，串扫描指令'scas'使用前缀执行重复操作：

```
repne scas %es:(%edi), %al
```

操作码前缀有表 3-3 中列出的一些。

表 3-3 操作码前缀列表

| 操作码前缀 | 说明 |
|---|---|
| cs, ds, ss, es, fs, gs | 区覆盖操作码前缀。通过指定使用 区:内存操作数 内存引用形式会自动添加这种前缀。 |
| data16, addr16 | 操作数/地址宽度前缀。这两个前缀会把 32 位操作数/地址改变成 16 位的操作数/地址。但请注意，as 并不支持 16 位寻址方式。 |
| lock | 总线锁存前缀。用于在指令执行期间禁止中断（仅对某些指令有效，请参见 80X86 手册）。 |
| wait | 协处理器指令前缀。等待协处理器完成当前指令的执行。对于 80386/80387 组合用不着这个前缀。 |
| rep, repe, repne | 串指令操作前缀，使串指令重复执行%ecx 中指定的次数。 |

### 3.2.3.3 内存引用

Intel 语法的间接内存引用形式：section:[base + index*scale + disp]

对应于如下 AT&T 语法形式：section:disp(base, index, scale)

其中 base 和 index 是可选的 32 位基寄存器和索引寄存器，disp 是可选的偏移值。scale 是比例因子，取值范围是 1、2、4 和 8。scale 其乘上索引 index 用来计算操作数地址。如果没有指定 scale，则 scale 取默认值 1。section 为内存操作数指定可选的段寄存器，并且会覆盖操作数使用的当前默认段寄存器。请注意，如果指定的段覆盖寄存器与默认操作的段寄存器相同，则 as 就不会为汇编的指令再输出相同的段前缀。以下是几个 AT&T 和 Intel 语法形式的内存引用例子：

```
movl var, %eax                  # 把内存地址 var 处的内容放入寄存器%eax 中。
movl %cs:var, %eax              # 把代码段中内存地址 var 处的内容放入%eax 中。
movb $0x0a,%es:(%ebx)           # 把字节值 0x0a 保存到 es 段的%ebx 指定的偏移处。
movl $var, %eax                 # 把 var 的地址放入%eax 中。
movl array(%esi), %eax          # 把 array+%esi 确定的内存地址处的内容放入%eax 中。
movl (%ebx, %esi, 4), %eax      # 把%ebx+%esi*4 确定的内存地址处的内容放入%eax 中。
movl array(%ebx, %esi, 4), %eax # 把 array + %ebx+%esi*4 确定的内存地址处的内容放入%eax 中。
movl -4(%ebp), %eax             # 把 %ebp -4 内存地址处的内容放入%eax 中，使用默认段%ss。
movl foo(,%eax,4), %eax         # 把内存地址 foo + eax * 4 处内容放入%eax 中，使用默认段%ds。
```

### 3.2.3.4 跳转指令

跳转指令用于把执行点转移到程序另一个位置处继续执行下去。这些跳转的目的位置通常使用一个标号来表示。在生成目标代码文件时，汇编器会确定所有带有标号的指令的地址，并且把跳转到的指令的地址编码到跳转指令中。跳转指令可分为无条件跳转和条件跳转两大类。条件跳转指令将依赖于执行指令时标志寄存器中某个相关标志的状态来确定是否进行跳转，而无条件跳转则不依赖于这些标志。

JMP 是无条件跳转指令，并可分为直接（direct）跳转和间接（indirect）跳转两类，而条件跳转指令只有直接跳转的形式。对于直接跳转指令，跳转到的目标指令的地址是作为跳转指令的一部份直接编码进跳转指令中；对于间接跳转指令，跳转的目的位置取自于某个寄存器或某个内存位置中。直接跳转语句的写法是给出跳转目标处的标号；间接跳转语句的写法是必须使用一个星字符'*'作为操作指示符的前缀

字符，并且该操作指示符使用 movl 指令相同的语法。下面是直接和间接跳转的几个例子。

```
jmp NewLoc                  # 直接跳转。无条件直接跳转到标号 NewLoc 处继续执行。
jmp *%eax                   # 间接跳转。寄存器%eax 的值是跳转的目标位置。
jmp *(%eax)                 # 间接跳转。从%eax 指明的地址处读取跳转的目标位置。
```

同样，与指令计数器 PC[4]无关的间接调用的操作数也必须有一个'*'作为前缀字符。若没有使用'*'字符，那么 as 汇编器就会选择与指令计数 PC 相关的跳转标号。还有，其他任何具有内存操作数的指令都必须使用操作码后缀（'b'、'w'或'l'）指明操作数的大小（byte、word 或 long）。

### 3.2.4 区与重定位

区（Section）（也称为段、节或部分）用于表示一个地址范围，操作系统将会以相同的方式对待和处理在该地址范围中的数据信息。例如，可以有一个“只读”的区，我们只能从该区中读取数据而不能写入。区的概念主要用来表示编译器生成的目标文件（或可执行程序）中不同的信息区域，例如目标文件中的正文区或数据区。若要正确理解和编制一个 as 汇编语言程序，我们就需要了解 as 产生的输出目标文件的格式安排。有关 Linux 0.12 内核使用的 a.out 格式目标文件格式的详细说明将在本章后面给出，这里首先对区的基本概念作一简单介绍，以理解 as 汇编器产生的目标文件基本结构。

链接器 ld 会把输入的目标文件中的内容按照一定规律组合生成一个可执行程序。当 as 汇编器输出一个目标文件时，该目标文件中的代码被默认设置成从地址 0 开始。此后 ld 将会在链接过程中为不同目标文件中的各个部分分配不同的最终地址位置。ld 会把程序中的字节块移动到程序运行时的地址处。这些块是作为固定单元进行移动的。它们的长度以及字节次序都不会被改变。这样的固定单元就被称作是区（或段、部分）。而为区分配运行时刻的地址的操作就被称为重定位（Relocation）操作，其中包括调整目标文件中记录的地址，从而让它们对应到恰当的运行时刻地址上。

as 汇编器输出产生的目标文件中至少具有 3 个区，分别被称为正文（text）、数据（data）和 bss 区。每个区都可能是空的。如果没有使用汇编命令把输出放置在'.text'或'.data'区中，这些区会仍然存在，但内容是空的。在一个目标文件中，其 text 区从地址 0 开始，随后是 data 区，再后面是 bss 区。

当一个区被重定位时，为了让链接器 ld 知道哪些数据会发生变化以及如何修改这些数据，as 汇编器也会往目标文件中写入所需要的重定位信息。为了执行重定位操作，在每次涉及目标文件中的一个地址时，ld 必须知道：

- 目标文件中对一个地址的引用是从什么地方算起的？
- 该引用的字节长度是多少？
- 该地址引用的是哪个区？(地址)-(区的开始地址)的值等于多少？
- 对地址的引用与程序计数器 PC（Program-Counter）相关吗？

实际上，as 使用的所有地址都可表示为：(区)+(区中偏移)。另外，as 计算的大多数表达式都有这种与区相关的特性。在下面说明中，我们使用记号“{secname N}”来表示区 secname 中偏移 N。

除了 text、data 和 bss 区，我们还需要了解绝对地址区（absolute 区）。当链接器把各个目标文件组合在一起时，absolute 区中的地址将始终不变。例如，ld 会把地址{absolute 0}“重定位”到运行时刻地址 0 处。尽管链接器在链接后决不会把两个目标文件中的 data 区安排成重叠地址处，但是目标文件中的 absolute 区必会重叠而覆盖。

另外还有一种名为“未定义的”区（Undefined section）。在汇编时不能确定所在区的任何地址都被设置成{undefined U}，其中 U 将会在以后填上。因为数值总是有定义的，所以出现未定义地址的唯一途径仅涉及未定义的符号。对一个称为公共块（common block）的引用就是这样一种符号：在汇编时它的值未知，因此它在 undefined 区中。

[4]这里符号 PC 是指 CPU 的程序指令指针计数器（Program Counter）。

类似地，区名也用于描述已链接程序中区的组。链接器 ld 会把程序所有目标文件中的 text 区放在相邻的地址处。我们习惯上所说的程序的 text 区实际上是指其所有目标文件 text 区组合构成的整个地址区域。对程序中 data 和 bss 区的理解也同样如此。

### 3.2.4.1 链接器涉及的区

链接器 ld 只涉及如下 4 类区：

- text 区、data 区 -- 这两个区用于保存程序。as 和 ld 会分别独立而同等地对待它们。对其中 text 区的描述也同样适合于 data 区。然而当程序在运行时，则通常 text 区是不会改变的。text 区通常会被进程共享，其中含有指令代码和常数等内容。程序运行时 data 区的内容通常是会变化的，例如，C 变量一般就存放在 data 区中。
- bss 区 -- 在程序开始运行时这个区中含有 0 值字节。该区用于存放未初始化的变量或作为公共变量存储空间。虽然程序每个目标文件 bss 区的长度信息很重要，但是由于该区中存放的是 0 值字节，因此无须在目标文件中保存 bss 区。设置 bss 区的目的就是为了从目标文件中明确地排除 0 值字节。
- absolute 区 -- 该区的地址 0 总是“重定位”到运行时刻地址 0 处。如果你不想让 ld 在重定位操作时改变你所引用的地址，那么就使用这个区。从这种观点来看，我们可以把绝对地址称作是“不可重定位的”：在重定位操作期间它们不会改变。
- undefined 区 -- 对不在先前所述各个区中对象的地址引用都属于本区。

图 3-2 中是 3 个理想化的可重定位区的例子。这个例子使用传统的区名称：'.text'和'.data'。其中水平轴表示内存地址。后面小节中将会详细说明 ld 链接器的具体操作过程。

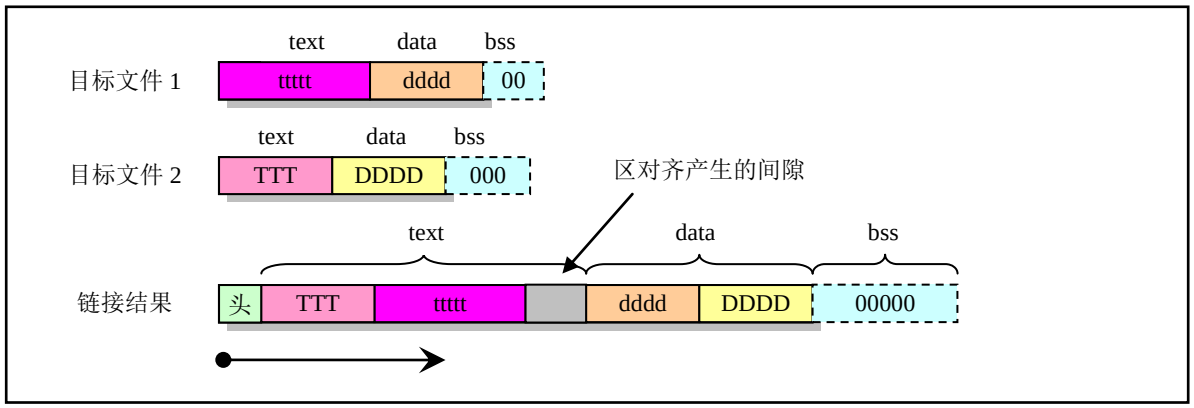



图 3-2 链接两个目标文件产生已链接程序的例子

### 3.2.4.2 子区

汇编取得的字节数据通常位于 text 或 data 区中。有时候在汇编源程序某个区中可能分布着一些不相邻的数据组，但是你可以会想让它们在汇编后聚集在一起存放。as 汇编器允许你利用子区（subsection）来达到这个目的。在每个区中，可以有编号为 0--8192 的子区存在。编制在同一个子区中的对象会在目标文件中与该子区中其他对象放在一起。例如，编译器可能想把常数存放在 text 区中，但是不想让这些常数散布在被汇编的整个程序中。在这种情况下，编译器就可以在每个会输出的代码区之前使用'.text 0'子区，并且在每组会输出的常数之前使用'.text 1'子区。

使用子区是可选的。如果没有使用子区，那么所有对象都会被放在子区 0 中。子区会以其从小到大的编号顺序出现在目标文件中，但是目标文件中并不包含表示子区的任何信息。处理目标文件的 ld 以及其他程序并不会看到子区的踪迹，它们只会看到由所有 text 子区组成的 text 区；由所有 data 子区组成的 data 区。为了指定随后的语句被汇编到哪个子区中，可在'.text 表达式'或'.data 表达式'中使用数值参数。表达式结果应该是绝对值。如果只指定了'.text'，那么就会默认使用 '.text 0'。同样地，'.data'

表示使用'.data 0'。

每个区都有一个位置计数器（Location Counter），它会对每个汇编进该区的字节进行计数。由于子区仅供 as 汇编器使用方便而设置的，因此并不存在子区计数器。虽然没有什么直接操作一个位置计数器的方法，但是汇编命令'.align'可以改变其值，并且任何标号定义都会取用位置计数器的当前值。正在执行语句汇编处理的区的位置计数器被称为当前活动计数器。

#### 3.2.4.3 bss 区

bss 区用于存储局部公共变量。你可以在 bss 区中分配空间，但是在程序运行之前不能在其中放置数据。因为当程序刚开始执行时，bss 区中所有字节内容都将被清零。'.lcomm'汇编命令用于在 bss 区中定义一个符号；'.comm'可用于在 bss 区中声明一个公共符号。

### 3.2.5 符号

在程序编译和链接过程中，符号（Symbol）是一个比较重要的概念。程序员使用符号来命名对象，链接器使用符号进行链接操作，而调试器利用符号进行调试。

标号（Label）是后面紧随一个冒号的符号。此时该符号代表活动位置计数器的当前值，并且，例如，可作为指令的操作数使用。我们可以使用等号'='给一个符号赋予任意数值。

符号名以一个字母或'._'字符之一开始。局部符号用于协助编译器和程序员临时使用名称。在一个程序中共有 10 个局部符号名（'0'...'9'）可供重复使用。为了定义一个局部符号，只要写出形如'N:'的标号（其中 N 代表任何数字）。若是引用前面最近定义的这个符号，需要写成'Nb'；若需引用下一个定义的局部标号，则需要写成'Nf'。其中'b'意思是向后（backwards），'f'表示向前（forwards）。局部标号在使用方面没有限制，但是在任何时候我们只能向前/向后引用最远 10 个局部标号。

#### 3.2.5.1 特殊点符号

特殊符号'.'表示 as 汇编的当前地址。因此表达式'mylab: .long .' 就会把 mylab 定义为包含它自己所处的地址值。给'.'赋值就如同汇编命令'.org'的作用。因此表达式'.=.+4' 与'.space 4'完全相同。

#### 3.2.5.2 符号属性

除了名字以外，每个符号都有“值”和“类型”属性。根据输出的格式不同，符号也可以具有辅助属性。如果不定义就使用一个符号，as 就会假设其所有属性均为 0。这指示该符号是一个外部定义的符号。

符号的值通常是 32 位的。对于标出 text、data、bss 或 absolute 区中一个位置的符号，其值是从区开始到标号处的地址值。对于 text、data 和 bss 区，一个符号的值通常会在链接过程中由于 ld 改变区的基地址而变化，absolute 区中符号的值不会改变。这也是为何称它们是绝对符号的原因。

ld 会对未定义符号的值进行特殊处理。如果未定义符号的值是 0，则表示该符号在本汇编源程序中没有定义，ld 会尝试根据其他链接的文件来确定它的值。在程序使用了一个符号但没有对符号进行定义，就会产生这样的符号。若未定义符号的值不为 0，那么该符号值就表示是.comm 公共声明的需要保留的公共存储空间字节长度。符号指向该存储空间的第一个地址处。

符号的类型属性含有用于链接器和调试器的重定位信息、指示符号是外部的标志以及一些其他可选信息。对于 a.out 格式的目标文件，符号的类型属性存放在一个 8 位字段中（n_type 字节）。其含义请参见有关 include/a.out.h 文件的说明。

### 3.2.6 as 汇编命令

汇编命令是指示汇编器操作方式的伪指令。汇编命令用于要求汇编器为变量分配空间、确定程序开始地址、指定当前汇编的区、修改位置计数器值等。所有汇编命令的名称都以'.'开始，其余是字符，并且大小写无关。但是通常都使用小写字符。下面我们给出一些常用汇编命令的说明。

#### 3.2.6.1 .align abs-expr1, abs-expr2, abs-expr3

.align 是存储对齐汇编命令，用于在当前子区中把位置计数器值设置（增加）到下一个指定存储边界处。第 1 个绝对值表达式 abs-expr1（absolute expression）指定要求的边界对齐值。对于使用 a.out 格

式目标文件的 80X86 系统，该表达式值是位置计数器值增加后其二进制值最右面 0 值位的个数，即是 2 的次方值。例如，'.align 3'表示把位置计数器值增加到 8 的倍数上。如果位置计数器值本身就是 8 的倍数，那么就无需改变。但是对于使用 ELF 格式的 80X86 系统，该表达式值直接就是要求对其的字节数。例如'.align 8'就是把位置计数器值增加到 8 的倍数上。

第 2 个表达式给出用于对齐而填充的字节值。该表达式与其前面的逗号可以省略。若省略，则填充字节值是 0。第 3 个可选表达式 abs-expr3 用于指示对齐操作允许填充跳过的最大字节数。如果对齐操作要求跳过的字节数大于这个最大值，那么该对齐操作就被取消。若想省略第 2 个参数，可以在第 1 和第 3 个参数之间使用两个逗号。

#### 3.2.6.2 .ascii "string"...

从位置计数器所值当前位置为字符串分配空间并存储字符串。可使用逗号分开写出多个字符串。例如，'.ascii "Hellow world!", "My assembler"'。该汇编命令会让 as 把这些字符串汇编在连续的地址位置处，每个字符串后面不会自动添加 0（NULL）字节。

#### 3.2.6.3 .asciz "string"...

该汇编命令与'.ascii'类似，但是每个字符串后面会自动添加 NULL 字符。

#### 3.2.6.4 .byte expressions

该汇编命令定义 0 个或多个用逗号分开的字节值。每个表达式的值是一个字节。

#### 3.2.6.5 .comm symbol, length

在 bss 区中声明一个命名的公共区域。在 ld 链接过程中，某个目标文件中的一个公共符号会与其他目标文件中同名的公共符号合并。如果 ld 没有找到一个符号的定义，而只是一个或多个公共符号，那么 ld 就会分配指定长度 length 字节的未初始化内存。length 必须是一个绝对值表达式，如果 ld 找到多个长度不同但同名的公共符号，ld 就会分配长度最大的空间。

#### 3.2.6.6 .data subsection

该汇编命令通知 as 把随后的语句汇编到编号为 subsection 的 data 子区中。如果省略编号，则默认使用编号 0。编号必须是绝对值表达式。

#### 3.2.6.7 .desc symbol, abs-expr

用绝对表达式的值设置符号 symbol 的描述符字段 n_desc 的 16 位值。仅用于 a.out 格式的目标文件。参见有关 include/a.out.h 文件的说明。

#### 3.2.6.8 .fill repeat, size, value

该汇编命令会产生数个（repeat 个）大小为 size 字节的重复拷贝。大小值 size 可以为 0 或某个值，但是若 size 大于 8，则限定为 8。每个重复字节内容取自一个 8 字节数。高 4 字节为 0，低 4 字节是数值 value。这 3 个参数值都是绝对值，size 和 value 是可选的。如果第 2 个逗号和 value 省略，value 默认为 0 值；如果后两个参数都省略的话，则 size 默认为 1。

#### 3.2.6.9 .global symbol （或者.globl symbol）

该汇编命令会使得链接器 ld 能看见符号 symbol。如果在我们的目标文件中定义了符号 symbol，那么它的值将能被链接过程中的其他目标文件使用。若目标文件中没有定义该符号，那么它的属性将从链接过程中其他目标文件的同名符号中获得。这是通过设置符号 symbol 类型字段中的外部位 N_EXT 来做到的。参见 include/a.out.h 文件中的说明。

#### 3.2.6.10 .int expressions

该汇编命令在某个区中设置 0 个或多个整数值（80386 系统为 4 字节，同.long）。每个用逗号分开的表达式的值就是运行时刻的值。例如.int 1234, 567, 0x89AB。

#### 3.2.6.11 .lcomm symbol, length

为符号 symbol 指定的局部公共区域保留长度为 length 字节的空间。所在的区和符号 symbol 的值是新的局部公共块的值。分配的地址在 bss 区中，因此在运行时刻这些字节值被清零。由于符号 symbol 没有被声明为全局的，因此链接器 ld 看不见。

#### 3.2.6.12 .long expressions

含义与.int 相同。

#### 3.2.6.13 .octa bignums

这个汇编命令指定 0 个或多个用逗号分开的 16 字节大数（.byte, .word, .long, .quad, .octa 分别对应 1、2、4、8 和 16 字节数）。

#### 3.2.6.14 .org new_lc, fill

这个汇编命令会把当前区的位置计数器设置为值 new_lc。new_lc 是一个绝对值（表达式），或者是具有相同区作为子区的表达式，也即不能使用.org 跨越各区。如果 new_lc 的区不对，那么.org 就不会起作用。请注意，位置计数器是基于区的，即以每个区作为计数起点。

当位置计数器值增长时，所跳跃过的字节将被填入值 fill。该值必须是绝对值。如果省略了逗号和 fill，则 fill 默认为 0 值。

#### 3.2.6.15 .quad bignums

这个汇编命令指定 0 个或多个用逗号分开的 8 字节大数 bignum。如果大数放不进 8 个字节中，则取低 8 个字节。

#### 3.2.6.16 .short expressions （同.word expressions）

这个汇编命令指定某个区中 0 个或多个用逗号分开的 2 字节数。对于每个表达式，在运行时刻都会产生一个 16 位的值。

#### 3.2.6.17 .space size, fill

该汇编命令产生 size 个字节，每个字节填值 fill。这个参数均为绝对值。如果省略了逗号和 fill，那么 fill 的默认值就是 0。

#### 3.2.6.18 .string "string"

定义一个或多个用逗号分开的字符串。在字符串中可以使用转义字符。每个字符串都自动附加一个 NULL 字符结尾。例如，.string ″\n\nStarting″, ″other strings″。

#### 3.2.6.19 .text subsection

通知 as 把随后的语句汇编进编号为 subsection 的子区中。如果省略了编号 subsection，则使用默认编号值 0。

#### 3.2.6.20 .word expressions

对于 32 位机器，该汇编命令含义与.short 相同。

### 3.2.7 编写 16 位代码

虽然 as 通常用来编写纯 32 位的 80X86 代码，但是 1995 年后它对编写运行于实模式或 16 位保护模式的代码也提供有限的支持。为了让 as 汇编时产生 16 位代码，需要在运行于 16 位模式的指令语句之前添加汇编命令'.code16'，并且使用汇编命令'.code32'让 as 汇编器切换回 32 位代码汇编方式。

as 不区分 16 位和 32 位汇编语句，在 16 位和 32 位模式下每条指令的功能完全一样而与模式无关。as 总是为汇编语句产生 32 位的指令代码而不管指令将运行在 16 位还是 32 位模式下。如果使用汇编命令'.code16'让 as 处于 16 位模式下，那么 as 会自动为所有指令加上一个必要的操作数宽度前缀而让指令运行在 16 位模式。请注意，因为 as 为所有指令添加了额外的地址和操作数宽度前缀，所以汇编产生的代码长度和性能上将会受到影响。

由于在 1991 年开发 Linux 内核 0.12 时 as 汇编器还不支持 16 位代码，因此在编写和汇编 0.12 内核实模式下的引导启动代码和初始化汇编程序时使用了前面介绍的 as86 汇编器。

### 3.2.8 AS 汇编器命令行选项

-a 开启程序列表

-f 快速操作
-o 指定输出的目标文件名
-R 组合数据区和代码区
-W 取消警告信息

# 3.3 C 语言程序

GNU gcc 对 ISO 标准 C89 描述的 C 语言进行了一些扩展，其中一些扩展部分已经包括进 ISO C99 标准中。本节给出内核中经常用到的一些 gcc 扩充语句的说明。在后面章节程序注释中也会随时对遇到的扩展语句给出简单的说明。

## 3.3.1 C 程序编译和链接

使用 gcc 汇编器编译 C 语言程序时通常会经过四个处理阶段，即预处理阶段、编译阶段、汇编阶段和链接阶段，见图 3-3 所示。

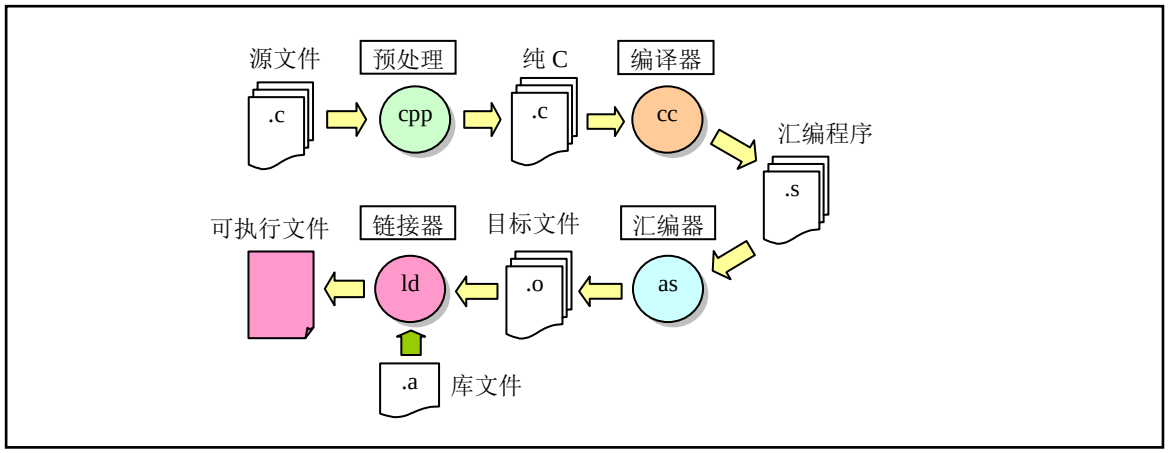



图 3-3 C 程序编译过程

在前处理阶段中，gcc 会把 C 程序传递给 C 前处理器 CPP，对 C 语言程序中指示符和宏进行替换处理，输出纯 C 语言代码；在编译阶段，gcc 把 C 语言程序编译生成对应的与机器相关的 as 汇编语言代码；在汇编阶段，as 汇编器会把汇编代码转换成机器指令，并以特定二进制格式输出保存在目标文件中；最后 GNU ld 链接器把程序的相关目标文件组合链接在一起，生成程序的可执行映像文件。调用 gcc 的命令行格式与编译汇编语言的格式类似：

```
gcc [ 选项 ] [ -o outfile ] infile ...
```

其中 infile 是输入的 C 语言文件；outfile 是编译产生的输出文件。对于某次编译过程，并非一定要全部执行这四个阶段，使用命令行选项可以令 gcc 编译过程在某个处理阶段后就停止执行。例如，使用'-S'选项可以让 gcc 在输出了 C 程序对应的汇编语言程序之后就停止运行；使用'-c'选项可以让 gcc 只生成目标文件而不执行链接处理，见如下所示。

```
gcc -o hello hello.c          // 编译 hello.c 程序，生成执行文件 hello。
gcc -S -o hello.s hello.c     // 编译 hello.c 程序，生成对应汇编程序 hello.s。
gcc -c -o hello.o hello.c     // 编译 hello.c 程序，生成对应目标文件 hello.o 而不链接。
```

在编译象 Linux 内核这样的包含很多源程序文件的大型程序时，通常使用 make 工具软件对整个程序的编译过程进行自动管理，详见后面说明。

### 3.3.2 嵌入汇编

本节介绍内核 C 语言程序中接触到的嵌入式汇编（内联汇编）语句。由于我们通常编制 C 程序过程中一般很少用到嵌入式汇编代码，因此这里有必要对其基本格式和使用方法进行说明。具有输入和输出参数的嵌入汇编语句的基本格式为：

```
asm("汇编语句"
    : 输出寄存器
    : 输入寄存器
    : 会被修改的寄存器);
```

除第 1 行以外，后面带冒号的行若不使用就都可以省略。其中，“asm”是内联汇编语句关键词；“汇编语句”是你写汇编指令的地方；“输出寄存器”表示当这段嵌入汇编执行完之后，哪些寄存器用于存放输出数据。此地，这些寄存器会分别对应一 C 语言表达式值或一个内存地址；“输入寄存器”表示在开始执行汇编代码时，这里指定的一些寄存器中应存放的输入值，它们也分别对应着一 C 变量或常数值。“会被修改的寄存器”表示你已对其中列出的寄存器中的值进行了改动，gcc 编译器不能再依赖于它原先对这些寄存器加载的值。如果必要的话，gcc 需要重新加载这些寄存器。因此我们需要把那些没有在输出/输入寄存器部分列出，但是在汇编语句中明确使用到或隐含使用到的寄存器名列在这个部分中。

下面我们用例子来说明嵌入汇编语句的使用方法。这里列出了 kernel/traps.c 文件中第 22 行开始的一段代码作为例子来详细解说。为了能看得更清楚一些，我们对这段代码进行了重新排列和编号。

```
01  #define get_seg_byte(seg,addr) \
02  ({ \
03  register char __res; \                          // 定义了一个寄存器变量__res。
04  __asm__("push %%fs;  \                          // 首先保存 fs 寄存器原值（段选择符）。
05           mov %%ax,%%fs;  \                      // 然后用 seg 设置 fs。
06           movb %%fs:%2,%%al;  \                  // 取 seg:addr 处 1 字节内容到 al 寄存器中。
07           pop %%fs"  \                           // 恢复 fs 寄存器原内容。
08           :"=a" (__res)  \                       // 输出寄存器列表。
09           :"0" (seg),"m" (*(addr)); \            // 输入寄存器列表。
10  __res;})
```

这段 10 行代码定义了一个嵌入汇编语言宏函数。通常使用汇编语句最方便的方式是把它们放在一个宏内。用圆括号括住的组合语句（花括号中的语句）：“({})”可以作为表达式使用，其中最后一行上的变量__res（第 10 行）是该表达式的输出值，见下一节说明。

因为宏语句需要定义在一行上，因此这里使用反斜杠'\'将这些语句连成一行。这条宏定义将被替换到程序中引用该宏名称的地方。第 1 行定义了宏的名称，也即是宏函数名称 get_seg_byte(seg,addr)。第 3 行定义了一个寄存器变量__res。该变量将被保存在一个寄存器中，以便于快速访问和操作。如果想指定寄存器（例如 eax），那么我们可以把该句写成“register char __res asm ("ax");”，其中"asm"也可以写成"__asm__"。第 4 行上的"__asm__"表示嵌入汇编语句的开始。从第 4 行到第 7 行的 4 条语句是 AT&T 格式的汇编语句。另外，为了让 gcc 编译产生的汇编语言程序中寄存器名称前有一个百分号"%"，在嵌入汇编语句寄存器名称前就必须写上两个百分号"%%"。

第 8 行即是输出寄存器，这句的含义是在这段代码运行结束后将 eax 所代表的寄存器的值放入__res

变量中，作为本函数的输出值，"=a"中的"a"称为加载代码，"="表示这是输出寄存器，并且其中的值将被输出值替代。加载代码是 CPU 寄存器、内存地址以及一些数值的简写字母代号。表 3-4 中是一些我们常会用到的寄存器加载代码及其具体的含义。第 9 行表示在这段代码开始运行时将 seg 放到 eax 寄存器中，"0"表示使用与上面同个位置的输出相同的寄存器。而(*(addr))表示一个内存偏移地址值。为了在上面汇编语句中使用该地址值，嵌入汇编程序规定把输出和输入寄存器统一按顺序编号，顺序是从输出寄存器序列从左到右从上到下以"%0"开始，分别记为%0、%1、…%9。因此，输出寄存器的编号是%0（这里只有一个输出寄存器），输入寄存器前一部分("0" (seg))的编号是%1，而后部分的编号是%2。上面第 6 行上的%2 即代表(*(addr))这个内存偏移量。

**表 3-4 常用寄存器加载代码说明**

| 代码 | 说明 | 代码 | 说明 |
|---|---|---|---|
| a | 使用寄存器 eax | m | 使用内存地址 |
| b | 使用寄存器 ebx | o | 使用内存地址并可以加偏移值 |
| c | 使用寄存器 ecx | I | 使用常数 0-31 |
| d | 使用寄存器 edx | J | 使用常数 0-63 |
| S | 使用 esi | K | 使用常数 0-255 |
| D | 使用 edi | L | 使用常数 0-65535 |
| q | 使用动态分配字节可寻址寄存器（eax、ebx、ecx 或 edx） | M | 使用常数 0-3 |
| r | 使用任意动态分配的寄存器 | N | 使用 1 字节常数（0-255） |
| g | 使用通用有效的地址即可（eax、ebx、ecx、edx 或内存变量） | O | 使用常数 0-31 |
| A | 使用 eax 与 edx 联合(64 位) | = | 输出操作数。输出值将替换前值 |
| + | 表示操作数可读可写 | & | 早期会变的（earlyclobber）操作数。表示在使用完操作数之前，内容会被修改 |

现在我们来研究 4—7 行上的代码的作用。第一句将 fs 段寄存器的内容入栈；第二句将 eax 中的段值赋给 fs 段寄存器；第三句是把 fs:(*(addr))所指定的字节放入 al 寄存器中。当执行完汇编语句后，输出寄存器 eax 的值将被放入__res，作为该宏函数（块结构表达式）的返回值。很简单，不是吗？

通过上面分析，我们知道，宏名称中的 seg 代表一指定的内存段值，而 addr 表示一内存偏移地址量。到现在为止，我们应该很清楚这段程序的功能了吧！该宏函数的功能是从指定段和偏移值的内存地址处取一个字节。再在看下一个例子。

```
01  asm("cld\n\t"
02      "rep\n\t"
03      "stol"
04      : /* 没有输出寄存器 */
05      : "c"(count-1), "a"(fill_value), "D"(dest)
06      : "%ecx", "%edi");
```

1-3 行这三句是通常的汇编语句，用以清方向位，重复保存值。其中头两行中的字符"\n\t"是用于 gcc 预处理程序输出程序列表时能排的整齐而设置的，字符的含义与 C 语言中的相同。即 gcc 的运作方式是先产生与 C 程序对应的汇编程序，然后调用汇编器对其进行编译产生目标代码，如果在写程序和调试程序时想看看 C 对应的汇编程序，那么就需要得到预处理程序输出的汇编程序结果(这在编写和调试高效的代码

时常用的做法)。为了预处理输出的汇编程序格式整齐，就可以使用"\n\t"这两个格式符号。

第 4 行说明这段嵌入汇编程序没有用到输出寄存器。第 5 行的含义是：将 count-1 的值加载到 ecx 寄存器中（加载代码是"c"），fill_value 加载到 eax 中，dest 放到 edi 中。为什么要让 gcc 编译程序去做这样的寄存器值的加载，而不让我们自己做呢？因为 gcc 在它进行寄存器分配时可以进行某些优化工作。例如 fill_value 值可能已经在 eax 中。如果是在一个循环语句中的话，gcc 就可能在整个循环操作中保留 eax，这样就可以在每次循环中少用一个 movl 语句。

最后一行的作用是告诉 gcc 这些寄存器中的值已经改变了。在 gcc 知道你拿这些寄存器做些什么后，能够对 gcc 的优化操作有所帮助。下面的例子不是让你自己指定哪个变量使用哪个寄存器，而是让 gcc 为你选择。

```
01  asm("leal (%1, %1, 4), %0"
02      : "=r"(y)
03      : "0"(x));
```

指令"leal"用于计算有效地址,但这里用它来进行一些简单计算。第 1 条句汇编语句"leal (r1, r2,4), r3"语句表示 r1+r2*4 ➔ r3。这个例子可以非常快地将 x 乘 5。其中"%0"、"%1"是指 gcc 自动分配的寄存器。这里"%1"代表输入值 x 要放入的寄存器，"%0"表示输出值寄存器。输出寄存器代码前一定要加等于号。如果输入寄存器的代码是 0 或为空时，则说明使用与相应输出一样的寄存器。所以，如果 gcc 将 r 指定为 eax 的话，那么上面汇编语句的含义即为：

```
    "leal (eax,eax,4), eax"
```

注意：在执行代码时，如果不希望汇编语句被 GCC 优化而作修改，就需要在 asm 符号后面添加关键词 volatile，见下面所示。这两种声明的区别在于程序兼容性方面。建议使用后一种声明方式。

```
    asm volatile (……);
或者更详细的说明为：
    __asm__ __volatile__ (……);
```

关键词 volatile 也可以放在函数名前来修饰函数，用来通知 gcc 编译器该函数不会返回。这样就可以让 gcc 产生更好一些的代码。另外，对于不会返回的函数，这个关键词也可以用来避免 gcc 产生假警告信息。例如 mm/memory.c 中的如下语句说明函数 do_exit()和 oom()不会再返回到调用者代码中：

```
31 volatile void do_exit(long code);
32
33 static inline volatile void oom(void)
34 {
35         printk("out of memory\n\r");
36         do_exit(SIGSEGV);
37 }
```

下面再例举一个较长的例子，如果能看得懂，那就说明嵌入汇编代码对你来说基本没问题了。这段代码是从 include/string.h 文件中摘取的，是 strncmp()字符串比较函数的一种实现。同样，其中每行中的"\n\t"是用于 gcc 预处理程序输出列表好看而设置的。

```
//// 字符串 1 与字符串 2 的前 count 个字符进行比较。
```

```
// 参数：cs - 字符串 1，ct - 字符串 2，count - 比较的字符数。
// %0 - eax(__res)返回值，%1 - edi(cs)串 1 指针，%2 - esi(ct)串 2 指针，%3 - ecx(count)。
// 返回：如果串 1 > 串 2，则返回 1；串 1 = 串 2，则返回 0；串 1 < 串 2，则返回-1。
extern inline int strncmp(const char * cs,const char * ct,int count)
{
register int __res ;                    // __res 是寄存器变量。
__asm__("cld\n"                         // 清方向位。
        "1:\tdecl %3\n\t"               // count--。
        "js 2f\n\t"                     // 如果 count<0，则向前跳转到标号 2。
        "lodsb\n\t"                     // 取串 2 的字符 ds:[esi]➔al，并且 esi++。
        "scasb\n\t"                     // 比较 al 与串 1 的字符 es:[edi]，并且 edi++。
        "jne 3f\n\t"                    // 如果不相等，则向前跳转到标号 3。
        "testb %%al,%%al\n\t"           // 该字符是 NULL 字符吗？
        "jne 1b\n"                      // 不是，则向后跳转到标号 1，继续比较。
        "2:\txorl %%eax,%%eax\n\t"      // 是 NULL 字符，则 eax 清零（返回值）。
        "jmp 4f\n"                      // 向前跳转到标号 4，结束。
        "3:\tmovl $1,%%eax\n\t"         // eax 中置 1。
        "jl 4f\n\t"                     // 如果前面比较中串 2 字符<串 1 字符，则返回 1，结束。
        "negl %%eax\n"                  // 否则 eax = -eax，返回负值，结束。
        "4:"
        :"=a" (__res):"D" (cs),"S" (ct),"c" (count):"si","di","cx");
return __res;                           // 返回比较结果。
}
```

### 3.3.3 圆括号中的组合语句

花括号对 "{...}" 用于把变量声明和语句组合成一个复合语句（组合语句）或一个语句块，这样在语义上这些语句就等同于一条语句。组合语句的右花括号后面不需要使用分号。圆括号中的组合语句，即形如"({...})"的语句，可以在 GNU C 中用作一个表达式使用。这样就可以在表达式中使用 loop、switch 语句和局部变量，因此这种形式的语句通常称为语句表达式。语句表达式具有如下示例的形式：

```
    ({ int y = foo(); int z;
       if (y > 0) z = y;
       else z = -y;
       3 + z; })
```

其中组合语句中最后一条语句必须是后面跟随一个分号的表达式。这个表达式（"3 + z"）的值即用作整个圆括号括住语句的值。如果最后一条语句不是表达式，那么整个语句表达式就具有 void 类型，因此没有值。另外，这种表达式中语句声明的任何局部变量都会在整块语句结束后失效。这个示例语句可以象如下形式的赋值语句来使用：

```
    res = x + ({略...}) + b;
```

当然，人们通常不会象上面这样写语句，这种语句表达式通常都用来定义宏。例如内核源代码 init/main.c 程序中读取 CMOS 时钟信息的宏定义：

```
69 #define CMOS_READ(addr) ({ \            // 最后反斜杠起连接两行语句的作用。
70 outb_p(0x80|addr,0x70); \              // 首先向 I/O 端口 0x70 输出欲读取的位置 addr。
71 inb_p(0x71); \                         // 然后从端口 0x71 读入该位置处的值作为返回值。
```

```
72 })
```

再看一个 include/asm/io.h 头文件中的读 I/O 端口 port 的宏定义，其中最后变量 _v 的值就是 inb()的返回值。

```
05 #define inb(port) ({ \
06 unsigned char _v; \
07 __asm__ volatile ("inb %%dx,%%al":"=a" (_v):"d" (port)); \
08 _v; \
09 })
```

### 3.3.4 寄存器变量

GNU 对 C 语言的另一个扩充是允许我们把一些变量值放到 CPU 寄存器中，即所谓寄存器变量。这样 CPU 就不用经常花费较长时间访问内存去取值。寄存器变量可以分为 2 种：全局寄存器变量和局部寄存器变量。全局寄存器变量会在程序的整个运行过程中保留寄存器专门用于几个全局变量。相反，局部寄存器变量不会保留指定的寄存器，而仅在内嵌 asm 汇编语句中作为输入或输出操作数时使用专门的寄存器。gcc 编译器的数据流分析功能本身有能力确定指定的寄存器何时含有正在使用的值，何时可派其他用场。当 gcc 数据流分析功能认为存储在某个局部寄存器变量值无用时就可能会删除之，并且对局部寄存器变量的引用也可能被删除、移动或简化。因此，若不想让 gcc 作这些优化改动，最好在 asm 语句中加上 volatile 关键词。

如果想在嵌入汇编语句中把汇编指令的输出直接写到指定的寄存器中，那么此时使用局部寄存器变量就很方便。由于 Linux 内核中通常只使用局部寄存器变量，因此这里我们只对局部寄存器变量的使用方法进行讨论。在 GNU C 程序中我们可以在函数中用如下形式定义一个局部寄存器变量：

```
    register int res __asm__("ax");
```

这里 ax 是变量 res 所希望使用的寄存器。定义这样一个寄存器变量并不会专门保留这个寄存器不派其他用途。在程序编译过程中，当 gcc 数据流控制确定变量的值已经不用时就可能将该寄存器派作其他用途，而且对它的引用可能会被删除、移动或被简化。另外，gcc 并不保证所编译出的代码会把变量一直放在指定的寄存器中。因此在嵌入汇编的指令部分最好不要明确地引用该寄存器并且假设该寄存器肯定引用的是该变量值。然而把该变量用作为 asm 的操作数还是能够保证指定的寄存器被用作该操作数。

### 3.3.5 内联函数

在程序中，通过把一个函数声明为内联（inline）函数，就可以让 gcc 把函数的代码集成到调用该函数的代码中去。这样处理可以去掉函数调用时进入/退出时间开销，从而肯定能够加快执行速度。因此把一个函数声明为内联函数的主要目的就是能够尽量快速的执行函数体。另外，如果内联函数中有常数值，那么在编译期间 gcc 就可能用它来进行一些简化操作，因此并非所有内联函数的代码都会被嵌入进去。内联函数方法对程序代码的长度影响并不明显。使用内联函数的程序编译产生的目标代码可能会长一些也可能会短一些，这需要根据具体情况来定。

内联函数嵌入调用者代码中的操作是一种优化操作，因此只有进行优化编译时才会执行代码嵌入处理。若编译过程中没有使用优化选项”-0”，那么内联函数的代码就不会被真正地嵌入到调用者代码中，而是只作为普通函数调用来处理。把一个函数声明为内联函数的方法是在函数声明中使用关键词”inline”，例如内核文件 fs/inode.c 中的如下函数：

```
01 inline int inc(int *a)
02 {
03         (*a)++;
04 }
```

函数中的某些语句用法可能会使得内联函数的替换操作无法正常进行，或者不适合进行替换操作。例如使用了可变参数、内存分配函数 malloca()、可变长度数据类型变量、非局部 goto 语句、以及递归函数。编译时可以使用选项 -Winline 让 gcc 对标志成 inline 但不能被替换的函数给出警告信息以及不能替换的原因。

当在一个函数定义中既使用 inline 关键词、又使用 static 关键词，即像下面文件 fs/inode.c 中的内联函数定义一样，那么如果所有对该内联函数的调用都被替换而集成在调用者代码中，并且程序中没有引用过该内联函数的地址，则该内联函数自身的汇编代码就不会被引用过。在这种情况下，除非我们在编译过程中使用选项 -fkeep-inline-functions，否则 gcc 就不会再为该内联函数自身生成实际汇编代码。由于某些原因，一些对内联函数的调用并不能被集成到函数中去。特别是在内联函数定义之前的调用语句是不会被替换集成的，并且也都不能是递归定义的函数。如果存在一个不能被替换集成的调用，那么内联函数就会象平常一样被编译成汇编代码。当然，如果程序中有引用内联函数地址的语句，那么内联函数也会象平常一样被编译成汇编代码。因为对内联函数地址的引用是不能被替换的。

```
20 static inline void wait_on_inode(struct m_inode * inode)
21 {
22         cli();
23         while (inode->i_lock)
24                 sleep_on(&inode->i_wait);
25         sti();
26 }
```

请注意，内联函数功能已经被包括在 ISO 标准 C99 中，但是该标准定义的内联函数与 gcc 定义的有较大区别。ISO 标准 C99 的内联函数语义定义等同于这里使用组合关键词 inline 和 static 的定义，即“省略”了关键词 static。若在程序中需要使用 C99 标准的语义，那么就需要使用编译选项 -std=gnu99。不过为了兼容起见，在这种情况下还是最好使用 inline 和 static 组合。以后 gcc 将最终默认使用 C99 的定义，在希望仍然使用这里定义的语义时，就需要使用选项 -std=gnu89 来指定。

若一个内联函数的定义没有使用关键词 static,那么 gcc 就会假设其他程序文件中也对这个函数有调用。因为一个全局符号只能被定义一次，所以该函数就不能再在其他源文件中进行定义。因此这里对内联函数的调用就不能被替换集成。因此，一个非静态的内联函数总是会被编译出自己的汇编代码来。在这方面，ISO 标准 C99 对不使用 static 关键词的内联函数定义等同于这里使用 static 关键词的定义。

如果在定义一个函数时同时指定了 inline 和 extern 关键词，那么该函数定义仅用于内联集成，并且在任何情况下都不会单独产生该函数自身的汇编代码，即使明确引用了该函数的地址也不会产生。这样的一个地址会变成一个外部引用，就好像你仅仅声明了函数而没有定义函数一样。

关键词 inline 和 extern 组合在一起的作用几乎类同一个宏定义。使用这种组合方式就是把带有组合关键词的一个函数定义放在.h 头文件中，并且把不含关键词的另一个相同函数定义放在一个库文件中。此时头文件中的定义会让绝大多数对该函数的调用被替换嵌入。如果还有没有被替换的对该函数的调用，那么就会使用（引用）程序文件中或库中的拷贝。Linux 0.1x 内核源代码中文件 include/string.h、lib/strings.c 就是这种使用方式的一个例子。例如 string.h 中定义了如下函数：

```
// 将字符串(src)拷贝到另一字符串(dest)，直到遇到 NULL 字符后停止。
// 参数：dest - 目的字符串指针，src - 源字符串指针。%0 - esi(src)，%1 - edi(dest)。
```

```
27 extern inline char * strcpy(char * dest,const char *src)
28 {
29 __asm__("cld\n"                          // 清方向位。
30         "1:\tlodsb\n\t"                   // 加载 DS:[esi]处 1 字节➔al，并更新 esi。
31         "stosb\n\t"                       // 存储字节 al➔ES:[edi]，并更新 edi。
32         "testb %%al,%%al\n\t"             // 刚存储的字节是 0?
33         "jne 1b"                          // 不是则向后跳转到标号 1 处，否则结束。
34         ::"S" (src),"D" (dest):"si","di","ax");
35 return dest;                             // 返回目的字符串指针。
36 }
```

而在内核函数库目录中，lib/strings.c 文件把关键词 inline 和 extern 都定义为空，见如下所示。因此实际上就在内核函数库中又包含了 string.h 文件所有这类函数的一个拷贝，即又对这些函数重新定义了一次，并且“消除”了两个关键词的作用。

```
11 #define extern                           // 定义为空。
12 #define inline                           // 定义为空。
13 #define __LIBRARY__
14 #include <string.h>
15
```

此时库函数中重新定义的上述 strcpy()函数变成如下形式：

```
27 char * strcpy(char * dest,const char *src)    // 去掉了关键词 inline 和 extern。
28 {
29 __asm__("cld\n"                          // 清方向位。
30         "1:\tlodsb\n\t"                   // 加载 DS:[esi]处 1 字节➔al，并更新 esi。
31         "stosb\n\t"                       // 存储字节 al➔ES:[edi]，并更新 edi。
32         "testb %%al,%%al\n\t"             // 刚存储的字节是 0?
33         "jne 1b"                          // 不是则向后跳转到标号 1 处，否则结束。
34         ::"S" (src),"D" (dest):"si","di","ax");
35 return dest;                             // 返回目的字符串指针。
36 }
```

## 3.4 C 与汇编程序的相互调用

为了提高代码执行效率，内核源代码中有地方直接使用了汇编语言编制。这就会涉及到在两种语言编制的程序之间的相互调用问题。本节首先说明 C 语言函数的调用机制，然后使用示例来说明两者函数之间的调用方法。

### 3.4.1 C 函数调用机制

在 Linux 内核程序 boot/head.s 执行完基本初始化操作之后，就会跳转去执行 init/main.c 程序。那么 head.s 程序是如何把执行控制转交给 init/main.c 程序的呢？即汇编程序是如何调用执行 C 语言程序的？这里我们首先描述一下 C 函数的调用机制、控制权传递方式，然后说明 head.s 程序跳转到 C 程序的方法。

函数调用操作包括从一块代码到另一块代码之间的双向数据传递和执行控制转移。数据传递通过函数参数和返回值来进行。另外，我们还需要在进入函数时为函数的局部变量分配存储空间，并且在退出函数时收回这部分空间。Intel 80x86 CPU 为控制传递提供了简单的指令，而数据的传递和局部变量存储空间的分配与回收则通过栈操作来实现。

### 3.4.1.1 栈帧结构和控制转移权方式

大多数 CPU 上的程序实现使用栈来支持函数调用操作。栈被用来传递函数参数、存储返回信息、临时保存寄存器原有值以备恢复以及用来存储局部数据。单个函数调用操作所使用的栈部分被称为栈帧（Stack frame）结构，其通常结构见图 3-4 所示。栈帧结构的两端由两个指针来指定。寄存器 ebp 通常用作帧指针（frame pointer），而 esp 则用作栈指针（stack pointer）。在函数执行过程中，栈指针 esp 会随着数据的入栈和出栈而移动，因此函数中对大部分数据的访问都基于帧指针 ebp 进行。

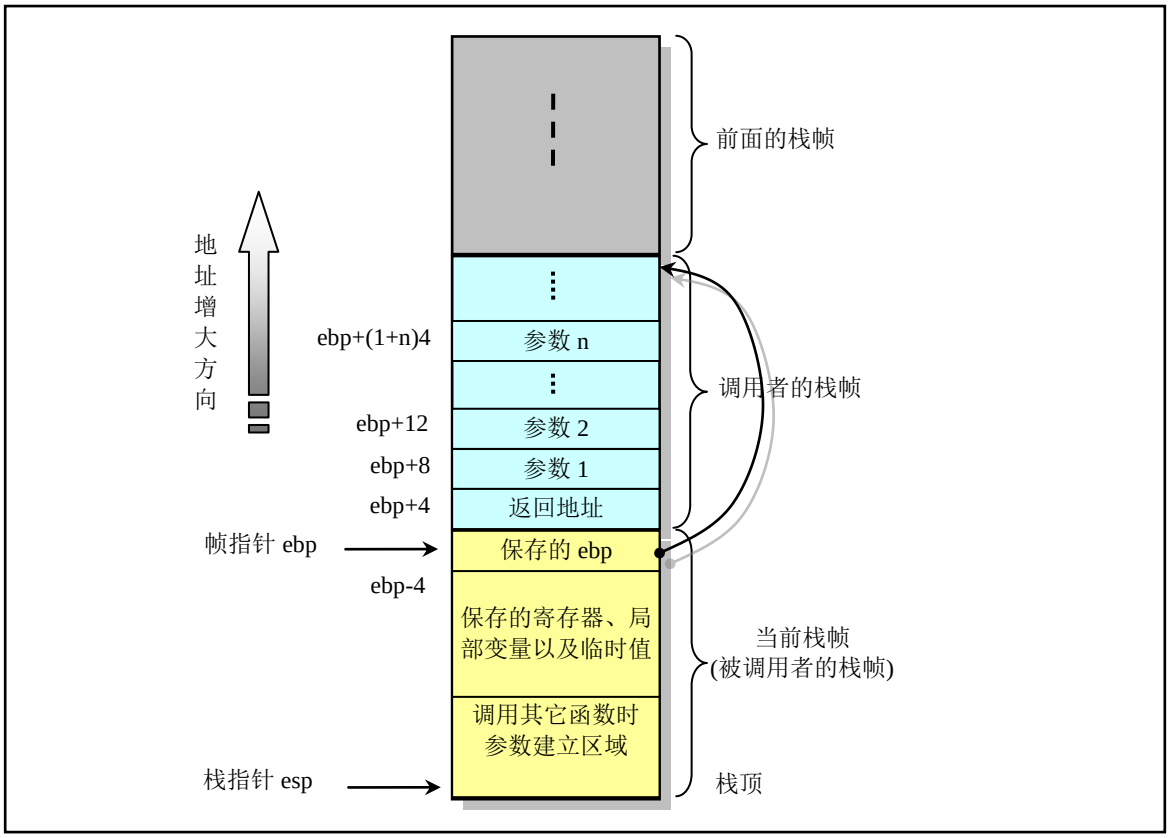



图 3-4 栈中帧结构示意图

对于函数 A 调用函数 B 的情况，传递给 B 的参数包含在 A 的栈帧中。当 A 调用 B 时，函数 A 的返回地址（调用返回后继续执行的指令地址）被压入栈中，栈中该位置也明确指明了 A 栈帧的结束处。而 B 的栈帧则从随后的栈部分开始，即图中保存帧指针（ebp）的地方开始。再随后则用于存放任何保存的寄存器值以及函数的临时值。

B 函数同样也使用栈来保存不能放在寄存器中的局部变量值。例如由于通常 CPU 的寄存器数量有限而不能够存放函数的所有局部数据，或者有些局部变量是数组或结构，因此必须使用数组或结构引用来访问。还有就是 C 语言的地址操作符'&'被应用到一个局部变量上时，我们就需要为该变量生成一个地址，即为变量的地址指针分配一空间。最后，B 函数会使用栈来保存调用任何其它函数的参数。

栈是往低（小）地址方向扩展的，而 esp 指向当前栈顶处的元素。通过使用 push 和 pop 指令我们可以把数据压入栈中或从栈中弹出。对于没有指定初始值的数据所需要的存储空间，我们可以通过把栈指针递

减适当的值来做到。类似地，通过增加栈指针值我们可以回收栈中已分配的空间。

指令 CALL 和 RET 用于处理函数调用和返回操作。调用指令 CALL 的作用是把返回地址压入栈中并且跳转到被调用函数开始处执行。返回地址是程序中紧随调用指令 CALL 后面一条指令的地址。因此当被调函数返回时就会从该位置继续执行。返回指令 RET 用于弹出栈顶处的地址并跳转到该地址处。在使用该指令之前，应该先正确处理栈中内容，使得当前栈指针所指位置内容正是先前 CALL 指令保存的返回地址。另外，若返回值是一个整数或一个指针，那么寄存器 eax 将被默认用来传递返回值。

尽管某一时刻只有一个函数在执行，但我们还是需要确定在一个函数（调用者）调用其他函数（被调用者）时，被调用者不会修改或覆盖掉调用者今后要用到的寄存器内容。因此 Intel CPU 采用了所有函数必须遵守的寄存器用法统一惯例。该惯例指明，寄存器 eax、edx 和 ecx 的内容必须由调用者自己负责保存。当函数 B 被 A 调用时，函数 B 可以在不用保存这些寄存器内容的情况下任意使用它们而不会毁坏函数 A 所需要的任何数据。另外，寄存器 ebx、esi 和 edi 的内容则必须由被调用者 B 来保护。当被调用者需要使用这些寄存器中的任意一个时，必须首先在栈中保存其内容，并在退出时恢复这些寄存器的内容。因为调用者 A（或者一些更高层的函数）并不负责保存这些寄存器内容，但可能在以后的操作中还需要用到原先的值。还有寄存器 ebp 和 esp 也必须遵守第二个惯例用法。

#### 3.4.1.2 函数调用举例

作为一个例子，我们来观察下面 C 程序 exch.c 中函数调用的处理过程。该程序交换两个变量中的值，并返回它们的差值。

```
 1 void swap(int * a, int *b)
 2 {
 3         int c;
 4         c = *a; *a = *b; *b = c;
 5 }
 6
 7 int main()
 8 {
 9         int a, b;
10         a = 16; b = 32;
11         swap(&a, &b);
12         return (a - b);
13 }
```

其中函数 swap()用于交换两个变量的值。C 程序中的主程序 main()也是一个函数（将在下面说明），它在调用了 swap()之后返回交换后的结果。这两个函数的栈帧结构见图 3-5 所示。可以看出，函数 swap()从调用者（main()）的栈帧中获取其参数。图中的位置信息相对于寄存器 ebp 中的帧指针。栈帧左边的数字指出了相对于帧指针的地址偏移值。在象 gdb 这样的调试器中，这些数值都用 2 的补码表示。例如'-4'被表示成'0xFFFFFFFC'，'-12'会被表示成'0xFFFFFFF4'。

调用者 main()的栈帧结构中包括局部变量 a 和 b 的存储空间，相对于帧指针位于-4 和-8 偏移处。由于我们需要为这两个局部变量生成地址，因此它们必须保存在栈中而非简单地存放在寄存器中。

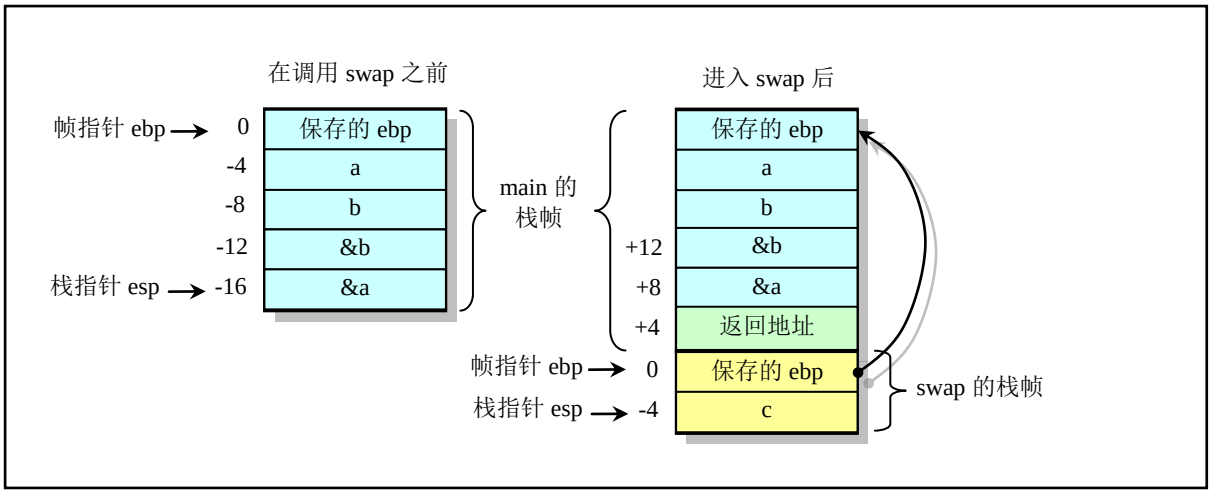



图 3-5 调用函数 main 和 swap 的栈帧结构

使用命令“gcc -Wall -S -oexch.s exch.c”可以生成该 C 语言程序的汇编程序 exch.s 代码，见如下所示（删除了几行与讨论无关的伪指令）。

```
 1 .text
 2 _swap:
 3         pushl %ebp                    # 保存原 ebp 值，设置当前函数的帧指针。
 4         movl %esp,%ebp
 5         subl $4,%esp                  # 为局部变量 c 在栈内分配空间。
 6         movl 8(%ebp),%eax             # 取函数第 1 个参数，该参数是一个整数类型值的指针。
 7         movl (%eax),%ecx              # 取该指针所指位置的内容，并保存到局部变量 c 中。
 8         movl %ecx,-4(%ebp)
 9         movl 8(%ebp),%eax             # 再次取第 1 个参数，然后取第 2 个参数。
10         movl 12(%ebp),%edx
11         movl (%edx),%ecx              # 把第 2 个参数所指内容放到第 1 个参数所指的位置。
12         movl %ecx,(%eax)
13         movl 12(%ebp),%eax            # 再次取第 2 个参数。
14         movl -4(%ebp),%ecx            # 然后把局部变量 c 中的内容放到这个指针所指位置处。
15         movl %ecx,(%eax)
16         leave                         # 恢复原 ebp、esp 值（即 movl %ebp,%esp; popl %ebp;）。
17         ret
18 _main:
19         pushl %ebp                    # 保存原 ebp 值，设置当前函数的帧指针。
20         movl %esp,%ebp
21         subl $8,%esp                  # 为整型局部变量 a 和 b 在栈中分配空间。
22         movl $16,-4(%ebp)             # 为局部变量赋初值（a=16，b=32）。
23         movl $32,-8(%ebp)
24         leal -8(%ebp),%eax            # 为调用 swap()函数作准备，取局部变量 b 的地址，
25         pushl %eax                    # 作为调用的参数并压入栈中。即先压入第 2 个参数。
26         leal -4(%ebp),%eax            # 再取局部变量 a 的地址，作为第 1 个参数入栈。
27         pushl %eax
28         call _swap                    # 调用函数 swap()。
29         movl -4(%ebp),%eax            # 取第 1 个局部变量 a 的值，减去第 2 个变量 b 的值。
30         subl -8(%ebp),%eax
31         leave                         # 恢复原 ebp、esp 值（即 movl %ebp,%esp; popl %ebp;）。
32         ret
```

这两个函数均可以划分成三个部分：“设置”，初始化栈帧结构；“主体”，执行函数的实际计算操作；“结束”，恢复栈状态并从函数中返回。对于 swap()函数，其设置部分代码是 3--5 行。前两行用来设置保存调用者的帧指针和设置本函数的栈帧指针，第 5 行通过把栈指针 esp 下移 4 字节为局部变量 c 分配空间。行 6--15 是 swap 函数的主体部分。第 6--8 行用于取调用者的第 1 个参数&a，并以该参数作为地址取所存内容到 ecx 寄存器中，然后保存到为局部变量分配的空间中(-4(%ebp))。第 9--12 行用于取第 2 个参数&b，并以该参数值作为地址取其内容放到第 1 个参数指定的地址处。第 13--15 行把保存在临时局部变量 c 中的值存放到第 2 个参数指定的地址处。最后 16--17 行是函数结束部分。leave 指令用于处理栈内容以准备返回，它的作用等价于下面两个指令：

```
        movl %ebp,%esp                  # 恢复原 esp 的值（指向栈帧开始处）。
        popl %ebp                       # 恢复原 ebp 的值（通常是调用者的帧指针）。
```

这部分代码恢复了在进入 swap()函数时寄存器 esp 和 ebp 的原有值，并执行返回指令 ret。

第 19--21 行是 main()函数的设置部分，在保存和重新设置帧指针之后，main()为局部变量 a 和 b 在栈中分配了空间。第 22--23 行为这两个局部变量赋值。从 24-28 行可以看出 main()中是如何调用 swap()函数的。其中首先使用 leal 指令（取有效地址）获得变量 b 和 a 的地址并分别压入栈中，然后调用 swap()函数。变量地址压入栈中的顺序正好与函数申明的参数顺序相反。即函数最后一个参数首先压入栈中，而函数的第 1 个参数则是最后一个在调用函数指令 call 之前压入栈中的。第 29--30 两行将两个已经交换过的数字相减，并放在 eax 寄存器中作为返回值。

从以上分析可知，C 语言在调用函数时是在堆栈上临时存放被调函数参数的值，即 C 语言是传值类语言，没有直接的方法可用来在被调用函数中修改调用者变量的值。因此为了达到修改的目的就需要向函数传递变量的指针（即变量的地址）。

### 3.4.1.3 main()也是一个函数

上面这段汇编程序是使用 gcc 1.40 编译产生的，可以看出其中有几行多余的代码。可见当时的 gcc 编译器还不能产生最高效率的代码，这也是为什么某些关键代码需要直接使用汇编语言编制的原因之一。另外，上面提到 C 程序的主程序 main()也是一个函数。这是因为在编译链接时它将会作为 crt0.s 汇编程序的函数被调用。crt0.s 是一个桩（stub）程序，名称中的“crt”是“C run-time”的缩写。该程序的目标文件将被链接在每个用户执行程序的开始部分，主要用于设置一些初始化全局变量等。Linux 0.12 中 crt0.s 汇编程序见如下所示。其中建立并初始化全局变量_environ 供程序中其它模块使用。

```
 1 .text
 2 .globl _environ                   # 声明全局变量 _environ（对应 C 程序中的 environ 变量）。
 3
 4 __entry:                          # 代码入口标号。
 5         movl 8(%esp), %eax        # 取程序的环境变量指针 envp 并保存在_environ 中。
 6         movl %eax, _environ       # envp 是 execve()函数在加载执行文件时设置的。
 7         call _main                # 调用我们的主程序。其返回状态值在 eax 寄存器中。
 8         pushl %eax                # 压入返回值作为 exit()函数的参数并调用该函数。
 9 1:      call _exit
10         jmp 1b                    # 控制应该不会到达这里。若到达这里则继续执行 exit()。
11 .data
12 _environ:                         # 定义变量_environ，为其分配一个长字空间。
13         .long 0
```

通常使用 gcc 编译链接生成执行文件时，gcc 会自动把该文件的代码作为第一个模块链接在可执行程序中。在编译时使用显示详细信息选项'-v'就可以明显地看出这个链接操作过程：

```
[/usr/root]# gcc -v -o exch exch.s
gcc version 1.40
 /usr/local/lib/gcc-as -o exch.o exch.s
 /usr/local/lib/gcc-ld -o exch /usr/local/lib/crt0.o exch.o /usr/local/lib/gnulib -lc
 /usr/local/lib/gnulib
[/usr/root]#
```

因此在通常的编译过程中我们无需特别指定 stub 模块 crt0.o，但是若想从上面给出的汇编程序手工使用 ld（gld）从 exch.o 模块链接产生可执行文件 exch，那么我们就需要在命令行上特别指明 crt0.o 这个模块，并且链接的顺序应该是“crt0.o、所有程序模块、库文件”。

为了使用 ELF 格式的目标文件以及建立共享库模块文件，现在的 gcc 编译器（2.x）已经把这个 crt0 扩展成几个模块：crt1.o、crti.o、crtbegin.o、crtend.o 和 crtn.o。这些模块的链接顺序为“crt1.o、crti.o、crtbegin.o（crtbeginS.o）、所有程序模块、crtend.o（crtendS.o）、crtn.o、库模块文件”。gcc 的配置文件 specfile 指定了这种链接顺序。其中 ctr1.o、crti.o 和 crtn.o 由 C 库提供，是 C 程序的“启动”模块；crtbegin.o 和 crtend.o 是 C++语言的启动模块，由编译器 gcc 提供；而 crt1.o 则与 crt0.o 的作用类似，主要用于在调用 main()之前做一些初始化工作，全局符号_start 就定义在这个模块中。

crtbegin.o 和 crtend.o 主要用于 C++语言在.ctors 和.dtors 区中执行全局构造器（constructor）和析构器（destructor）函数。crtbeginS.o 和 crtendS.o 的作用与前两者类似，但用于创建共享模块中。crti.o 用于在.init 区中执行初始化函数 init()。.init 区中包含进程的初始化代码，即当程序开始执行时，系统会在调用 main()之前先执行.init 中的代码。crtn.o 则用于在.fini 区中执行进程终止退出处理函数 fini()函数，即当程序正常退出时（main()返回之后），系统会安排执行.fini 中的代码。

boot/head.s 程序中第 136--140 行就是用于为跳转到 init/main.c 中的 main()函数作准备工作。第 139 行上的指令在栈中压入了返回地址，而第 140 行则压入了 main()函数代码的地址。当 head.s 最后在第 218 行上执行 ret 指令时就会弹出 main()的地址，并把控制权转移到 init/main.c 程序中。

## 3.4.2 在汇编程序中调用 C 函数

从汇编程序中调用 C 语言函数的方法实际上在上面已经给出。在上面 C 语言例子对应的汇编程序代码中，我们可以看出汇编程序语句是如何调用 swap()函数的。现在我们对调用方法作一总结。

在汇编程序调用一个 C 函数时，程序需要首先按照逆向顺序把函数参数压入栈中，即函数最后（最右边的）一个参数先入栈，而最左边的第 1 个参数在最后调用指令之前入栈，见图 3-6 所示。然后执行 CALL 指令去执行被调用的函数。在调用函数返回后，程序需要再把先前压入栈中的函数参数清除掉。

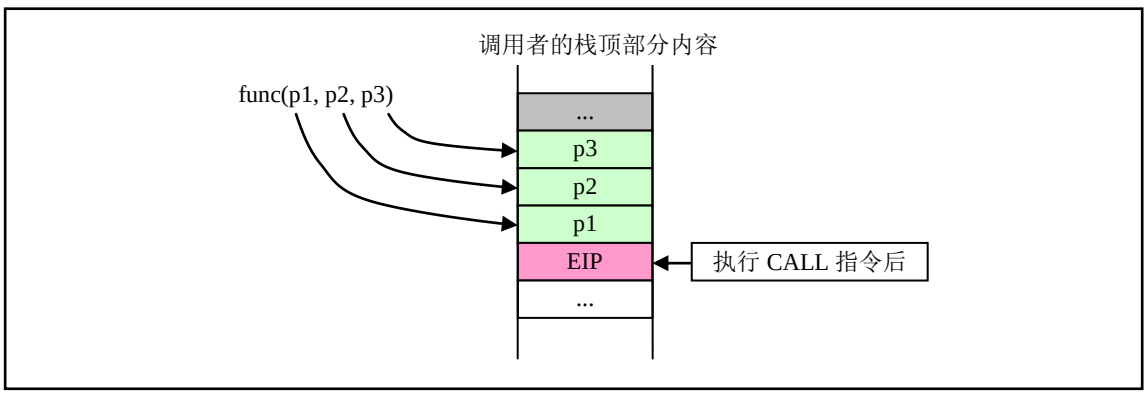



图 3-6 调用函数时压入堆栈的参数

在执行 CALL 指令时，CPU 会把 CALL 指令下一条指令的地址压入栈中（见图中 EIP）。如果调用还涉及到代码特权级变化，那么 CPU 还会进行堆栈切换，并且把当前堆栈指针、段描述符和调用参数压入新堆栈中。由于 Linux 内核中只使用中断门和陷阱门方式处理特权级变化时的调用情况，并没有使用 CALL 指令来处理特权级变化的情况，因此这里对特权级变化时的 CALL 指令使用方式不再进行说明。

汇编中调用 C 函数比较“自由”。只要是在栈中适当位置的内容就都可以作为参数供 C 函数使用。这里仍然以图 3-6 中具有 3 个参数的函数调用为例，如果我们没有专门为调用函数 func()压入参数就直接调用它的话，那么 func()函数仍然会把存放 EIP 位置以上的栈中其他内容作为自己的参数使用。如果我们为调用 func()而仅仅明确地压入了第 1、第 2 个参数，那么 func()函数的第 3 个参数 p3 就会直接使用 p2 前的栈中内容。在 Linux 0.1x 内核代码中就有几处使用了这种方式。例如在 kernel/sys_call.s 汇编程序中第 231 行上调用 copy_process()函数（kernel/fork.c 中第 68 行）的情况。在汇编程序函数_sys_fork 中虽然只把 5 个参数压入了栈中，但是 copy_process()却共带有多达 17 个参数，见下面所示：

```
   // kernel/sys_call.s 汇编程序_sys_fork 部分。
226         push %gs
227         pushl %esi
228         pushl %edi
229         pushl %ebp
230         pushl %eax
231         call _copy_process          # 调用 C 函数 copy_process()(kernel/fork.c,68)。
232         addl $20,%esp               # 丢弃这里所有压栈内容。
233 1:      ret
```

```
   // kernel/fork.c 程序。
 68 int copy_process(int nr,long ebp,long edi,long esi,long gs,long none,
 69                 long ebx,long ecx,long edx, long orig_eax,
 70                 long fs,long es,long ds,
 71                 long eip,long cs,long eflags,long esp,long ss)
```

我们知道参数越是最后入栈，它越是靠近 C 函数参数左侧。因此实际上调用 copy_process()函数之前入栈 5 个寄存器值就是 copy_process()函数的最左面的 5 个参数。按顺序它们分别对应为入栈的 eax（nr）、ebp、edi、esi 和寄存器 gs 的值。而随后的其余参数实际上直接对应堆栈上已有的内容。这些内容是进入系统调用中断处理过程开始，直到调用本系统调用处理过程时逐步入栈的各寄存器的值。

参数 none 是 sys_call.s 程序第 99 行上利用地址跳转表 sys_call_table[]（定义在 include/linux/sys.h，93 行）调用_sys_fork 时的下一条指令的返回地址值。随后的参数是刚进入 system_call 时在 85--91 行压入栈的寄存器 ebx、ecx、edx、原 eax 和段寄存器 fs、es、ds。最后 5 个参数是 CPU 执行中断指令压入返回地址 eip 和 cs、标志寄存器 eflags、用户栈地址 esp 和 ss。因为系统调用涉及到程序特权级变化，所以 CPU 会把标志寄存器值和用户栈地址也压入了堆栈。在调用 C 函数 copy_process()返回后，_sys_fork 也只把自己压入的 5 个参数丢弃掉，栈中其他还均保存着。其他采用上述用法的函数还有 kernel/signal.c 中的 do_signal()、fs/exec.c 中的 do_execve()等，请自己加以分析。

另外，我们说汇编程序调用 C 函数比较自由的另一个原因是我们可以根本不用 CALL 指令而采用 JMP 指令来同样达到调用函数的目的。方法是在参数入栈后人工把下一条要执行的指令地址压入栈中，然后直接使用 JMP 指令跳转到被调用函数开始地址处去执行函数。此后当函数执行完成时就会执行 RET 指令把我们人工压入栈中的下一条指令地址弹出，作为函数返回的地址。Linux 内核中也有多处用到了这种函数调用方法，例如 kernel/asm.s 程序第 62 行调用执行 traps.c 中的 do_int3()函数的情况。

### 3.4.3 在 C 程序中调用汇编函数

从 C 程序中调用汇编程序函数的方法与汇编程序中调用 C 函数的原理相同，但 Linux 内核程序中不常使用。调用方法的着重点仍然是对函数参数在栈中位置的确定上。当然，如果调用的汇编语言程序比较短，那么可以直接在 C 程序中使用上面介绍的内联汇编语句来实现。下面我们以一个示例来说明编制这类程序的方法。包含两个函数的汇编程序 callee.s 见如下所示。

```
/*
  本汇编程序利用系统调用 sys_write()实现显示函数 int mywrite(int fd, char * buf, int count)。
  函数 int myadd(int a, int b, int * res) 用于执行 a+b = res 运算。若函数返回 0，则说明溢出。
  注意：如果在现在的 Linux 系统（例如 RedHat 9）下编译，则请去掉函数名前的下划线'_'。
*/
SYSWRITE = 4                            # sys_write()系统调用号。
.globl _mywrite, _myadd
.text
_mywrite:
        pushl   %ebp
        movl    %esp, %ebp
        pushl   %ebx
        movl    8(%ebp), %ebx           # 取调用者第 1 个参数：文件描述符 fd。
        movl    12(%ebp), %ecx          # 取第 2 个参数：缓冲区指针。
        movl    16(%ebp), %edx          # 取第 3 个参数：显示字符数。
        movl    $SYSWRITE,%eax          # %eax 中放入系统调用号 4。
        int     $0x80                   # 执行系统调用。
        popl    %ebx
        movl    %ebp, %esp
        popl    %ebp
        ret
_myadd:
        pushl   %ebp
        movl    %esp, %ebp
        movl    8(%ebp), %eax           # 取第 1 个参数 a。
        movl    12(%ebp), %edx          # 取第 2 个参数 b。
        xorl    %ecx, %ecx              # %ecx 为 0 表示计算溢出。
        addl    %eax, %edx              # 执行加法运算。
        jo      1f                      # 若溢出则跳转。
        movl    16(%ebp), %eax          # 取第 3 个参数的指针。
        movl    %edx, (%eax)            # 把计算结果放入指针所指位置处。
        incl    %ecx                    # 没有发生溢出，于是设置无溢出返回值。
1:      movl    %ecx, %eax              # %eax 中是函数返回值。
        movl    %ebp, %esp
        popl    %ebp
        ret
```

该汇编文件中的第 1 个函数 mywrite()利用系统中断 0x80 调用系统调用 sys_write(int fd, char *buf, int count)实现在屏幕上显示信息。对应的系统调用功能号是 4（参见 include/unistd.h），三个参数分别为文件描述符、显示缓冲区指针和显示字符数。在执行 int 0x80 之前，寄存器%eax 中需要放入调用功能号（4），寄存器%ebx、%ecx 和%edx 要按调用规定分别存放 fd、buf 和 count。函数 mywrite()的调用参数个数和用途与 sys_write()完全一样。

第 2 个函数 myadd(int a, int b, int *res)执行加法运算。其中参数 res 是运算的结果。函数返回

值用于判断是否发生溢出。如果返回值为 0 表示计算已发生溢出，结果不可用。否则计算结果将通过参数 res 返回给调用者。

注意：如果在现在的 Linux 系统（例如 RedHat 9）下编译 callee.s 程序，则请去掉函数名前的下划线'_'。调用这两个函数的 C 程序 caller.c 见如下所示。

```
   /*
      调用汇编函数 mywrite(fd, buf, count)显示信息；调用 myadd(a, b, result)执行加运算。
      如果 myadd()返回 0，则表示加函数发生溢出。首先显示开始计算信息，然后显示运算结果。
   */
01 int main()
02 {
03         char buf[1024];
04         int a, b, res;
05         char * mystr = "Calculating...\n";
06         char * emsg  = "Error in adding\n";
07
08         a = 5; b = 10;
09         mywrite(1, mystr, strlen(mystr));
10         if (myadd(a, b, &res)){
11                 sprintf(buf, "The result is %d\n", res);
12                 mywrite(1, buf, strlen(buf));
13         } else {
14                 mywrite(1, emsg, strlen(emsg));
15         }
16         return 0;
17 }
```

该函数首先利用汇编函数 mywrite()在屏幕上显示开始计算的信息"Calculating..."，然后调用加法计算汇编函数 myadd()对 a 和 b 两个数进行运算，并在第 3 个参数 res 中返回计算结果。最后再利用 mywrite()函数把格式化过的结果信息字符串显示在屏幕上。如果函数 myadd()返回 0，则表示加函数发生溢出，计算结果无效。这两个文件的编译和运行结果见如下所示：

```
[/usr/root]# as -o callee.o callee.s
[/usr/root]# gcc -o caller caller.c callee.o
[/usr/root]# ./caller
Calculating...
The result is 15
[/usr/root]#
```

# 3.5 Linux 0.12 目标文件格式

为了生成内核代码文件，Linux 0.12 使用了两种编译器。第一种是汇编编译器 as86 和相应的链接程序（或称为链接器）ld86。它们专门用于编译和链接运行在实地址模式下的 16 位内核引导扇区程序 bootsect.s 和设置程序 setup.s。第二种是 GNU 的汇编器 as（gas）和 C 语言编译器 gcc 以及相应的链接程序 gld。编译器用于为源程序文件产生对应的二进制代码和数据目标文件。链接程序用于对相关的所有目标文件进行组合处理，形成一个可被内核加载执行的目标文件，即可执行文件。

本节首先简单说明编译器产生的目标文件结构，然后描述链接器如何把需要链接在一起的目标文件模

块组合在一起，以生成二进制可执行映像文件或一个大的模块文件。最后说明 Linux 0.12 内核二进制代码文件 Image 的生成原理和过程。这里给出了 Linux 0.12 内核所支持的 a.out 目标文件格式的信息。as86 和 ld86 生成的是 MINIX 专门的目标文件格式，我们将在涉及这种格式的内核创建工具一章中给出。因为 MINIX 目标文件结构与 a.out 目标文件格式类似，所以这里不对其进行说明。有关目标文件和链接程序的基本工作原理可参见 John R. Levine 著的《Linkers & Loaders》一书。

为便于描述，这里把编译器生成的目标文件称为目标模块文件（简称模块文件），而把链接程序输出产生的可执行目标文件称为可执行文件。并且把它们都统称为目标文件。

## 3.5.1 目标文件格式

在 Linux 0.12 系统中，GNU gcc 或 gas 编译输出的目标模块文件和链接程序所生成的可执行文件都使用了 UNIX 传统的 a.out 格式。这是一种被称为汇编与链接输出（Assembly & linker editor output）的目标文件格式。对于具有内存分页机制的系统来说，这是一种简单有效的目标文件格式。a.out 格式文件由一个文件头和随后的代码区（Text section，也称为正文段）、已初始化数据区（Data section，也称为数据段）、重定位信息区、符号表以及符号名字符串构成，见图 3-7 所示。其中代码区和数据区通常也被分别称为正文段（代码段）和数据段。

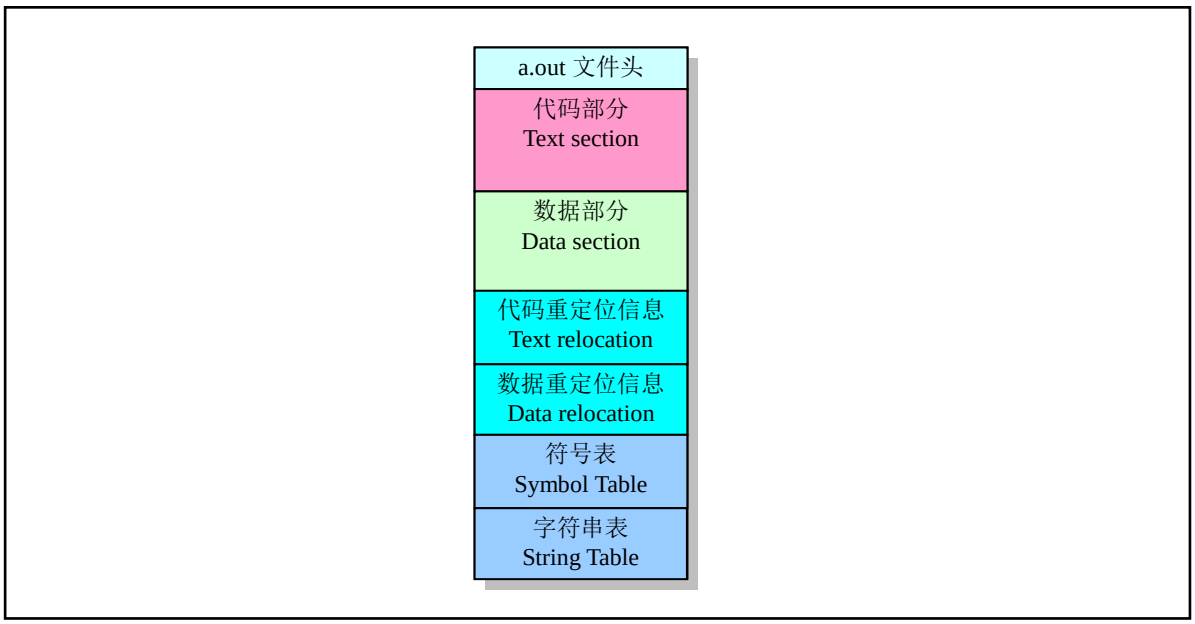



图 3-7 a.out 格式的目标文件

a.out 格式 7 个区的基本定义和用途是：

- **执行头部分**（exec header）。执行文件头部分。该部分中含有一些参数（exec 结构），是有关目标文件的整体结构信息。例如代码和数据区的长度、未初始化数据区的长度、对应源程序文件名以及目标文件创建时间等。内核使用这些参数把执行文件加载到内存中并执行，而链接程序（ld）使用这些参数将一些模块文件组合成一个可执行文件。这是目标文件唯一必要的组成部分。
- **代码区**（text segment）。由编译器或汇编器生成的二进制指令代码和数据信息，含有程序执行时被加载到内存中的指令代码和相关数据。可以以只读形式被加载。
- **数据区**（data segment）。由编译器或汇编器生成的二进制指令代码和数据信息，这部分含有已经初始化过的数据，总是被加载到可读写的内存中。
- **代码重定位部分**（text relocations）。这部分含有供链接程序使用的记录数据。在组合目标模块文件时用于定位代码段中的指针或地址。当链接程序需要改变目标代码的地址时就需要修正和维护这些地

方。

- **数据重定位部分**（data relocations）。类似于代码重定位部分的作用，但是用于数据段中指针的重定位。
- **符号表部分**（symbol table）。这部分同样含有供链接程序使用的记录数据。这些记录数据保存着模块文件中定义的全局符号以及需要从其他模块文件中输入的符号，或者是由链接器定义的符号，用于在模块文件之间对命名的变量和函数（符号）进行交叉引用。
- **字符串表部分**（string table）。该部分含有与符号名相对应的字符串。用于调试程序调试目标代码，与链接过程无关。这些信息可包含源程序代码和行号、局部符号以及数据结构描述信息等。

对于一个指定的目标文件并非一定会包含所有以上信息。由于 Linux 0.12 系统使用了 Intel CPU 的内存管理功能，因此它会为每个执行程序单独分配一个 64MB 的地址空间（逻辑地址空间）使用。在这种情况下因为链接器已经把执行文件处理成从一个固定地址开始运行，所以相关的可执行文件中就不再需要重定位信息。下面我们对其中几个重要区或部分进行说明。

### 3.5.1.1 执行头部分

目标文件的文件头中含有一个长度为 32 字节的 exec 数据结构，通常称为文件头结构或执行头结构。其定义如下所示。有关 a.out 结构的详细信息请参见 include/a.out.h 文件后的介绍。

```
struct exec {
  unsigned long a_magic        // 执行文件魔数。使用 N_MAGIC 等宏访问。
  unsigned a_text              // 代码长度，字节数。
  unsigned a_data              // 数据长度，字节数。
  unsigned a_bss               // 文件中的未初始化数据区长度，字节数。
  unsigned a_syms              // 文件中的符号表长度，字节数。
  unsigned a_entry             // 执行开始地址。
  unsigned a_trsize            // 代码重定位信息长度，字节数。
  unsigned a_drsize            // 数据重定位信息长度，字节数。
}
```

根据 a.out 文件中头结构魔数字段的值，我们又可把 a.out 格式的文件分成几种类型。Linux 0.12 系统使用了其中两种类型：模块目标文件使用了 OMAGIC（Old Magic）类型的 a.out 格式，它指明文件是目标文件或者是不纯的可执行文件。其魔数是 0x107（八进制 0407）。而执行文件则使用了 ZMAGIC 类型的 a.out 格式，它指明文件为需求分页处理（demang-paging，即需求加载 load on demand）的可执行文件。其魔数是 0x10b（八进制 0413）。这两种格式的主要区别在于它们对各个部分的存储分配方式上。虽然该结构的总长度只有 32 字节，但是对于一个 ZMAGIC 类型的执行文件来说，其文件开始部分却需要专门留出 1024 字节的空间给头结构使用。除被头结构占用的 32 个字节以外，其余部分均为 0。从 1024 字节之后才开始放置程序的正文段和数据段等信息。而对于一个 OMAGIC 类型的.o 模块文件来说，文件开始部分的 32 字节头结构后面紧接着就是代码区和数据区。

执行头结构中的 a_text 和 a_data 字段分别指明后面只读的代码段和可读写数据段的字节长度。a_bss 字段指明内核在加载目标文件时数据段后面未初始化数据区域（bss 段）的长度。由于 Linux 在分配内存时会自动对内存清零，因此 bss 段不需要被包括在模块文件或执行文件中。为了形象地表示目标文件逻辑地具有一个 bss 段，在后面图示中将使用虚线框来表示目标文件中的 bss 段。

a_entry 字段指定了程序代码开始执行的地址，而 a_syms、a_trsize 和 a_drsize 字段则分别说明了数据段后符号表、代码和数据段重定位信息的大小。对于可执行文件来说并不需要符号表和重定位信息，因此除非链接程序为了调试目的而包括了符号信息，执行文件中的这几个字段的值通常为 0。

### 3.5.1.2 重定位信息部分

Linux 0.12 系统的模块文件和执行文件都是 a.out 格式的目标文件，但是只有编译器生成的模块文件中包含用于链接程序的重定位信息。代码段和数据段的重定位信息均有重定位记录（项）构成，每个记录的长度为 8 字节，其结构如下所示。

```
struct relocation_info
{
  int r_address;                    // 段内需要重定位的地址。
  unsigned int r_symbolnum:24;      // 含义与 r_extern 有关。指定符号表中一个符号或者一个段。
  unsigned int r_pcrel:1;           // 1 比特。PC 相关标志。
  unsigned int r_length:2;          // 2 比特。指定要被重定位字段长度（2 的次方）。
  unsigned int r_extern:1;          // 外部标志位。1 - 以符号的值重定位。0 - 以段的地址重定位。
  unsigned int r_pad:4;             // 没有使用的 4 个比特位，但最好将它们复位掉。
};
```

重定位项的功能有两个。一是当代码段被重定位到一个不同的基地址处时，重定位项则用于指出需要修改的地方。二是在模块文件中存在对未定义符号引用时，当此未定义符号最终被定义时链接程序就可以使用相应重定位项对符号的值进行修正。由上面重定位记录项的结构可以看出，每个记录项含有模块文件代码区（代码段）和数据区（数据段）中需要重定位处长度为 4 字节的地址以及规定如何具体进行重定位操作的信息。地址字段 r_address 是指可重定位项从代码段或数据段开始算起的偏移值。2 比特的长度字段 r_length 指出被重定位项的长度，0 到 3 分别表示被重定位项的宽度是 1 字节、2 字节、4 字节或 8 字节。标志位 r_pcrel 指出被重定位项是一个“PC 相关的”的项，即它作为一个相对地址被用于指令当中。外部标志位 r_extern 控制着 r_symbolnum 的含义，指明重定位项参考的是段还是一个符号。如果该标志值是 0，那么该重定位项是一个普通的重定位项，此时 r_symbolnum 字段指定是在哪个段中寻址定位。如果该标志是 1，那么该重定位项是对一个外部符号的引用，此时 r_symbolnum 指定目标文件中符号表中的一个符号，需要使用符号的值进行重定位。

#### 3.5.1.3 符号表和字符串部分

目标文件的最后部分是符号表和相关的字符串表。符号表记录项的结构如下所示。

```
struct nlist {
  union {
    char         *n_name;           // 字符串指针，
    struct nlist *n_next;           // 或者是指向另一个符号项结构的指针，
    long          n_strx;           // 或者是符号名称在字符串表中的字节偏移值。
  } n_un;
  unsigned char n_type;             // 该字节分成 3 个字段，参见 a.out.h 文件 146-154 行。
  char          n_other;            // 通常不用。
  short         n_desc;             //
  unsigned long n_value;            // 符号的值。
};
```

由于 GNU gcc 编译器允许任意长度的标识符，因此标识符字符串都位于符号表后的字符串表中。每个符号表记录项长度为 12 字节，其中第一个字段给出了符号名字符串（以 null 结尾）在字符串表中的偏移位置。类型字段 n_type 指明了符号的类型。该字段的最后一个比特位用于指明符号是否是外部的（全局的）。如果该位为 1 的话，那么说明该符号是一个全局符号。链接程序并不需要局部符号信息，但可供调试程序使用。n_type 字段的其余比特位用来指明符号类型。a.out.h 头文件中定义了这些类型值常量符号。符号的主要的类型包括：

text、data 或 bbs 指明是本模块文件中定义的符号。此时符号的值是模块中该符号的可重定位地址。

abs 指明符号是一个绝对的（固定的）不可重定位的符号。符号的值就是该固定值。

undef 指明是一个本模块文件中未定义的符号。此时符号的值通常是 0。

但作为一种特殊情况，编译器能够使用一个未定义的符号来要求链接程序为指定的符号名保留一块存

储空间。如果一个未定义的外部（全局）符号具有非零值，那么对链接程序而言该值就是程序希望指定符号寻址的存储空间的大小值。在链接操作期间，如果该符号确实没有定义，那么链接程序就会在 bss 段中为该符号名建立一块存储空间，空间的大小是所有被链接模块中该符号值最大的一个。这个就是 bss 段中所谓的公共块（Common block）定义，主要用于支持未初始化的外部（全局）数据。例如程序中定义的未初始化的数组。如果该符号在任意一个模块中已经被定义了，那么链接程序就会使用该定义而忽略该值。

## 3.5.2 Linux 0.12 中的目标文件格式

在 Linux 0.12 系统中，我们可以使用 objdump 命令来查看模块文件或执行文件中文件头结构的具体值。例如，下面列出了 hello.o 目标文件及其执行文件中文件头的具体值。

```
[/usr/root]# gcc -c -o hello.o hello.c
[/usr/root]# gcc -o hello hello.o
[/usr/root]#
[/usr/root]# hexdump -x hello.o
0000000    0107    0000    0028    0000    0000    0000    0000    0000
0000010    0024    0000    0000    0000    0010    0000    0000    0000
0000020    6548    6c6c    2c6f    7720    726f    646c    0a21    0000
0000030    8955    68e5    0000    0000    e3e8    ffff    31ff    ebc0
0000040    0003    0000    c3c9    0000    0019    0000    0002    0d00
0000050    0014    0000    0004    0400    0004    0000    0004    0000
0000060    0000    0000    0012    0000    0005    0000    0010    0000
0000070    0018    0000    0001    0000    0000    0000    0020    0000
0000080    6367    5f63    6f63    706d    6c69    6465    002e    6d5f
0000090    6961    006e    705f    6972    746e    0066
000009c
[/usr/root]# objdump -h hello.o
hello.o:
magic: 0x107 (407)machine type: 0 flags: 0x0 text 0x28 data 0x0 bss 0x0
nsyms 3 entry 0x0 trsize 0x10 drsize 0x0
[/usr/root]#
[/usr/root]# hexdump -x hello | more
0000000    010b    0000    3000    0000    1000    0000    0000    0000
0000010    069c    0000    0000    0000    0000    0000    0000    0000
0000020    0000    0000    0000    0000    0000    0000    0000    0000
*
0000400    448b    0824    00a3    0030    e800    001a    0000    006a
0000410    dbe8    000d    eb00    00f9    6548    6c6c    2c6f    7720
0000420    726f    646c    0a21    0000    8955    68e5    0018    0000
......
--More--q
[/usr/root]#
[/usr/root]# objdump -h hello
hello:
magic: 0x10b (413)machine type: 0 flags: 0x0 text 0x3000 data 0x1000 bss 0x0
nsyms 141 entry 0x0 trsize 0x0 drsize 0x0
[/usr/root]#
```

可以看出，hello.o 模块文件的魔数是 0407（OMAGIC），代码段紧跟在头结构之后。除了文件头结构以外，还包括一个长度为 0x28 字节的代码段和一个具有 3 个符号项的符号表以及长度为 0x10 字节的代码段重定位信息。其余各段的长度均为 0。对应的执行文件 hello 的魔数是 0413（ZMAGIC），代码段从文件偏移位

置 1024 字节开始存放。代码段和数据段的长度分别为 0x3000 和 0x1000 字节，并带有包含 141 个项的符号表。我们可以使用命令 strip 删除执行文件中的符号表信息。例如下面我们删除了 hello 执行文件中的符号信息。可以看出 hello 执行文件的符号表长度变成了 0，并且 hello 文件的长度也从原来的 20591 字节减小到 17412 字节。

```
[/usr/root]# ll hello
-rwx--x--x   1 root     4096        20591 Nov 14 18:30 hello
[/usr/root]# objdump -h hello
hello:
magic: 0x10b (413)machine type: 0flags: 0x0text 0x3000 data 0x1000 bss 0x0
nsyms 141 entry 0x0 trsize 0x0 drsize 0x0

[/usr/root]# strip hello
[/usr/root]# ll hello
-rwx--x--x   1 root     4096        17412 Nov 14 18:33 hello
[/usr/root]# objdump -h hello
hello:
magic: 0x10b (413)machine type: 0flags: 0x0text 0x3000 data 0x1000 bss 0x0
nsyms 0 entry 0x0 trsize 0x0 drsize 0x0
[/usr/root]#
```

磁盘上 a.out 执行文件的各区在进程逻辑地址空间中的对应关系见图 3-8 所示。Linux 0.12 系统中进程的逻辑空间大小是 64MB。对于 ZMAGIC 类型的 a.out 执行文件，它的代码区的长度是内存页面的整数倍。由于 Linux 0.12 内核使用需求页（Demand-paging）技术，即在一页代码实际要使用的时候才被加载到物理内存页面中，而在进行加载操作的 fs/execve()函数中仅仅为其设置了分页机制的页目录项和页表项，因此需求页技术可以加快程序的加载的速度。

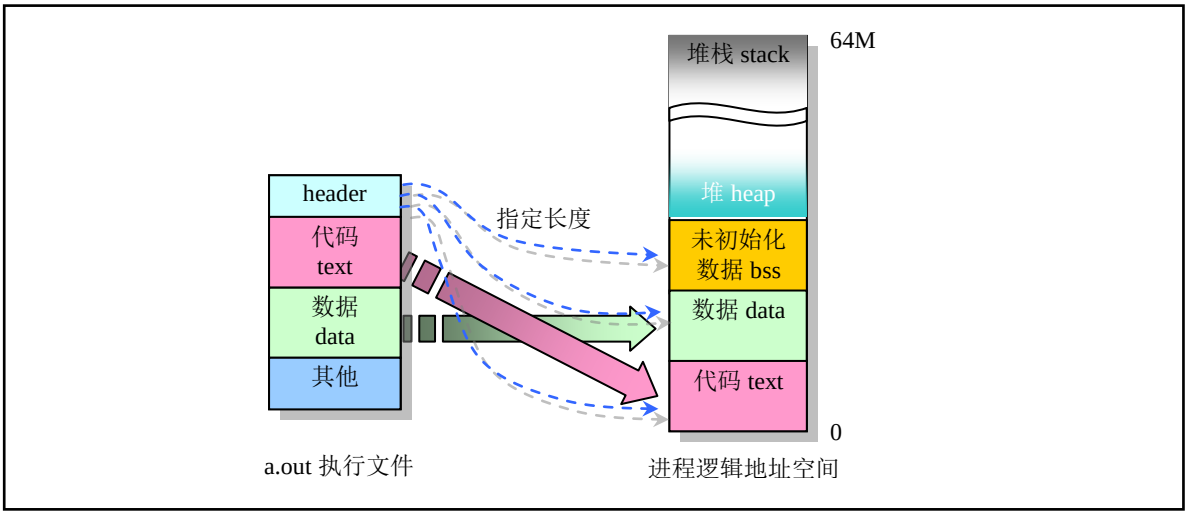



图 3-8 a.out 执行文件映射到进程逻辑地址空间

图中 bss 是进程的未初始化数据区，用于存放静态的未初始化数据。在开始执行程序时 bss 的第 1 页内存会被设置为全 0。图中 heap 是堆空间区，用于分配进程在执行过程中动态申请的内存空间。

### 3.5.3 链接程序输出

链接程序对输入的一个或多个模块文件以及相关的库函数模块进行处理，最终生成相应的二进制执行

文件或者是一个所有模块组合而成的大模块文件。在这个过程中，链接程序的首要任务是给执行文件（或者输出的模块文件）进行存储空间分配操作。一旦存储位置确定，链接程序就可以继续执行符号邦定操作和代码修正操作。因为模块文件中定义的大多数符号与文件中的存储位置有关，所以在符号对应的位置没有确定下来之前符号是没有办法解析的。

每个模块文件中包括几种类型的段，链接程序的第二个任务就是把所有模块中相同类型的段组合连接在一起，在输出文件中为指定段类型形成单一一个段。例如，链接程序需要把所有输入模块文件中的代码段合并成一个段放在输出的执行文件中。

对于 a.out 格式的模块文件来说，由于段类型是预先知道的，因此链接程序对 a.out 格式的模块文件进行存储分配比较容易。例如，对于具有两个输入模块文件和需要连接一个库函数模块的情况，其存储分配情况见图 3-9 所示。每个模块文件都有一个代码段（text）、数据段（data）和一个 bss 段，也许还会有一些看似外部（全局）符号的公共块。链接程序会收集每个模块文件包括任何库函数模块中的代码段、数据段和 bss 段的大小。在读入并处理了所有模块之后，任何具有非零值的未解析的外部符号都将作为公共块来看待，并且把它们分配存储在 bss 段的末尾处。

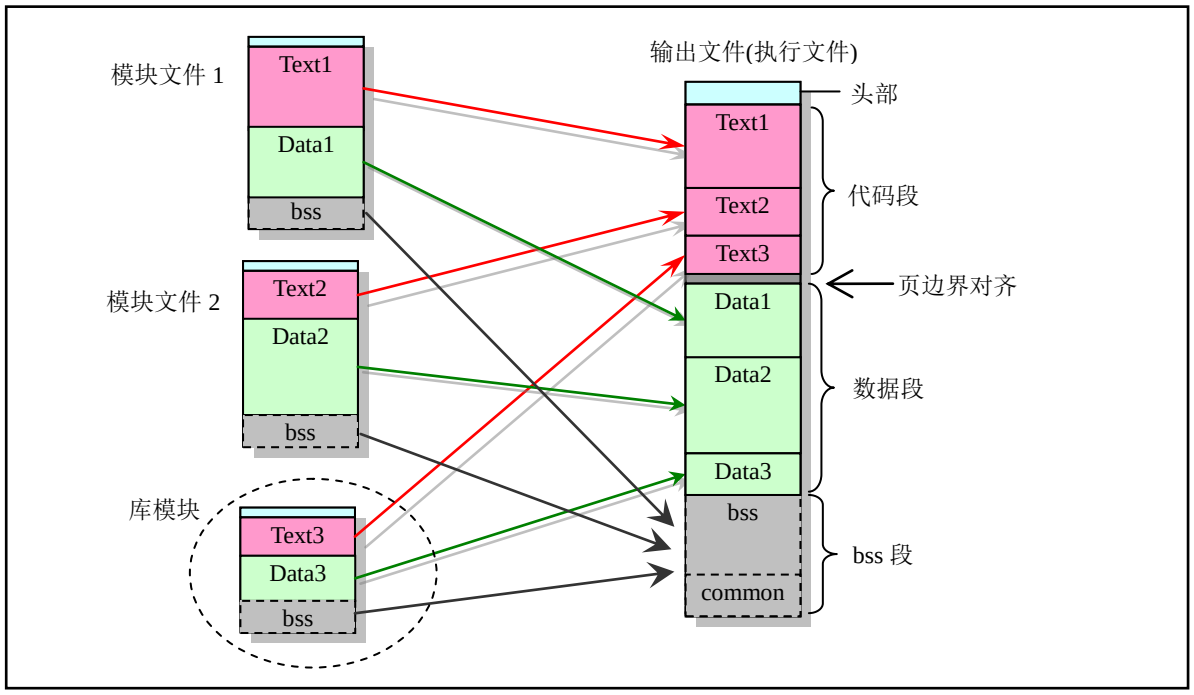



图 3-9 目标文件的链接操作

此后链接程序就可以为所有段分配地址。对于 Linux 0.12 系统中使用的 ZMAGIC 类型的 a.out 格式，输出文件中的代码段被设置成从固定地址 0 开始。数据段则从代码段后下一个页面边界开始。bss 段则紧随数据段开始放置。在每个段内，链接程序会把输入模块文件中的同类型段顺序存放，并按字进行边界对齐。

当 Linux 0.12 内核加载一个可执行文件时，它会根据文件头部结构中的信息首先判断文件是否是一个合适的可执行文件，即其魔数类型是否为 ZMAGIC，然后系统在用户态堆栈顶部为程序设置环境参数和命令行上输入的参数信息块并为其构建一个任务数据结构。接着在设置了一些相关寄存器值后利用堆栈返回技术去执行程序。执行程序映像文件中的代码和数据将会在实际执行到或用到时利用需求加载技术（Load on demand）动态加载到内存中。

对于 Linux 0.12 内核的编译过程，它是根据内核的配置文件 Makefile 使用 make 命令指挥编译器和链

接程序操作而完成的。在建立过程中 make 还利用内核源代码 tools/目录下的 build.c 程序编译生成了一个用于组合所有模块的临时工具程序 build。由于内核是由引导启动程序利用 ROM BIOS 中断调用加载到内存中，因此编译产生的内核各模块中的执行头结构部分需要去掉。工具程序 build 主要功能就是分别去掉 bootsect、setup 和 system 文件中的执行头结构，然后把它们顺序组合在一起产生一个名为 Image 的内核映象文件。

### 3.5.4 链接程序预定义变量

在链接过程中，链接器 ld 和 ld86 会使用变量记录下执行程序中每个段的逻辑地址。因此在程序中可以通过访问这几个外部变量来获得程序中段的位置。链接器预定义的外部变量通常至少有 etext、_etext、edata、_edata、end 和_end。

变量名_etext 和 etext 的地址是程序正文段结束后的第 1 个地址；_edata 和 edata 的地址是初始化数据区后面的第 1 个地址；_end 和 end 的地址是未初始化数据区（bss）后的第 1 个地址位置。带下划线'_'前缀的名称等同于不带下划线的对应名称，它们之间的唯一区别在于 ANSI、POSIX 等标准中没有定义符号 etext、edata 和 end。

当程序刚开始执行时，其 brk 所指位置与_end 处于相同位置。但是系统调用 sys_brk()、内存分配函数 malloc()以及标准输入/输出等操作会改变这个位置。因此程序当前的 brk 位置需要使用 sbrk()来取得。注意，这些变量名必须看作是地址。因此在访问它们时需要使用取地址前缀'&'，例如&end 等。例如：

```
    extern int _etext;
    int et;

    (int *) et = &_etext;           // 此时 et 含有正文段结束处后面的地址。
```

下面程序 predef.c 可用于显示出这几个变量的地址。可以看出带与不带下划线'_'符号的地址值是相同的。

```
/*
  Print the symbols predefined by linker.
*/
extern int end, etext, edata;
extern int _etext, _edata, _end;
int main()
{
        printf("&etext=%p,  &edata=%p,  &end=%p\n",
                &etext, &edata, &end);
        printf("&_etext=%p, &_edata=%p, &_end=%p\n",
                &_etext, &_edata, &_end);
        return 0;
}
```

在 Linux 0.1X 系统下运行该程序可以得到以下结果。请注意，这些地址都是程序地址空间中的逻辑地址，即从执行程序被加载到内存位置开始算起的地址。

```
[/usr/root]# gcc -o predef predef.c
[/usr/root]# ./predef
&etext=4000,  &edata=44c0,  &end=48d8
&_etext=4000, &_edata=44c0, &_end=48d8
```

```
[/usr/root]#
```

如果在现在的 Linux 系统（例如 RedHat 9）中运行这个程序，就可得到以下结果。我们知道现在 Linux 系统中程序代码从其逻辑地址 0x08048000 处开始存放，因此可知这个程序的代码段长度是 0x41b 字节。

```
[root@plinux]# ./predef
&etext=0x804841b,  &edata=0x80495a8,  &end=0x80495ac
&_etext=0x804841b, &_edata=0x80495a8, &_end=0x80495ac
[root@plinux]#
```

Linux 0.1x 内核在初始化块设备高速缓冲区时（fs/buffer.c），就使用了变量名_end 来获取内核映像文件 Image 在内存中的末端后的位置，并从这个位置起开始设置高速缓冲区。

## 3.5.5 System.map 文件

当运行 GNU 链接器 gld（ld）时若使用了'-M'选项，或者使用 nm 命令，则会在标准输出设备（通常是屏幕）上打印出链接映像（link map）信息，即是指由连接程序产生的目标程序内存地址映像信息。其中列出了程序段装入到内存中的位置信息。具体来讲有如下信息：

- 目标文件及符号信息映射到内存中的位置；
- 公共符号如何放置；
- 链接中包含的所有文件成员及其引用的符号。

通常我们会把发送到标准输出设备的链接映像信息重定向到一个文件中（例如 System.map）。在编译内核时，linux/Makefile 文件产生的 System.map 文件就用于存放内核符号表信息。符号表是所有内核符号及其对应地址的一个列表，当然也包括上面说明的_etext、_edata 和_end 等符号的地址信息。随着每次内核的编译，就会产生一个新的对应 System.map 文件。当内核运行出错时，通过 System.map 文件中的符号表解析，就可以查到一个地址值对应的变量名，或反之。

利用 System.map 符号表文件，在内核或相关程序出错时，就可以获得我们比较容易识别的信息。符号表的样例如下所示：

```
c03441a0 B dmi_broken
c03441a4 B is_sony_vaio_laptop
c03441c0 b dmi_ident
c0344200 b pci_bios_present
c0344204 b pirq_table
```

其中每行说明一个符号，第 1 栏指明符号值（地址）；第 2 栏是符号类型，指明符号位于目标文件的哪个区（sections）或其属性；第 3 栏是对应的符号名称。

第 2 栏中的符号类型指示符通常有表 3-5 所示的几种，另外还有一些与采用的目标文件格式相关。如果符号类型是小写字符，则说明符号是局部的；如果是大写字符，则说明符号是全局的（外部的）。参见文件 include/a.out.h 中 nlist{}结构 n_type 字段的定义（第 110--185 行）。

表 3-5 目标文件符号列表文件中的符号类型

| 符号类型 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| A | Absolute | 符号的值是绝对值，并且在进一步链接过程中不会被改变。 |
| B | BSS | 符号在未初始化数据区或区（section）中，即在 BSS 段中。 |
| C | Common | 符号是公共的。公共符号是未初始化的数据。在链接时，多个公共符号可能具 |

| | | |
|---|---|---|
| | | 有同一名称。如果该符号定义在其他地方，则公共符号被看作是未定义的引用。 |
| D | Data | 符号在已初始化数据区中。 |
| G | Global | 符号是在小对象已初始化数据区中的符号。某些目标文件的格式允许对小数据对象（例如一个全局整型变量）可进行更有效的访问。 |
| I | Inderect | 符号是对另一个符号的间接引用。 |
| N | Debugging | 符号是一个调试符号。 |
| R | Read only | 符号在一个只读数据区中。 |
| S | Small | 符号是小对象未初始化数据区中的符号。 |
| T | Text | 符号是代码区中的符号。 |
| U | Undefined | 符号是外部的，并且其值为 0（未定义）。 |
| - | Stabs | 符号是 a.out 目标文件中的一个 stab 符号，用于保存调试信息。 |
| ? | Unknwon | 符号的类型未知，或者是与具体文件格式有关。 |

可以看出名称为 dmi_broken 的变量位于内核地址 0xc03441a0 处。

System.map 位于使用它的软件（例如内核日志记录后台程序 klogd）能够寻找到的地方。在系统启动时，如果没有以一个参数的形式为 klogd 给出 System.map 的位置，则 klogd 将会在三个地方搜寻 System.map。依次为：

```
/boot/System.map
/System.map
/usr/src/linux/System.map
```

尽管内核本身实际上不使用 System.map，但其他程序，象 klogd、lsof、ps 以及其他象 dosemu 等许多软件都需要有一个正确的 System.map 文件。利用该文件，这些程序就可以根据已知的内存地址查找出对应的内核变量名称，便于对内核的调试工作。

# 3.6 Make 程序和 Makefile 文件

从前面给出的程序例子可知，当创建由一个或少数几个源程序生成的执行执行时，只需要在命令行上键入几个简单的命令即可做到。但是对于像内核这样的大型程序来说，若仅使用手工键入一行行命令来编译所有代码文件，其繁杂程度是极大的。Make 程序正是设计用于自动处理这类情况的最佳工具，其主要功能是能够自动地确定在一个包含很多源文件的大型程序中哪些文件需要被重新编译，并对这些文件发出重新编译的命令。下面以编译 C 程序为例说明 Make 的简要使用方法，但你可以将其应用于任何可使用 shell 命令进行编译的编程语言。有关 make 的详细使用方法请参考《GNU make 使用手册》。本书论坛上有其中文版可供下载。

为了使用 make 工具程序，我们需要先编写一个名称为 Makefile（或 makefile）的文本文件供 make 执行时使用。Makefile 文件中主要包含一些 make 要遵守的执行规则和要求执行的命令等内容，用于告诉 make 需要对所涉及的源文件做哪些操作和处理以生成相应的目标文件。

## 3.6.1 Makefile 文件内容

一个 Makefile 文件可以包括五种元素：显式规则、隐含规则、变量定义、指示符和注释信息。

显式规则（explicit rules）用于指定何时以及怎样重新编译一个或多个被称作规则的目标（rule's targets）的文件。规则中明确列出了目标所依赖的被称为目标的先决条件（或依赖）的其他文件，同时也会给出用

于创建或更新目标的命令。

隐含规则（implicit rules）则是根据目标和对象的名称来确定何时和如何重新编译一个或多个被称作规则的目标的文件。这种规则描述了目标是如何依赖于与目标名称相类似的文件，并会给出用于创建或更新这样的一个目标文件。

变量定义（variable definitions）用于在一行上为一个变量定义一个文本字符串。该变量可在后续语句中被替换。例如后面例子中的变量 objects 定义了所有.o 文件的列表。

指示符（directives）是 make 的一个命令，用于指示其在读取 Makefile 文件时执行的特定操作。这些操作可包括读取另一个 makefile 文件；确定使用或忽略 makefile 文件的某部分内容和从包含多行的字符串中定义一个变量。

注释（comments）是指 Makefile 文件中以'#'字符开始的文字部分。如果确实需要使用'#'字符，我们需要对其进行转义，即在该字符前添加一个反斜杠字符（'\#'）。注释可以出现在 Makefile 文件的任何地方。另外，Makefile 文件中以制表符 TAB 开始的一行命令脚本会被完整地被传递给 shell，shell 会判断这是一条命令还是只是一个注释信息。

一旦编写好一个适当的 Makefile 文件，那么每次修改源程序后我们就可以在 shell 命令行上简单地键入“make”来执行所有必要的程序更新操作。make 会根据 Makefile 中的内容以及文件的最后更新时间来确定哪些文件需要被更新（重新编译）。对于每个需要被更新的文件，make 会执行 Makefile 文件中记录的相关命令。

## 3.6.2 Makefile 文件中的规则

简单的 Makefile 文件中含有一些如下形式的规则。这些规则主要用来描述操作对象（源文件和目标文件）之间的依赖关系。

```
target（目标）…: prerequisites（先决条件）…
                command（命令）
                …
                …
```

其中，target（目标）对象通常是指程序生成的一个文件的名称，例如它可以是一个可执行文件或者是一个以“.o”结尾的目标文件（Object File）。目标也可以是所要采取活动的名称，例如“清理”（“clean”）。这里请注意，由于“target”和“object file”中的“object”通常都被译成中文的“目标”，因此为了便于加以区别，我们把“target”译作“目标”或直接用其英文，而把 object file 译制为“.o 文件”。

prerequisite（先决条件或称依赖对象）是用以创建 target 所必要或者依赖的一系列文件或其他目标。target 通常依赖于多个这样的必要文件或目标文件。

command（命令）是指 make 所执行的操作，通常就是一些 shell 命令，是生成 target 需要执行的操作。当先决条件中一个或多个文件的最后修改时间比 target 文件的要新时，规则的命令就会被执行。另外，一个规则中可以有多个命令，每个命令占用规则中单独一行。请注意，我们需要在写每个命令之前键入一个制表符（按 Tab 键产生）!

通常，命令存在于具有先决条件的规则中，并且在任何先决条件发生改变时用于创建一个 target 文件。然而规则中并不一定要有先决条件。例如与 target“clean”相关的含有删除命令的规则并不含有先决条件。

此时，一个规则说明了如何以及何时重新创建某些文件，而这些文件是某些具体规则的目标。make 会依据先决条件来执行命令以创建或更新 target。一个规则也可以说明如何以及何时执行一个操作。

除了规则以外，一个 Makefile 文件中也可以包含其它文字。但是对于一个简单的 Makefile 文件来说通常只需要包含一些规则就够了。有些规则可能会比前面给出的规则形式复杂得多，但基本上都是类似的。

### 3.6.3 Makefile 文件示例

下面我们讨论一个简单的 Makefile 文件，该文件描述了如何编译和链接一个由 8 个 C 源文件和 3 个头文件构成的文本编辑器程序。

当 make 依据 Makefile 文件中的内容重新编译 C 文件时，仅会对每个修改过的 C 文件进行重新编译。当然，如果一个.h 头文件被修改过了，那么为了确保程序被正确编译，每一个包含该头文件的 C 代码文件都会被重新编译。每次编译操作都会产生一个与源程序对应的目标文件。最终结果是，若任何修改过的源代码文件被编译过，那么产生的所有.o 目标文件（包括刚编译得到的和未修改源代码以前编译得到的）都需要链接在一起以生成一个新的可执行编辑器程序。

Makefile 示例文件中的内容描述了一个名为 edit 的执行文件依赖于 8 个目标文件的方式，以及这 8 个目标文件又是如何依赖于 8 个 C 源文件和 3 个头文件的。在该例子中，所有 C 文件都包含了“defs.h”头文件，但只有那些定义了编辑命令的 C 文件包含“command.h”，而且只有改变编辑缓冲的底层 C 文件包含“buffer.h”头文件。

```
edit : main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o
        cc -o edit main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o

main.o : main.c defs.h
        cc -c main.c
kbd.o : kbd.c defs.h command.h
        cc -c kbd.c
command.o : command.c defs.h command.h
        cc -c command.c
display.o : display.c defs.h buffer.h
        cc -c display.c
insert.o : insert.c defs.h buffer.h
        cc -c insert.c
search.o : search.c defs.h buffer.h
        cc -c search.c
files.o : files.c defs.h buffer.h command.h
        cc -c files.c
utils.o : utils.c defs.h
        cc -c utils.c
clean :
        rm edit main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o
```

要使用该 Makefile 创建执行文件“edit”，只需在命令行上简单地键入 make 即可。

若要使用该 Makefile 从当前目录中删除编译得到的执行文件和所有目标文件，只需键入 make clean。

在该 Makefile 文件中，规则的目标包括执行文件“edit”和.o 目标文件（object file）“main.o”、“kbd.o”等。先决条件（或依赖条件）文件是诸如“main.c”和“defs.h”等源文件。实际上我们可以看出，每个“.o”文件既是一个规则的目标，也是另一规则的必要前提文件。而命令则包括“cc –c main.c”、“cc –c kbd.c”等。

当目标是一个文件时，那么当其先决条件中的任何依赖文件被修改过时就需要进行重新编译或链接。当然，先决条件中本身也是目标的文件应该首先加以更新。在该例子中，“edit”依赖于 8 个.o 目标文件；而.o 目标文件“main.o”依赖于源文件“main.c”和头文件“defs.h”。

Makefile 中规则的目标和先决条件的下一行上是 shell 命令。这些 shell 命令指明如何使用先决条件中的文件来更新或生成 target 目标文件。注意，我们需要在每个命令行之前键入一个制表符，以区别 Makefile 中命令行和其他行。make 所做的就是当 target 需要更新时执行规则中的命令。

目标“clean”并不是一个文件，而仅是一个操作（活动）的名称。因为我们通常并不要求在其规则中执行该操作，所以“clean”不是任何其他规则的先决条件。其结果是若不明确指明，make 不会执行这个规则。注意该规则（目标）不仅不是任何其他规则的先决条件，它也不包含也不需要任何先决条件。因此这个规则的唯一目的就是去执行指定的命令。对于此类规则，其目标并不引用或依赖任何其他文件，而仅指明特定的操作，这种目标称为伪目标（phony target）。

## 3.6.4 make 处理 Makefile 文件的方式

默认情况下，make 会从 Makefile 文件中第一个目标开始执行（不包括以'.'开始的目标）。该首个目标被称为 Makefile 的默认最终目标（default goal）。最终目标就是 make 努力尝试更新的目标。

在上面的例子中，默认最终目标就是更新或创建执行程序“edit”，因此我们把相应的规则放在了 Makefile 的最前面。当我们在命令行上键入命令 make 时，make 就会读取 Makefile 并开始处理这第一个规则。在例子中，首条规则虽然是重新链接生成“edit”，但在 make 可以完全处理这条规则之前，它必须首先处理“edit”所依赖文件的规则。在例子中就是需要首先创建或更新那些.o 目标文件。每一个.o 文件都会根据其自身的规则进行处理，即通过编译各自的源文件生成各自的.o 目标文件。如果作为目标先决条件的任何源文件或头文件比.o 目标文件要新或者.o 目标文件不存在，就需要进行重新编译以更新或创建相应的.o 目标文件。

对于 Makefile 中其他的一些规则，若其目标（文件）出现在最终目标的先决条件中，则也会被处理。若最终目标（或任何目标）并不依赖于某些其他规则，则 make 并不会处理这些规则，除非我们主动要求 make 去处理。例如当运行 make 时，我们可以在命令行上给出 Makefile 中某个特定规则的目标名称，以执行该目标指定的更新操作，例如使用命令 make clean。

在重新编译一个.o 目标文件之前，make 会首先考虑更新其先决条件、源文件和头文件。但该 Makefile 文件没有为源文件和头文件指定任何操作，即源文件和头文件不是任何规则的目标，因此 make 不会对这些源文件进行任何处理。

在重新编译好所需要的.o 目标文件之后，make 会决定是否执行重新链接以生成更新过的编辑程序“edit”。这只有当“edit”不存在或者任何.o 目标文件比“edit”新时才会进行。如果一个.o 目标文件刚被重新编译过，那么它就会比“edit”新，此时 make 就会重新链接生成新的“edit”。

因此，如果我们修改了文件“insert.c”并运行 make，make 就会编译该源文件以更新相应的“insert.o”，然后链接“edit”。若我们修改了头文件“command.h”并运行 make，make 就会重新编译目标文件“kbd.o”、“command.o”和“files.o”，然后链接生成新的执行文件“edit”。

总体来说，Make 程序会使用 Makefile 文件内容来判断哪些.o 目标文件需要被更新，然后确定其中哪些目标确实需要被更新。如果.o 目标文件要比其所有相关文件都要新，则说明该.o 目标文件已经是最新的而无需再作更新处理。当然，作为第一个最终目标的输入条件（先决条件）中的所有必需目标都会先期执行更新处理。

## 3.6.5 Makefile 中的变量

在上面的例子中，我们需要在“edit”的规则中两次列出所有的.o 目标文件（见如下所示）：

```
edit : main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o
        cc -o edit main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o
```

这种重复信息很容易出错。如果我们在程序中添加了一个新的.o 目标文件，那么就有可能在一个列表中添加了这个.o 目标文件名，但却忘记在另一个地方也同时加入。通过使用一个变量，我们就有可能减少这种出错的危险并且也使得 Makefile 看上去更简明一些。使用变量可以让我们定义一次文本字符串，随后可以在多个地方进行替换。

对于 Makefile，典型的做法是定义一个名称为 objects、OBJECTS、objs、OBJS、obj 或者 OBJ 的变量来表示所有.o 目标文件的列表。我们通常会在 Makefile 中使用如下一行来定义一个变量 objects：

```
objects = main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o
```

此后，在每一处需要列出.o 目标文件表的地方都可以通过写上“$(objects)”来替换变量的值。

### 3.6.6 让 make 自动推断命令

我们并不需要为编译每个 C 源程序而在规则中给出相关命令，因为 make 自身能够判断出来：它有一个隐含规则，该规则会根据目标文件的命名形式使用’cc -c’命令根据相应的.c 文件更新对应的.o 文件。例如，它会使用命令’cc –c main.c –o main.o’把’main.c’编译成’main.o’。因此我们可以省略.o 目标文件规则中的命令。

当一个.c 文件被以这种方式自动地使用，那么它也会被自动地添加到先决条件（依赖关系）中。因此我们可以省略规则先决条件中的’.c’文件 --- 假定我们同时省略了命令。

下面是包括这两种改变和使用了变量的完整 Makefile 例子：

```
objects = main.o kbd.o command.o display.o insert.o search.o files.o utils.o

edit : $(objects)
        cc -o edit $(objects)
main.o : defs.h
kbd.o : defs.h command.h
command.o : defs.h command.h
display.o : defs.h buffer.h
insert.o : defs.h buffer.h
search.o : defs.h buffer.h
files.o : defs.h buffer.h command.h
utils.o : defs.h

clean :
        -rm edit $(objects)
```

这就是我们平时实际编写 Makefile 文件的样式。因为隐含规则如此地方便，所以很重要。我们会经常看到使用它们。

### 3.6.7 隐含规则中的自动变量

如果通过目录搜寻一个先决条件（依赖对象）在另一个目录中被找到，此时规则的命令将被如期执行。因此我们必须小心地设置命令，使得命令能够在此目录中找到需要的先决条件。这可通过使用自动变量来做到。属于隐含规则的自动变量是一种在命令行上能够根据具体情况被自动替换的变量。自动变量的值是在规则命令执行前被设置。例如，自动变量’$^’的值表示规则的所有先决条件，包括它们所处目录的名称；’$<’的值表示规则中的第一个先决条件；’$@’表示目标对象（另外还有一些自动变量的含义请参考 make 手册）。有时，当我们不想在命令行中指定头文件时，可以在先决条件中包含这些头文件。此时自动变量’$<’正是第一个先决条件。例如：

```
foo.o : foo.c defs.h hack.h
        cc -c $(CFLAGS) $< -o $@
```

其中的'$<'就会被自动地替换成 foo.c，而$@则会被替换为 foo.o。

为了让 make 能使用习惯用法来更新一个目标，我们可以不指定命令，写一个不带命令的规则或者不写规则。此时 make 程序将会根据源程序文件的类型（程序的后缀）来判断要使用哪个隐式规则。

另外，还有一种被称为后缀规则的隐含规则。它是为 make 程序定义隐式规则的老式方法（现在这种规则已经不用了，取而代之的是使用更通用更清晰的模式匹配规则）。因为在 Linux 0.1x 内核的 Makefile 文件中使用了这种规则，所以这里对其作一些简单说明。下面例子就是一种双后缀规则的应用。双后缀规则是用一对后缀定义的：源后缀和目标后缀。相应的隐式先决条件是通过使用文件名中的源后缀替换目标后缀后得到。因此，此时下面的'$<'值是'*.c'文件名。而正条 make 规则的含义是将'*.c'程序编译成'*.s'代码。

```
.c.s:
        $(CC) $(CFLAGS) \
        -nostdinc -Iinclude -S -o $*.s $<
```

通常命令是属于一个具有先决条件（依赖对象）的规则，并在任何先决条件改变时用于生成一个目标（target）文件。然而，为目标而指定命令的规则也并不一定要有先决条件。例如，与目标'clean'相关的含有删除（delete）命令的规则并不需要有先决条件。此时，一个规则说明了如何以及何时来重新制作某些文件，而这些文件是特定规则的目标。make 根据先决条件来执行命令以创建或更新目标。一个规则也可以说明如何及何时执行一个操作。

Makefile 文件也可以含有除规则以外的其他文字，但简单的 Makefile 文件只需要含有适当的规则。规则可能看上去要比上面示出的模板复杂得多，但基本上都是符合的。

Makefile 文件最后还可以包含一些说明文件之间引用的依赖关系，这些依赖关系用于 make 来确定是否需要重建一个目标。比如当某个头文件被改动过后，make 就通过这些依赖关系，重新编译与该头文件有关的所有'*.c'文件。有关依赖关系的例子请参考内核源代码中的 Makefile 文件。

## 3.7 本章小结

本章以几个可运行的汇编语言程序作为描述对象，详细说明了 as86 和 GNU as 汇编语言的基本语言和使用方法。同时对 Linux 内核使用的 C 语言扩展语句进行了详细介绍。对于学习操作系统来说，系统支持的目标文件结构有着非常重要的作用，因此本章对 Linux 0.12 中使用的 a.out 目标文件格式作了详细介绍。下一章我们将围绕 Intel 80X86 处理器，详细地说明其运行在保护模式下的工作原理。并给出一个保护模式多任务程序示例，通过阅读这个示例，我们可以对操作系统最初如何“旋转”起来有一个基本了解，并为继续阅读完整的 Linux 0.12 内核源代码打下坚实基础。

# 第4章 80X86 保护模式及其编程

本书介绍的Linux操作系统运行的硬件平台是基于Intel公司80X86及相关外围硬件组成的PC机系统。有关80X86 CPU系统编程的最佳参考书籍是Intel公司发行的一套三卷的英文版《IA-32 Intel体系结构软件开发者手册》，其中第3卷：《系统编程指南》是理解使用80X86 CPU的操作系统工作原理和进行系统编程必不可少的参考资料。实际上本章内容主要基于该手册。这些资料可以从Intel公司网站上免费下载。本章概要地描述80X86 CPU体系结构以及保护模式下编程的一些基础知识，为准备阅读Linux内核源代码打下扎实基础。内容主要包括：1. 80X86基础知识；2. 保护模式内存管理；3. 各种保护措施；4. 中断和异常处理；5. 任务管理；6. 保护模式编程的初始化；7. 一个简单多任务内核程序例子。

本章最后部分介绍的一个简单多任务内核程序是基于Linux 0.12内核的一个简化实例。该实例用于演示内存分段管理和任务管理的实现方法，没有包括分页机制内容。若能彻底理解这个实例的运作机制，那么在随后阅读Linux 内核源代码时就会比较顺利了。

若读者对这部分内容已经比较熟悉，则可以直接阅读本章最后给出的内核实例。由于保护模式概念相对比较复杂，因此并不勉强读者立刻理解本章内容。在阅读内核源代码时读者可以随时回过头来参考本章内容。

## 4.1 80X86 系统寄存器和系统指令

为了协助处理器执行初始化和控制系统操作，80X86 CPU提供了一个32位标志寄存器EFLAGS和几个系统寄存器。除了一些通用状态标志外，EFLAGS中还包含几个系统标志。这些系统标志用于控制任务切换、中断处理、指令跟踪以及访问权限。系统寄存器用于内存管理和控制处理器操作，含有分段和分页处理机制系统表的基地址、控制处理器操作的比特标志位。下面对这些系统寄存器进行详细说明。

### 4.1.1 标志寄存器

标志寄存器EFLAGS中的系统标志和IOPL字段用于控制I/O访问、可屏蔽硬件中断、调试、任务切换以及虚拟-8086模式，见图4-1所示。通常只允许操作系统代码有权修改这些标志。EFLAGS中的其他标志是一些通用标志（进位CF、奇偶PF、辅助进位AF、零标志ZF、负号SF、方向DF、溢出OF），与16位下的标志寄存器FLAGS内容相同。这里我们仅对EFLAGS中的系统标志进行说明。

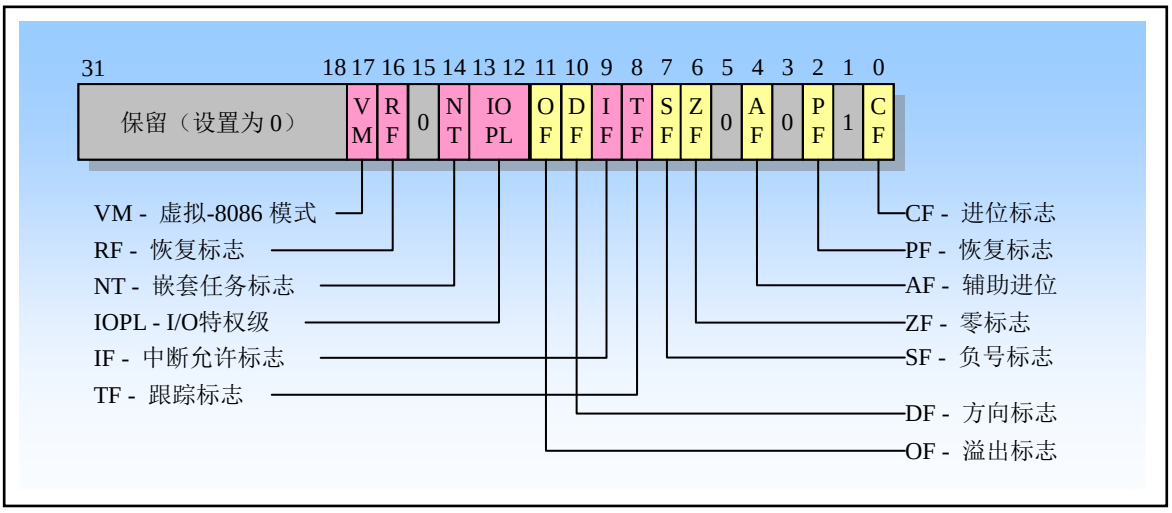



图 4-1 标志寄存器 EFLAGS 中的系统标志

TF　位 8 是跟踪标志（Trap Flag）。当设置该标志位时可为调试操作启动单步执行方式；复位时则禁止单步执行。在单步执行方式下，处理器会在每个指令执行之后产生一个调试异常，这样我们就可以观察执行程序在执行每条指令后的状态。如果程序使用 POPF、POPFD 或 IRET 指令设置了 TF 标志，那么在随后指令之后处理器就会产生一个调试异常。

IOPL　位 13-12 是 I/O 特权级（I/O Privilege Level）字段。该字段指明当前运行程序或任务的 I/O 特权级 IOPL。当前运行程序或任务的当前特权级 CPL 必须小于等于这个 IOPL 才能访问 I/O 地址空间。只有当 CPL 为特权级 0 时，程序才可以使用 POPF 或 IRET 指令来修改这个字段。IOPL 也是控制对 IF 标志修改的机制之一。

NT　位 14 是嵌套任务标志（Nested Task）。它控制着被中断任务和调用任务之间的链接关系。在使用 CALL 指令、中断或异常执行任务调用时，处理器会设置该标志。在通过使用 IRET 指令从一个任务返回时，处理器会检查并修改这个 NT 标志。使用 POPF/POPFD 指令也可以修改这个标志，但是在应用程序中改变这个标志的状态会产生不可意料的异常。

RF　位 16 是恢复标志（Resume Flag）。该标志用于控制处理器对断点指令的响应。当设置时，这个标志会临时禁止断点指令产生的调试异常；当该标志复位时，则断点指令将会产生异常。RF 标志的主要功能是允许在调试异常之后重新执行一条指令。当调试软件使用 IRETD 指令返回被中断程序之前，需要设置堆栈上 EFLAGS 内容中的 RF 标志，以防止指令断点造成另一个异常。处理器会在指令返回之后自动地清除该标志，从而再次允许指令断点异常。

VM　位 17 是虚拟-8086 方式（Virtual-8086 Mode）标志。当设置该标志时，就开启虚拟-8086 方式；当复位该标志时，则回到保护模式。

### 4.1.2 内存管理寄存器

处理器提供了 4 个内存管理寄存器（GDTR、LDTR、IDTR 和 TR），用于指定内存分段管理所用系统表的基地址，见图 4-2 所示。处理器为这些寄存器的加载和保存提供了特定的指令。有关系统表的作用请参见下一节“保护模式内存管理”中的详细说明。

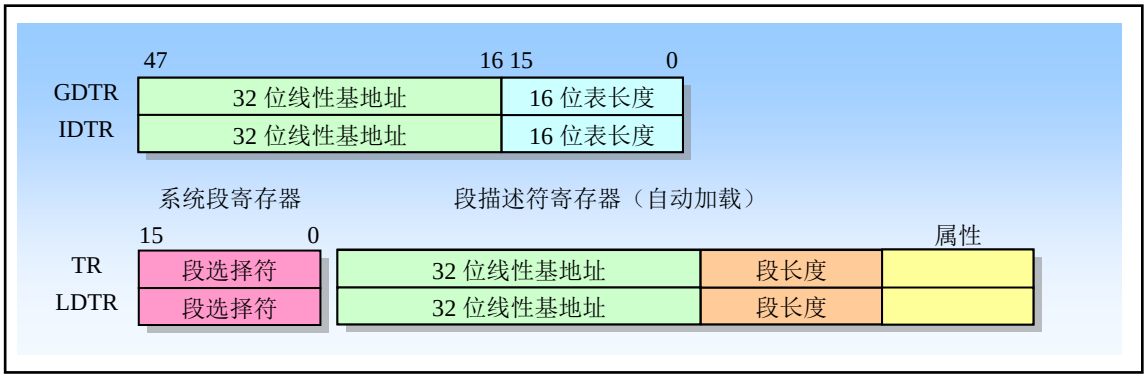



图 4-2 内存管理寄存器

GDTR、LDTR、IDTR 和 TR 都是段基址寄存器，这些段中含有分段机制的重要信息表。GDTR、IDTR 和 LDTR 用于寻址存放描述符表的段。TR 用于寻址一个特殊的任务状态段 TSS（Task State Segment）。TSS 段中包含着当前执行任务的重要信息。下面简要说明这四个寄存器的作用。

1. 全局描述符表寄存器 GDTR（Global Descriptor Table Register）

GDTR 寄存器用于存放全局描述符表 GDT 的 32 位线性基地址和 16 位表限长值。基地址指定 GDT 表中字节 0 在线性地址空间中的地址，表长度指明 GDT 表的字节长度值。指令 LGDT 和 SGDT 分别用于加载和保存 GDTR 寄存器的内容。在机器刚加电或处理器复位后，基地址被默认地设置为 0，而长度值被设置成 0xFFFF。在保护模式初始化过程中必须给 GDTR 加载一个新值。

2. 中断描述符表寄存器 IDTR（Interrupt Descriptor Table Register）

与 GDTR 的作用类似，IDTR 寄存器用于存放中断描述符表 IDT 的 32 位线性基地址和 16 位表长度值。指令 LIDT 和 SIDT 分别用于加载和保存 IDTR 寄存器的内容。在机器刚加电或处理器复位后，基地址被默认地设置为 0，而长度值被设置成 0xFFFF。

3. 局部描述符表寄存器 LDTR（Local Descriptor Table Register）

LDTR 寄存器用于存放局部描述符表 LDT 的 32 位线性基地址、16 位段限长和描述符属性值。指令 LLDT 和 SLDT 分别用于加载和保存 LDTR 寄存器的段描述符部分。包含 LDT 表的段必须在 GDT 表中有一个段描述符项。当使用 LLDT 指令把含有 LDT 表段的选择符加载进 LDTR 中时，LDT 表的段描述符的段基地址、段限长度以及描述符属性会被自动地加载到 LDTR 中。当进行任务切换时，处理器会把新任务的 LDT 表的段选择符和段描述符自动加载进 LDTR 中。在机器加电或处理器复位后，段选择符和基地址被默认地设置为 0，而段长度被设置成 0xFFFF。

4. 任务寄存器 TR（Task Register）

TR 寄存器用于存放当前任务的 TSS 段的 16 位段选择符、32 位基地址、16 位段长度和描述符属性值。它引用 GDT 表中的一个 TSS 类型的描述符。指令 LTR 和 STR 分别用于加载和保存 TR 寄存器的段选择符部分。当使用 LTR 指令把选择符加载进任务寄存器时，TSS 描述符中的段基地址、段限长度以及描述符属性会被自动加载到任务寄存器中。当执行任务切换时，处理器会把新任务的 TSS 的段选择符和段描述符自动地加载进任务寄存器 TR 中。

### 4.1.3 控制寄存器

4 个控制寄存器（CR0、CR1、CR2 和 CR3）用于控制和确定处理器的操作模式以及当前执行任务的特性，见图 4-3 所示。CR0 中含有控制处理器操作模式和状态的系统控制标志；CR1 保留不用；CR2 含有导致页错误的线性地址。CR3 中含有页目录表物理内存基地址，因此该寄存器也被称为页目录基地址寄存器 PDBR（Page-Directory Base address Register）。

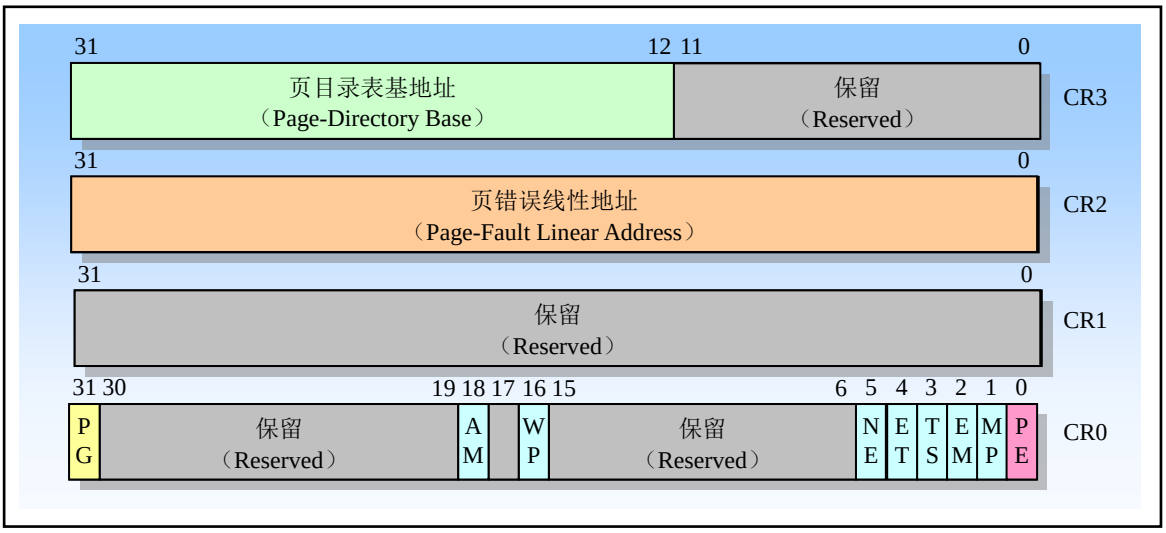



图 4-3 控制寄存器 CR0--CR3

1. CR0 中协处理器控制位

CR0 的 4 个比特位：扩展类型位 ET、任务切换位 TS、仿真位 EM 和数学存在位 MP 用于控制 80X86 浮点（数学）协处理器的操作。有关协处理器的详细说明请参见第 11 章内容。CR0 的 ET 位（标志）用于选择与协处理器进行通信所使用的协议，即指明系统中使用的是 80387 还是 80287 协处理器。TS、MP 和 EM 位用于确定浮点指令或 WAIT 指令是否应该产生一个设备不存在 DNA（Device Not Available）异常。这个异常可用来仅为使用浮点运算的任务保存和恢复浮点寄存器。对于没有使用浮点运算的任务，这样做可以加快它们之间的切换操作。（注意，现代 Intel CPU 中均已包含数学协处理器）。

ET　CR0 的位 4 是扩展类型（Extension Type）标志。当该标志为 1 时，表示指明系统有 80387 协处理器存在，并使用 32 位协处理器协议。ET=0 指明使用 80287 协处理器。如果仿真位 EM=1，则该位将被忽略。在处理器复位操作时，ET 位会被初始化指明系统中使用的协处理器类型。如果系统中有 80387，则 ET 被设置成 1，否则若有一个 80287 或者没有协处理器，则 ET 被设置成 0。

TS　CR0 的位 3 是任务已切换（Task Switched）标志。该标志用于推迟保存任务切换时的协处理器内容，直到新任务开始实际执行协处理器指令。处理器在每次任务切换时都会设置该标志，并且在执行协处理器指令时测试该标志。

如果设置了 TS 标志并且 CR0 的 EM 标志为 0，那么在执行任何协处理器指令之前会产生一个设备不存在 DNA（Device Not Available）异常。如果设置了 TS 标志但没有设置 CR0 的 MP 和 EM 标志，那么在执行协处理器指令 WAIT/FWAIT 之前不会产生设备不存在异常。如果设置了 EM 标志，那么 TS 标志对协处理器指令的执行无影响。见表 4-1 所示。

在任务切换时，处理器并不自动保存协处理器的上下文，而是会设置 TS 标志。这个标志会使得处理器在执行新任务指令流的任何时候遇到一条协处理器指令时产生设备不存在异常。设备不存在异常的处理程序可使用 CLTS 指令清除 TS 标志，并且保存协处理器的上下文。如果任务从没有使用过协处理器，那么相应协处理器上下文就不用保存。

EM　CR0 的位 2 是仿真（EMulation）标志。当该位设置时，表示处理器没有内部或外部协处理器，执行协处理器指令时会引起设备不存在异常；当清除时，表示系统有协处理器。设置这个标志可以迫使所有浮点指令使用软件来模拟。

MP　CR0 的位 1 是监控协处理器（Monitor Coprocessor 或 Math Present）标志。用于控制 WAIT/FWAIT 指令与 TS 标志的交互作用。如果 MP=1、TS=1，那么执行 WAIT 指令将产生一个设备不存在异常；如果 MP=0，则 TS 标志不会影响 WAIT 的执行。

表 4-1 CR0 中标志 EM、MP 和 TS 的不同组合对协处理器指令动作的影响

| CR0 中的标志 | | | 指令类型 | |
|---|---|---|---|---|
| EM | MP | TS | 浮点 | WAIT/FWAIT |
| 0 | 0 | 0 | 执行 | 执行 |
| 0 | 0 | 1 | 设备不存在（DNA）异常 | 执行 |
| 0 | 1 | 0 | 执行 | 执行 |
| 0 | 1 | 1 | DNA 异常 | DNA 异常 |
| 1 | 0 | 0 | DNA 异常 | 执行 |
| 1 | 0 | 1 | DNA 异常 | 执行 |
| 1 | 1 | 0 | DNA 异常 | 执行 |
| 1 | 1 | 1 | DNA 异常 | DNA 异常 |

2. CR0 中保护控制位

PE　CR0 的位 0 是启用保护（Protection Enable）标志。当设置该位时即开启了保护模式；当复位时即进入实地址模式。这个标志仅开启段级保护，并没有启用分页机制。若要启用分页机制，那么 PE 和 PG 标志都要置位。

PG　CR0 的位 31 是分页（Paging）标志。当设置该位时即开启了分页机制；当复位时则禁止分页机制，此时所有线性地址等同于物理地址。在开启这个标志之前必须已经或者同时开启 PE 标志。即若要启用分页机制，那么 PE 和 PG 标志都要置位。

WP　对于 Intel 80486 或以上的 CPU，CR0 的位 16 是写保护（Write Proctect）标志。当设置该标志时，处理器会禁止超级用户程序（例如特权级 0 的程序）向用户级只读页面执行写操作；当该位复位时则反之。该标志有利于 UNIX 类操作系统在创建进程时实现写时复制（Copy on Write）技术。

NE　对于 Intel 80486 或以上的 CPU，CR0 的位 5 是协处理器错误（Numeric Error）标志。当设置该标志时，就启用了 X87 协处理器错误的内部报告机制；若复位该标志，那么就使用 PC 机形式的 X87 协处理器错误报告机制。当 NE 为复位状态并且 CPU 的 IGNNE 输入引脚有信号时，那么数学协处理器 X87 错误将被忽略。当 NE 为复位状态并且 CPU 的 IGNNE 输入引脚无信号时，那么非屏蔽的数学协处理器 X87 错误将导致处理器通过 FERR 引脚在外部产生一个中断，并且在执行下一个等待形式浮点指令或 WAIT/FWAIT 指令之前立刻停止指令执行。CPU 的 FERR 引脚用于仿真外部协处理器 80387 的 ERROR 引脚，因此通常连接到中断控制器输入请求引脚上。NE 标志、IGNNE 引脚和 FERR 引脚用于利用外部逻辑来实现 PC 机形式的外部错误报告机制。

启用保护模式 PE（Protected Enable）位（位 0）和开启分页 PG（Paging）位（位 31）分别用于控制分段和分页机制。PE 用于控制分段机制。如果 PE=1，处理器就工作在开启分段机制环境下，即运行在保护模式下。如果 PE=0，则处理器关闭了分段机制，并如同 8086 CPU 工作于实地址模式下。PG 用于控制分页机制。如果 PG=1，则开启了分页机制。如果 PG=-0，分页机制被禁止，此时线性地址被直接作为物理地址使用。

如果 PG=0、PE=0，处理器工作在实地址模式下；如果 PG=0、PE=1，处理器工作在没有开启分页机制的保护模式下；如果 PG=1、PE=0，此时由于不在保护模式下不能启用分页机制，因此处理器会产生一个一般保护异常，即这种标志组合无效；如果 PG=1、PE=1，则处理器工作在开启了分页机制的保护模式下。

当改变 PE 和 PG 位时，我们必须小心。只有当执行程序起码有部分代码和数据在线性地址空间和物理地址空间中具有相同地址时，才能改变 PG 位的设置。此时这部分具有相同地址的代码在分页和未分页世界之间起着桥梁的作用。无论是否开启分页机制，这部分代码都具有相同的地址。另外，在开启分页（PG=1）之前必须先刷新页高速缓冲 TLB。

在修改了 PE 位之后程序必须立刻使用一条跳转指令，以刷新处理器执行管道中已经获取的不同模式下的任何指令。在设置 PE 位之前，程序必须初始化几个系统段和控制寄存器。在系统刚上电时，处理器被复位成 PE=0、PG=0（即实模式状态），以允许引导代码在启用分段和分页机制之前能够初始化这些寄存器和数据结构。

3. CR2 和 CR3

CR2 和 CR3 用于分页机制。CR3 含有存放页目录表页面的物理地址，因此 CR3 也被称为 PDBR。因为页目录表页面是页对齐的，所以该寄存器只有高 20 位是有效的。而低 12 位保留供更高级处理器使用，因此在往 CR3 中加载一个新值时低 12 位必须设置为 0。

使用 MOV 指令加载 CR3 时具有让页高速缓冲无效的副作用。为了减少地址转换所要求的总线周期数量，最近访问的页目录和页表会被存放在处理器的页高速缓冲器件中，该缓冲器件被称为转换查找缓冲区 TLB（Translation Lookaside Buffer）。只有当 TLB 中不包含要求的页表项时才会使用额外的总线周期从内存中读取页表项。

即使 CR0 中的 PG 位处于复位状态（PG=0），我们也能先加载 CR3。以允许对分页机制进行初始化。当切换任务时，CR3 的内容也会随之改变。但是如果新任务的 CR3 值与原任务的一样，则处理器就无需刷新页高速缓冲。这样共享页表的任务可以执行得更快。

CR2 用于出现页异常时报告出错信息。在报告页异常时，处理器会把引起异常的线性地址存放在 CR2 中。因此操作系统中的页异常处理程序可以通过检查 CR2 的内容来确定线性地址空间中哪一个页面引发了异常。

### 4.1.4 系统指令

系统指令用于处理系统级功能，例如加载系统寄存器、管理中断等。大多数系统指令只能由处于特权级 0 的操作系统软件执行，其余一些指令可以在任何特权级上执行，因此应用程序也能使用。表 4-2 中列出了我们将用到的一些系统指令。其中还指出了它们是否受到保护。

**表 4-2 常用系统指令列表**

| 指令 | 指令全名 | 受保护 | 说明 |
|---|---|---|---|
| LLDT | Load LDT Register | 是 | 加载局部描述符表寄存器 LDTR。从内存加载 LDT 段选择符和段描述符到 LDTR 寄存器中。 |
| SLDT | Store LDT Regiter | 否 | 保存局部描述符表寄存器 LDTR。把 LDTR 中的 LDT 段选择符到内存中或通用寄存器中。 |
| LGDT | Load GDT Register | 是 | 加载全局描述符表寄存器 GDTR。把 GDT 表的基地址和长度从内存加载到 GDTR 中。 |
| SGDT | Store GDT Register | 否 | 保存全局描述符表寄存器 GDTR。把 GDTR 中 IDT 表的基地址和长度保存到内存中。 |
| LTR | Load Task Register | 是 | 加载任务寄存器 TR。把 TSS 段选择符（和段描述符）加载到任务寄存器中。 |
| STR | Store Task Register | 否 | 保存任务寄存器 TR。把 TR 中当前任务 TSS 段选择符保存到内存或通用寄存其中。 |
| LIDT | Load IDT Register | 是 | 加载中断描述符表寄存器 IDTR。把 IDT 表的基地址和长度从内存加载到 IDTR 中。 |
| SIDT | Store IDT Register | 否 | 保存中断描述符表寄存器 IDTR。把 IDTR 中 IDT 表的基地址和长度保存到内存中。 |
| MOV CRn | Move Control Registers | 是 | 加载和保存控制寄存器 CR0、CR1、CR2 或 CR3。 |

| | | | |
|---|---|---|---|
| LMSW | Load Machine State Word | 是 | 加载机器状态字（对应 CR0 寄存器位 15--0）。该指令用于兼容 80286 处理器。 |
| SMSW | Store Machine State Word | 否 | 保存机器状态字。该指令用于兼容 80286 处理器。 |
| CLTS | Clear TS flag | 是 | 清除 CR0 中的任务已切换标志 TS。用于处理设备（协处理器）不存在异常。 |
| LSL | Load Segment Limit | 否 | 加载段限长。 |
| HLT | Halt Processor | 否 | 停止处理器执行。 |

# 4.2 保护模式内存管理

下面首先简要介绍内存寻址的定义、利用分段和分页机制进行逻辑地址、线性地址和物理地址之间变换的原理，以及任务之间和特权级之间的保护机制。随后小节中再分别详细说明各个部分的工作原理。

## 4.2.1 内存寻址

内存是指一组有序的字节组成的数组，每个字节有唯一的内存地址。内存寻址则是指对存储在内存中的某个指定数据对象的地址进行定位。这里，数据对象是指存储在内存中的一个指定数据类型的数值或字符串。80X86 支持多种数据类型：1 字节、2 字节（1 个字）或 4 字节（双字或长字）的无符号整型数或带符号整型数，以及多字节字符串等。通常字节中某一比特位的定位或寻址可以基于字节来寻址，因此最小数据类型的寻址是对 1 字节数据（数值或字符）的定位。通常内存地址从 0 开始编址，对于 80X86 CPU 来说，其地址总线宽度为 32 位，因此一共有 2^32 个不同物理地址（0 – 4,294,967,295），即内存物理地址空间有 4G，总共可以寻址 4G 字节的物理内存。对于多字节数据类型（例如 2 字节整数数据类型），在内存中这些字节相邻存放。80X86 首先存放低值字节，随后地址处存放高值字节。因此 80X86 CPU 是一种先存小值（Little Endium）的处理器。

对于 80X86 CPU，一条指令主要由操作码（Opcode）和操作对象即操作数（Oprand）构成。操作数可以位于一个寄存器中，也可以在内存中。若要定位内存中的操作数，就要进行内存寻址。80X86 有许多指令的操作数涉及内存寻址，并且针对不同寻址对象数据类型，也有很多不同的寻址方案可供选择。

为了进行内存寻址，80X86 使用一种称为段（Segment）的寻址技术。这种寻址技术把内存空间分成一个或多个称为段的线性区域，从而对内存中一个数据对象的寻址就需要使用一个段的起始地址（即段地址）和一个段内偏移地址两部分构成。段地址部分使用 16 位的段选择符指定，其中 14 位可以选择 2^14（即 16384）个段。段内偏移地址部分使用 32 位的值来指定，因此段内地址可以是 0 到 4G。即一个段的最大长度可达 4G。程序中由 16 位的段和 32 位的偏移构成的 48 位地址或长指针称为一个逻辑地址（虚拟地址）。它唯一确定了一个数据对象的段地址和段内偏移地址。而仅由 32 位偏移地址或指针指定的地址是基于当前段的对象地址。

80X86 为段部分提供了 6 个存放段选择符的段寄存器，分别是 CS、DS、ES、SS、FS 和 GS。其中 CS 总是用于寻址代码段，而堆栈段则专门使用 SS 段寄存器。在任何指定时刻由 CS 寻址的段称为当前代码段。此时 EIP 寄存器中包含了当前代码段内下一条要执行指令的段内偏移地址。因此要执行指令的地址可表示成 CS:[EIP]。后面将说明的段间控制转移指令可以被用来为 CS 和 EIP 赋予新值，从而可以把执行位置改变到其他的代码段中，这样就实现了在不同段中程序的控制传递。

由段寄存器 SS 寻址的段称为当前堆栈段。栈顶由 ESP 寄存器内容指定。因此堆栈顶处地址是 SS:[ESP]。另外 4 个段寄存器是通用段寄存器。当指令中没有指定所操作数据的段时，那么 DS 将是默认的数据段寄存器。

为了指定内存操作数的段内偏移地址，80X86 指令规定了计算偏移量的很多方式，称为指令寻址方式。

指令的偏移量由三部分相加组成：基地址寄存器、变址寄存器和一个偏移常量。即：

偏移地址 = 基地址 + （变址 x 比例因子） + 偏移量

### 4.2.2 地址变换

任何完整的内存管理系统都包含两个关键部分：保护和地址变换。提供保护措施可以防止一个任务访问另一个任务或操作系统的内存区域。地址变换能够让操作系统在给任务分配内存时具有灵活性，并且因为我们可以让某些物理地址不被任何逻辑地址所映射，所以在地址变换过程中同时也提供了内存保护功能。

正如上面提到的，计算机中的物理内存是字节的线性数组，每个字节具有一个唯一的物理地址；程序中的地址是由两部分构成的逻辑地址。这种逻辑地址并不能直接用于访问物理内存，而需要使用地址变换机制将它变换或映射到物理内存地址上。内存管理机制即用于将这种逻辑地址转换成物理内存地址。

为了减少确定地址变换所需要的信息，变换或映射通常以内存块作为操作单位。分段机制和分页机制是两种广泛使用的地址变换技术。它们的不同之处在于逻辑地址是如何组织成被映射的内存块、变换信息如何指定以及编程人员如何进行操作。分段和分页操作都使用驻留在内存中的表来指定它们各自的变换信息。这些表只能由操作系统访问，以防止应用程序擅自修改。

80X86 在从逻辑地址到物理地址变换过程中使用了分段和分页两种机制，见图 4-4 所示。第一阶段使用分段机制把程序的逻辑地址变换成处理器可寻址内存空间（称为线性地址空间）中的地址。第二阶段使用分页机制把线性地址转换为物理地址。在地址变换过程中，第一阶段的分段变换机制总是使用的，而第二阶段的分页机制则是供选用的。如果没有启用分页机制，那么分段机制产生的线性地址空间就直接映射到处理器的物理地址空间上。物理地址空间定义为处理器在其地址总线上能够产生的地址范围。

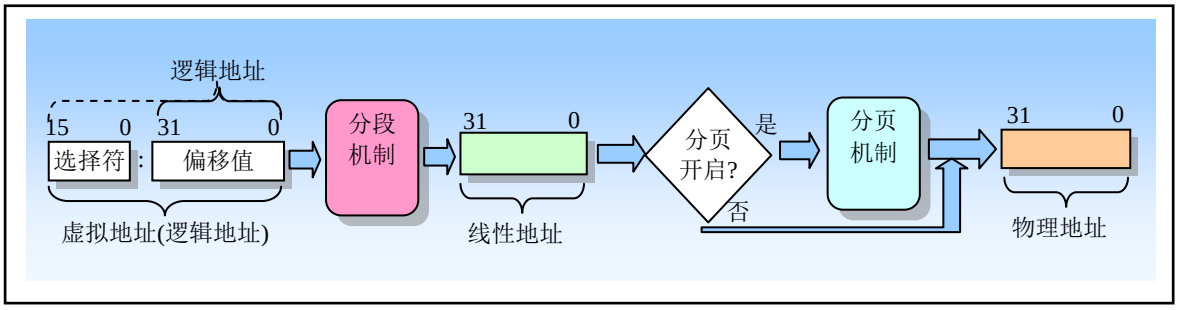



图 4-4 虚拟地址（逻辑地址）到物理地址的变换过程

1. 分段机制

分段提供了隔绝各个代码、数据和堆栈区域的机制，因此多个程序（或任务）可以运行在同一个处理器上而不会互相干扰。分页机制为传统需求页、虚拟内存系统提供了实现机制。其中虚拟内存系统用于实现程序代码按要求被映射到物理内存中。分页机制当然也能用于提供多任务之间的隔离措施。

如图 4-5 所示，分段提供了一种机制，用于把处理器可寻址的线性地址空间划分成一些较小的称为段的受保护地址空间区域。段可以用来存放程序的代码、数据和堆栈，或者用来存放系统数据结构（例如 TSS 或 LDT）。如果处理器中有多个程序或任务在运行，那么每个程序可分配各自的一套段。此时处理器就可以加强这些段之间的界限，并且确保一个程序不会通过访问另一个程序的段而干扰程序的执行。分段机制还允许对段进行分类。这样，对特定类型段的操作能够受到限制。

一个系统中所有使用的段都包含在处理器线性地址空间中。为了定位指定段中的一个字节，程序必须提供一个逻辑地址。逻辑地址包括一个段选择符和一个偏移量。段选择符是一个段的唯一标识。另外，段选择符提供了段描述符表（例如全局描述符表 GDT）中一个数据结构（称为段描述符）的偏移量。每个段都有一个段描述符。段描述符指明段的大小、访问权限和段的特权级、段类型以及段的第 1 个字节在线性

地址空间中的位置（称为段的基地址）。逻辑地址的偏移量部分加到段的基地址上就可以定位段中某个字节的位置。因此基地址加上偏移量就形成了处理器线性地址空间中的地址。

线性地址空间与物理地址空间具有相同的结构。相对于两维的逻辑地址空间来说，它们两者都是一维地址空间。虚拟地址（逻辑地址）空间可包含最多 16K 的段，而每个段最长可达 4GB，使得虚拟地址空间容量达到 64TB（$2^{46}$）。线性地址空间和物理地址空间都是 4GB（$2^{32}$）。实际上，如果禁用分页机制，那么线性地址空间就是物理地址空间。

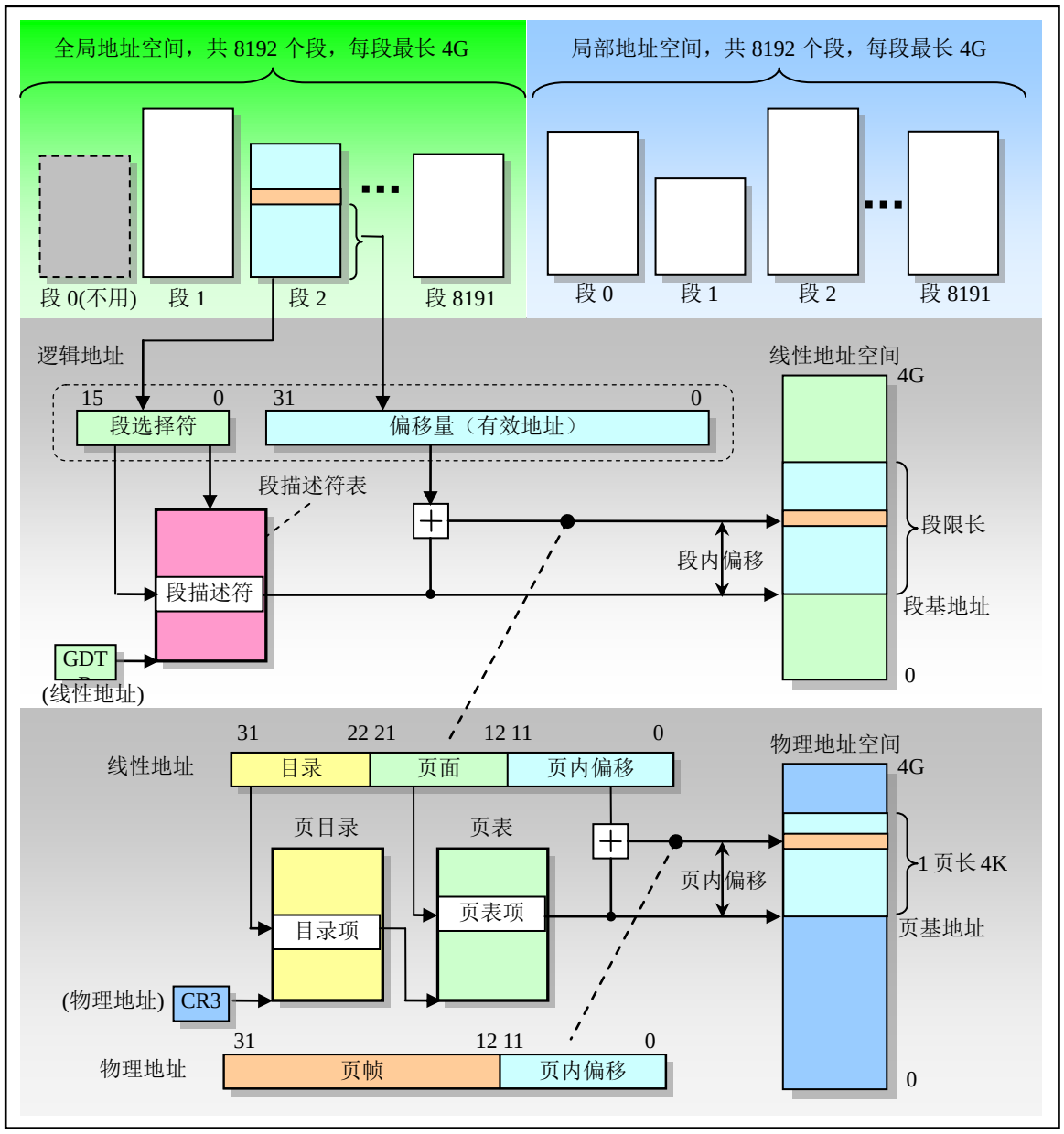



图 4-5 逻辑地址、线性地址和物理地址之间的变换

2. 分页机制

因为多任务系统通常定义的线性地址空间都要比其含有的物理内存容量大得多，所以需要使用某种“虚拟化”线性地址空间的方法，即使用虚拟存储技术。虚拟存储是一种内存管理技术，使用这种技术可让编程人员产生内存空间要比计算机中实际物理内存容量大很多的错觉。利用这种错觉，我们可以随意编制大型程序而无需考虑实际物理内存究竟有多少。

分页机制支持虚拟存储技术。在使用虚拟存储的环境中，大容量的线性地址空间需要使用小块的物理内存（RAM 或 ROM）以及某些外部存储空间（例如大容量硬盘）来模拟。当使用分页时，每个段被划分成页面（通常每页为 4KB 大小），页面会被存储于物理内存中或硬盘上。操作系统通过维护一个页目录和一些页表来留意这些页面。当程序（或任务）试图访问线性地址空间中的一个地址位置时，处理器就会使用页目录和页表把线性地址转换成一个物理地址，然后在该内存位置上执行所要求的操作（读或写）。

如果当前被访问的页面不在物理内存中，处理器就会中断程序的执行（通过产生一个页错误异常）。然后操作系统就可以从硬盘上把该页面读入物理内存中，并继续执行刚才被中断的程序。当操作系统严格实现了分页机制时，那么对于正确执行的程序来说页面在物理内存和硬盘之间的交换就是透明的。

80X86 分页机制最适合支持虚拟存储技术。分页机制会使用大小固定的内存块，而分段管理则使用大小可变的块来管理内存。无论在物理内存中还是在外部硬盘上，分页使用固定大小的块更为适合管理物理内存。另一方面，分段机制使用大小可变的块更适合处理复杂系统的逻辑分区。可以定义与逻辑块大小适合的内存单元而无需受到固定大小页面的限制。每个段都可以作为一个单元来处理，从而简化了段的保护和共享操作。

分段和分页是两种不同的地址变换机制，它们都对整个地址变换操作提供独立的处理阶段。尽管两种机制都使用存储在内存中的变换表，但所用的表结构不同。实际上，段表存储在线性地址空间，而页表则保存在物理地址空间。因而段变换表可由分页机制重新定位而无需段机制的信息或合作。段变换机制把虚拟地址（逻辑地址）变换成线性地址，并且在线性地址空间中访问自己的表，但是并不知晓分页机制把这些线性地址转换到物理地址的过程。类似地，分页机制也不知道程序产生地址的虚拟地址空间。分页机制只是简单地把线性地址转换成物理地址，并且在物理内存中访问自己的转换表。

### 4.2.3 保护

80X86 支持两类保护。其一是通过给每个任务不同的虚拟地址（逻辑地址）空间来完全隔离各个任务。其实现原理是向每个任务提供不同的逻辑地址到物理地址的变换映射。另一个保护机制是针对任务的操作过程，以保护操作系统内存段和处理器特殊系统寄存器不被应用程序访问。

1. 任务之间的保护

保护的一个重要方面是提供应用程序各任务之间的保护能力。80X86 使用的方法是通过把每个任务放置在不同的虚拟地址空间中，并给予每个任务不同的逻辑地址到物理地址的变换映射。每个任务中的地址变换功能被定义成一个任务中的逻辑地址映射到物理内存的一部分区域，而另一个任务中的逻辑地址映射到物理内存中的不同区域中。这样，因为一个任务不可能生成映射到其他任务逻辑地址对应的物理内存部分，所以所有任务都被隔绝开了。只需给每个任务各自独立的映射表，每个任务就会有不同的地址变换函数。在 80X86 中，每个任务都有自己的段表和页表。当处理器切换去执行一个新任务时，任务切换的关键部分就是切换到新任务的变换表。

通过在所有任务中安排具有相同的虚拟到物理地址映射部分，并且把操作系统存储在这个公共的虚拟地址空间部分，操作系统可以被所有任务共享。这个所有任务都具有的相同虚拟地址空间部分被称为全局地址空间（Global address space）。这也正是现代 Linux 操作系统使用虚拟地址空间的方式。

每个任务唯一的虚拟地址空间部分被称为局部地址空间（Local address space）。局部地址空间含有需要与系统中其他任务区别开的私有的代码和数据。由于每个任务中具有不同的局部地址空间，因此两个不同任务中对相同虚拟地址处的引用将转换到不同的物理地址处。这使得操作系统可以给与每个任务的内存相同的虚拟地址，但仍然能隔绝每个任务。另一方面，所有任务在全局地址空间中对相同虚拟地址的引用将被转换到同一个物理地址处。这给公共代码和数据（例如操作系统）的共享提供了支持。

2. 特权级保护

在一个任务中，定义了 4 个执行特权级（Privilege Levels），用于依据段中含有数据的敏感度以及任务中不同程序部分的受信程度，来限制对任务中各段的访问。最敏感的数据被赋予了最高特权级，它们只能被任务中最受信任的部分访问。不太敏感的数据被赋予较低的特权级，它们可以被任务中较低特权级的代

码访问。

特权级用数字 0 到 3 表示，0 具有最高特权级，而 3 则是最低特权级。每个内存段都与一个特权级相关联。这个特权级限制具有足够特权级的程序来访问一个段。我们知道，处理器从 CS 寄存器指定的段中取得和执行指令，当前特权级（Current Privilege Level），即 CPL 就是当前活动代码段的特权级，并且它定义了当前所执行程序的特权级别。CPL 确定了哪些段能够被程序访问。

每当程序企图访问一个段时，当前特权级就会与段的特权级进行比较，以确定是否有访问许可。在给定 CPL 级别上执行的程序允许访问同级别或低级别的数据段。任何对高级别段的引用都是非法的，并且会引发一个异常来通知操作系统。

每个特权级都有自己的程序栈，以避免使用共享栈带来的保护问题。当程序从一个特权级切换到另一个特权级上执行时，堆栈段也随之改换到新级别的堆栈中。

# 4.3 分段机制

分段机制可用于实现多种系统设计，范围从使用分段机制最小功能来实现程序保护的平坦模型，到使用分段机制创建一个可同时可靠地运行多个程序（或任务）的具有稳固操作环境的多段模型。

多段模型能够利用分段机制的全部功能以提供增强的代码、数据结构、程序和任务的保护措施。通常，每个程序（或任务）都使用自己的段描述符表以及自己的段。对程序来说段能够完全是私有的，或者是程序之间共享的。对所有段以及系统上运行程序各自执行环境的访问均由硬件控制。

访问检查不仅能够用来保护对段界限以外地址的引用，而且也能用来在某些段中防止执行不允许的操作。例如，因为代码段被设计成是只读形式的段，所以可以用硬件来防止对代码段执行写操作。段中的访问权限信息也可以用来设置保护环或级别。保护级别可用于保护操作系统程序不受应用程序非法访问。

## 4.3.1 段的定义

在前面概述中已经提到，保护模式中 80X86 提供了 4GB 的物理地址空间。这是处理器在其地址总线上可以寻址的地址空间。这个地址空间是平坦的，地址范围从 0 到 0xFFFFFFFF。这个物理地址空间可以映射到读写内存、只读内存以及内存映射 I/O 中。分段机制就是把虚拟地址空间中的虚拟内存组织成一些长度可变的称为段的内存块单元。80386 虚拟地址空间中的虚拟地址（逻辑地址）由一个段部分和一个偏移部分构成。段是虚拟地址到线性地址转换机制的基础。每个段由三部分参数定义：

1. 段基地址（Base address），指定段在线性地址空间中的开始地址。基地址是线性地址，对应于段中偏移 0 处。
2. 段限长（limit），是虚拟地址空间中段内最大可用偏移位置。它定义了段的长度。
3. 段属性（Attributes），指定段的特性。例如该段是否可读、可写或可作为一个程序执行；段的特权级等。

段限长定义了在虚拟地址空间中段的大小。段基址和段限长定义了段所映射的线性地址范围或区域。段内 0 到 limit 的地址范围对应线性地址中范围 base 到 base + limit。偏移量大于段限长的虚拟地址是无意义的，如果使用则会导致异常。另外，若访问一个段并没有得到段属性许可则也会导致异常。例如，如果你试图写一个只读的段，那么 80386 就会产生一个异常。另外，多个段映射到线性地址中的范围可以部分重叠或覆盖，甚至完全重叠，见图 4-6 所示。在本书介绍的 Linux 0.1x 系统中，一个任务的代码段和数据段的段限长相同，并被映射到线性地址完全相同而重叠的区域上。

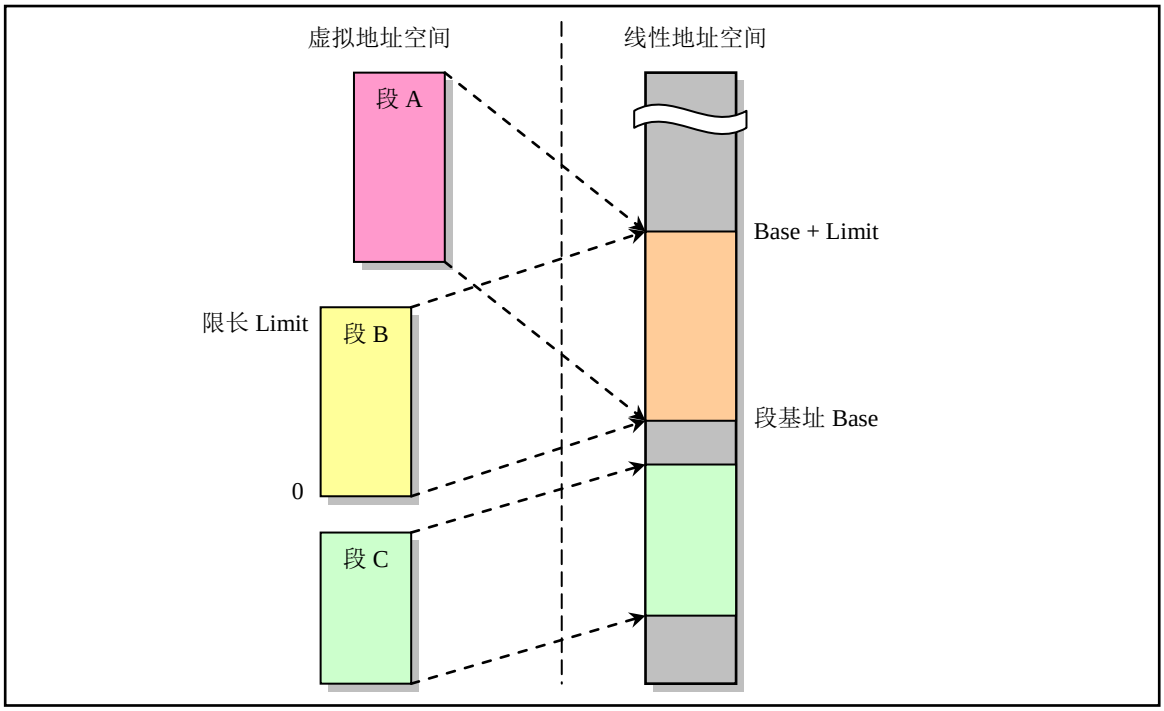



图 4-6 虚拟（逻辑）地址空间中的段映射到线性地址空间

段的基地址、段限长以及段的保护属性存储在一个称为段描述符（Segment Descriptor）的结构项中，有关段描述符的详细说明将在第 4.3.4 节中给出。在逻辑地址到线性地址的转换映射过程中会使用这个段描述符。段描述符保存在内存中的段描述符表（Descriptor table）中。段描述符表是包含段描述符项的一个简单数组。前面介绍的段选择符即用于通过指定表中一个段描述符的位置来指定相应的段。

即使利用段的最小功能，使用逻辑地址也能访问处理器地址空间中的每个字节。逻辑地址由 16 位的段选择符和 32 位的偏移量组成，见图 4-7 所示。段选择符指定字节所在的段，而偏移量指定该字节在段中相对于段基地址的位置。处理器会把每个逻辑地址转换成线性地址。线性地址是处理器线性地址空间中的 32 位地址。与物理地址空间类似，线性地址空间也是平坦的 4GB 地址空间，地址范围从 0 到 0xFFFFFFFF。线性地址空间中含有为系统定义的所有段和系统表。

为了把逻辑地址转换成一个线性地址，处理器会执行以下操作：

1. 使用段选择符中的偏移值（段索引）在全局描述符表 GDT 或局部描述符表 LDT 中定位相应的段描述符。（仅当一个新的段选择符加载到段寄存器中时才需要这一步。）
2. 利用段描述符检验段的访问权限和范围，以确保该段是可访问的并且偏移量位于段界限内。
3. 把段描述符中取得的段基地址加到偏移量上，最后形成一个线性地址。

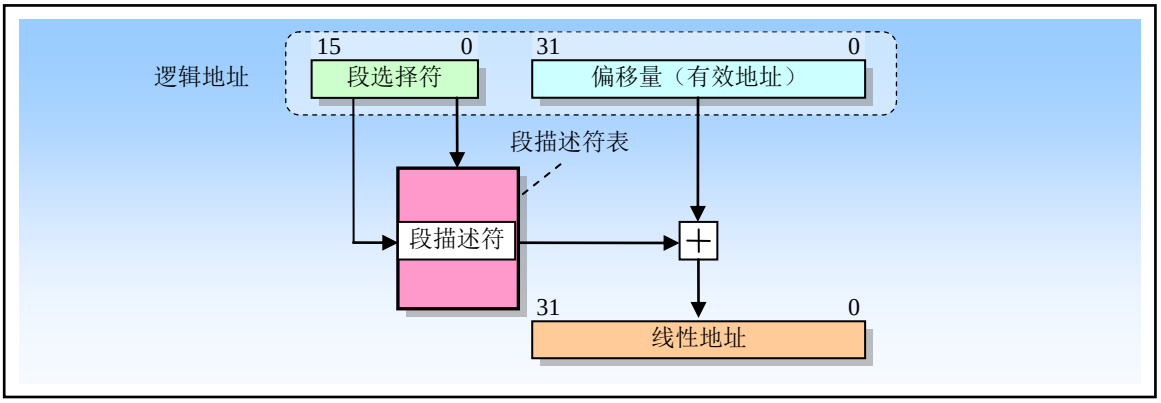


图 4-7 逻辑地址到线性地址的变换过程

如果没有开启分页，那么处理器直接把线性地址映射到物理地址（即线性地址被送到处理器地址总线上）。如果对线性地址空间进行了分页处理，那么就会使用二级地址转换把线性地址转换成物理地址。页转换将在稍后进行说明。

## 4.3.2 段描述符表

段描述符表是段描述符的一个数组，见图 4-8 所示。描述符表的长度可变，最多可以包含 8192 个 8 字节描述符。有两种描述符表：全局描述符表 GDT（Global descriptor table）；局部描述符表 LDT（Local descriptor table）。

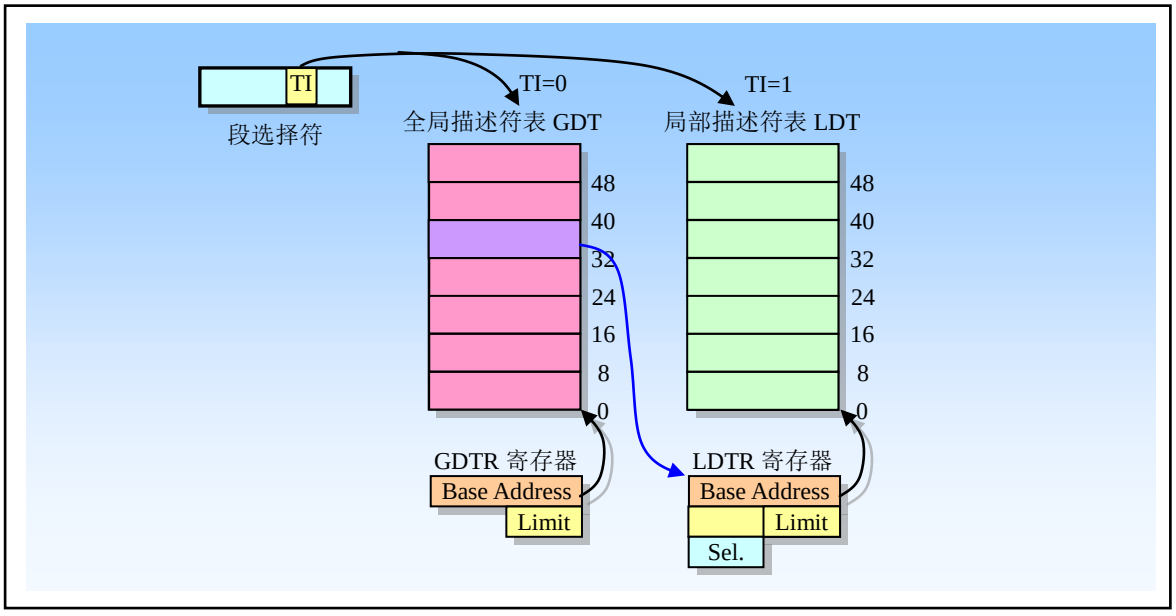



图 4-8 段描述符表结构

描述符表存储在由操作系统维护着的特殊数据结构中，并且由处理器的内存管理硬件来引用。这些特殊结构应该保存在仅由操作系统软件访问的受保护的内存区域中，以防止应用程序修改其中的地址转换信息。虚拟地址空间被分割成大小相等的两半。一半由 GDT 来映射变换到线性地址，另一半则由 LDT 来映射。整个虚拟地址空间共含有 $2^{14}$ 个段：一半空间（即 $2^{13}$ 个段）是由 GDT 映射的全局虚拟地址空间，另一半是由 LDT 映射的局部虚拟地址空间。通过指定一个描述符表（GDT 或 LDT）以及表中描述符号，我们就可以定位一个描述符。

当发生任务切换时，LDT 会更换成新任务的 LDT，但是 GDT 并不会改变。因此，GDT 所映射的一半虚拟地址空间是系统中所有任务共有的，但是 LDT 所映射的另一半则在任务切换时被改变。系统中所有任务共享的段由 GDT 来映射。这样的段通常包括含有操作系统的段以及所有任务各自的包含 LDT 的特殊段。LDT 段可以想象成属于操作系统的数据。

图 4-9 示出一个任务中的段如何能在 GDT 和 LDT 之间分开。图中共有 6 个段，分别用于两个应用程序（A 和 B）以及操作系统。系统中每个应用程序对应一个任务，并且每个任务有自己的 LDT。应用程序 A 在任务 A 中运行，拥有 $LDT_A$，用来映射段 $Code_A$ 和 $Data_A$。类似地，应用程序 B 在任务 B 中运行，使用 $LDT_B$ 来映射 $Code_B$ 和 $Data_B$ 段。包含操作系统内核的两个段 $Code_{OS}$ 和 $Data_{OS}$ 使用 GDT 来映射，这样它们可以被两个任务所共享。两个 LDT 段：$LDT_A$ 和 $LDT_B$ 也使用 GDT 来映射。

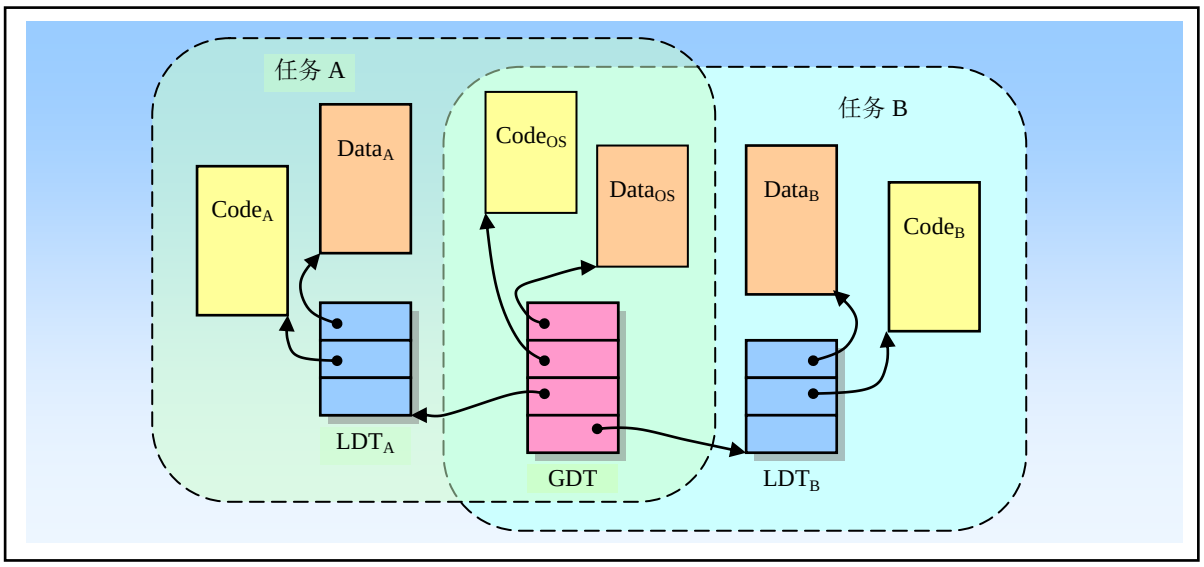



图 4-9 任务所用的段类型

当任务 A 在运行时，可访问的段包括 $LDT_A$ 映射的 $Code_A$ 和 $Data_A$ 段，加上 GDT 映射的操作系统的段 $Code_{OS}$ 和 $Data_{OS}$。当任务 B 在运行时，可访问的段包括 $LDT_B$ 映射的 $Code_B$ 和 $Data_B$ 段，加上 GDT 映射的段。

这个例子通过让每个任务使用不同的 LDT，演示了虚拟地址空间如何能够被组织成隔离每个任务。当任务 A 在运行时，任务 B 的段不是虚拟地址空间的部分，因此任务 A 没有办法访问任务 B 的内存。同样地，当任务 B 运行时，任务 A 的段也不能被寻址。这种使用 LDT 来隔离每个应用程序任务的方法，正是关键保护需求之一。

每个系统必须定义一个 GDT，并可用于系统中所有程序或任务。另外，可选定义一个或多个 LDT。例如，可以为每个运行任务定义一个 LDT，或者某些或所有任务共享一个 LDT。

GDT 本身并不是一个段，而是线性地址空间中的一个数据结构。GDT 的基线性地址和长度值必须加载进 GDTR 寄存器中。GDT 的基地址应该进行内存 8 字节对齐，以得到最佳处理器性能。GDT 的限长以字节为单位。与段类似，限长值加上基地址可得到最后表中最后一个字节的有效地址。限长为 0 表示有 1 个有效字节。因为段描述符总是 8 字节长，因此 GDT 的限长值应该设置成总是 8 的倍数减 1（即 8N-1）。

处理器并不使用 GDT 中的第 1 个描述符。把这个“空描述符”的段选择符加载进一个数据段寄存器（DS、ES、FS 或 GS）并不会产生一个异常，但是若使用这些加载了空描述符的段选择符访问内存时就肯定会产生一般保护性异常。通过使用这个段选择符初始化段寄存器，那么意外引用未使用的段寄存器肯定会产生一个异常。

LDT 表存放在 LDT 类型的系统段中。此时 GDT 必须含有 LDT 的段描述符。如果系统支持多 LDT 的话，那么每个 LDT 都必须在 GDT 中有一个段描述符和段选择符。一个 LDT 的段描述符可以存放在 GDT 表的任何地方。

访问 LDT 需使用其段选择符。为了在访问 LDT 时减少地址转换次数，LDT 的段选择符、基地址、段限长以及访问权限需要存放在 LDTR 寄存器中。

当保存 GDTR 寄存器内容时（使用 SGDT 指令），一个 48 位的“伪描述符”被存储在内存中。为了在用户模式（特权级 3）避免对齐检查出错，伪描述符应该存放在一个奇字地址处（即 地址 MOD 4 = 2）。这会让处理器先存放一个对齐的字，随后是一个对齐的双字（4 字节对齐处）。用户模式程序通常不会保存伪描述符，但是可以通过使用这种对齐方式来避免产生一个对齐检查出错的可能性。当使用 SIDT 指令保存 IDTR 寄存器内容时也需要使用同样的对齐方式。然而，当保存 LDTR 或任务寄存器（分别使用 SLTR 或 STR 指令）时，伪描述符应该存放在双字对齐的地址处（即 地址 MOD 4 = 0）。

### 4.3.3 段选择符

段选择符（或称段选择子）是段的一个 16 位标识符，见图 4-10 所示。段选择符并不直接指向段，而是指向段描述符表中定义段的段描述符。段选择符 3 个字段内容：

- 请求特权级 RPL（Requested Privilege Level）；
- 表指示标志 TI（Table Index）；
- 索引值（Index）。


图 4-10 段选择符结构

请求特权级字段 RPL 提供了段保护信息，将在后面作详细说明。表索引字段 TI 用来指出包含指定段描述符的段描述符表 GDT 或 LDT。TI=0 表示描述符在 GDT 中；TI=1 表示描述符在 LDT 中。索引字段给出了描述符在 GDT 或 LDT 表中的索引项号。可见，选择符通过定位段表中的一个描述符来指定一个段，并且描述符中包含有访问一个段的所有信息，例如段的基地址、段长度和段属性。

例如，图 4-11(a)中选择符（0x08）指定了 GDT 中具有 RPL=0 的段 1，其索引字段值是 1，TI 位是 0，指定 GDT 表。图 4-11(b)中选择符（0x10）指定了 GDT 中具有 RPL=0 的段 2，其索引字段值是 2，TI 位是 0，指定 GDT 表。图 4-11(c)中选择符（0x0f）指定了 LDT 中具有 RPL=3 的段 1，其索引字段值是 1，TI 位是 1，指定 LDT 表。图 4-11(d)中选择符（0x17）指定了 LDT 中具有 RPL=3 的段 2，其索引字段值是 2，TI 位是 1，指定 LDT 表。实际上，图 4-11 中的前 4 个选择符：(a)、(b)、(c)和(d)分别就是 Linux 0.1x 内核的内核代码段、内核数据段、任务代码段和任务数据段的选择符。图 4-11(e)中的选择符（0xffff）指定 LDT 表中 RPL=3 的段 8191。其索引字段值是 0b1111111111111（即 8191），TI 位等于 1，指定 LDT 表。

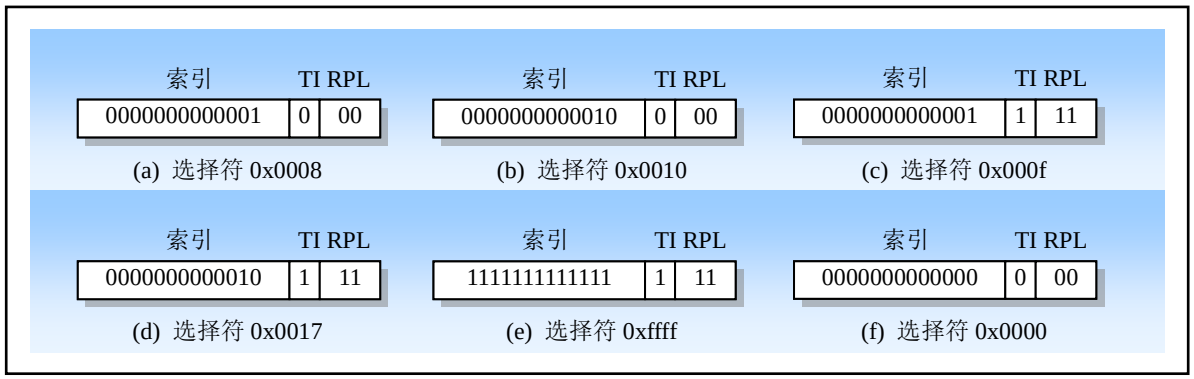



图 4-11 段选择符示例

另外，处理器不使用 GDT 表中的第 1 项。指向 GDT 该项的选择符（即索引值为 0，TI 标志为 0 的选择符）用作为“空选择符”，见图 4-11(f)所示。当把空选择符加载到一个段寄存器（除了 CS 和 SS 以外）中时，处理器并不产生异常。但是当使用含有空选择符的段寄存器用于访问内存时就会产生异常。当把空选择符加载到 CS 或 SS 段寄存器中时将会导致一个异常。

对应用程序来说段选择符是作为指针变量的一部分而可见，但选择符的值通常是由链接编辑器或链接

加载程序进行设置或修改，而非应用程序。

为减少地址转换时间和编程复杂性，处理器提供可存放最多 6 个段选择符的寄存器（见图 4-12 所示），即段寄存器。每个段寄存器支持特定类型的内存引用（代码、数据或堆栈）。原则上执行每个程序都起码需要把有效的段选择符加载到代码段（CS）、数据段（DS）和堆栈段（SS）寄存器中。处理器还另外提供三个辅助的数据段寄存器（ES、FS 和 GS），可被用于让当前执行程序（或任务）能够访问其他几个数据段。

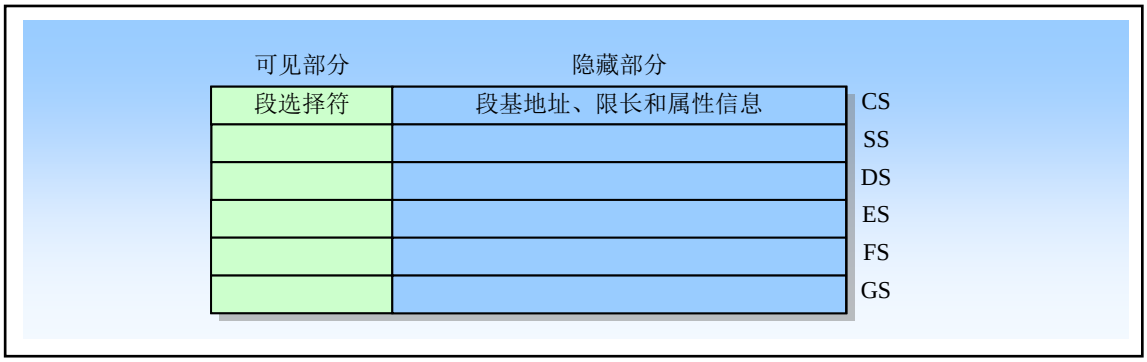



图 4-12 段寄存器结构

对于访问某个段的程序，必须已经把段选择符加载到一个段寄存器中。因此，尽管一个系统可以定义很多的段，但同时只有 6 个段可供立即访问。若要访问其他段就需要加载这些段的选择符。

另外，为了避免每次访问内存时都去引用描述符表，去读和解码一个段描述符，每个段寄存器都有一个“可见”部分和一个“隐藏”部分（隐藏部分也被称为“描述符缓冲”或“影子寄存器”）。当一个段选择符被加载到一个段寄存器可见部分中时，处理器也同时把段选择符指向的段描述符中的段地址、段限长以及访问控制信息加载到段寄存器的隐藏部分中。缓冲在段寄存器（可见和隐藏部分）中的信息使得处理器可以在进行地址转换时不再需要花费时间从段描述符中读取基地址和限长值。

由于影子寄存器含有描述符信息的一个拷贝，因此操作系统必须确保对描述符表的改动应反映在影子寄存器中。否则描述符表中一个段的基地址或限长被修改过，但改动却没有反映到影子寄存器中。处理这种问题最简捷的方法是在对描述符表中描述符作过任何改动之后就立刻重新加载 6 个段寄存器。这将把描述符表中的相应段信息重新加载到影子寄存器中。

为加载段寄存器，提供了两类加载指令：

1. 象 MOV、POP、LDS、LES、LSS、LGS 以及 LFS 指令。这些指令显式地直接引用段寄存器；
2. 隐式加载指令，例如使用长指针的 CALL、JMP 和 RET 指令、IRET、INTn、INTO 和 INT3 等指令。这些指令在操作过程中会附带改变 CS 寄存器（和某些其他段寄存器）的内容。

MOV 指令当然也可以用于把段寄存器可见部分内容存储到一个通用寄存器中。

### 4.3.4 段描述符

前面我们已经说明了使用段选择符来定位描述符表中的一个描述符。段描述符是 GDT 和 LDT 表中的一个数据结构项，用于向处理器提供有关一个段的位置和大小信息以及访问控制的状态信息。每个段描述符长度是 8 字节，含有三个主要字段：段基地址、段限长和段属性。段描述符通常由编译器、链接器、加载器或者操作系统来创建，但绝不是应用程序。图 4-13 示出了所有类型段描述符的一般格式。

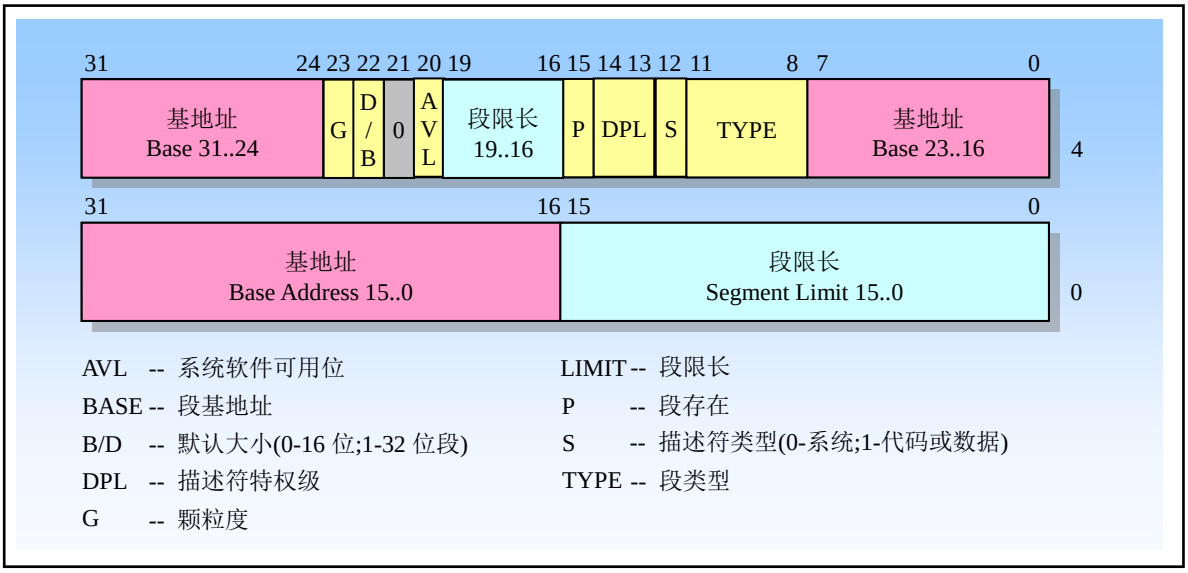



图 4-13 段描述符通用格式

一个段描述符中各字段和标志的含义如下：

（1）段限长字段 LIMIT（Segment limit field）段限长 Limit 字段用于指定段的长度。处理器会把段描述符中两个段限长字段组合成一个 20 位的值，并根据颗粒度标志 G 来指定段限长 Limit 值的实际含义。如果 G=0，则段长度 Limit 范围可从 1 字节到 1MB 字节，单位是字节。如果 G=1，则段长度 Limit 范围可从 4KB 到 4GB，单位是 4KB。

根据段类型中的段扩展方向标志 E，处理器以两种不同方式使用段限长 Limit。对于向上扩展的段（简称上扩段），逻辑地址中的偏移值范围可以从 0 到段限长值 Limit。大于段限长 Limit 的偏移值将产生一般保护性异常。对于向下扩展的段（简称下扩段），段限长 Limit 的含义相反。根据默认栈指针大小标志 B 的设置，偏移值范围可从段限长 Limit 到 0xFFFFFFFF 或 0xFFFF。而小于段限长 Limit 的偏移值将产生一般保护性异常。对于下扩段，减小段限长字段中的值会在该段地址空间底部分配新的内存，而不是在顶部分配。80X86 的栈总是向下扩展的，因此这种实现方式很适合扩展堆栈。

（2）基地址字段 BASE（Base address field）：该字段定义在 4GB 线性地址空间中一个段字节 0 所处的位置。处理器会把 3 个分立的基地址字段组合形成一个 32 位的值。段基地址应该对齐 16 字节边界。虽然这不是要求的，但通过把程序的代码和数据段对齐在 16 字节边界上，可以让程序具有最佳性能。

（3）段类型字段 TYPE（Type field）：类型字段指定段或门（Gate）的类型、说明段的访问种类以及段的扩展方向。该字段的解释依赖于描述符类型标志 S 指明是一个应用（代码或数据）描述符还是一个系统描述符。TYPE 字段的编码对代码、数据或系统描述符都不同，见图 4-14 所示。

（4）描述符类型标志 S（Descriptor type flag）：描述符类型标志 S 指明一个段描述符是系统段描述符（当 S=0）还是代码或数据段描述符（当 S=1）。

（5）描述符特权级字段 DPL（Descriptor privilege level）：DPL 字段指明描述符的特权级。特权级范围从 0 到 3。0 级特权级最高，3 级最低。DPL 用于控制对段的访问。

（6）段存在标志 P（Segment present）：段存在标志 P 指出一个段是在内存中（P=1）还是不在内存中（P=0）。当一个段描述符的 P 标志为 0 时，那么把指向这个段描述符的选择符加载进段寄存器将导致产生一个段不存在异常。内存管理软件可以使用这个标志来控制在某一给定时间实际需要把那个段加载进内存中。这个功能为虚拟存储提供了除分页机制以外的控制。图 4-15 给出了当 P=0 时的段描述符格式。当 P 标志为 0 时，操作系统可以自由使用格式中标注为可用（Avaliable）的字段位置来保存自己的数据，例如有关不存在段实际在什么地方的信息。

（7）D/B（默认操作大小/默认栈指针大小和/或上界限）标志（Default operation size/default stack pointer

size and/or upper bound）：根据段描述符描述的是一个可执行代码段、下扩数据段还是一个堆栈段，这个标志具有不同的功能。（对于 32 位代码和数据段，这个标志应该总是设置为 1；对于 16 位代码和数据段，这个标志被设置为 0。）

- 可执行代码段。此时这个标志称为 D 标志并用于指出该段中的指令引用有效地址和操作数的默认长度。如果该标志置位，则默认值是 32 位地址和 32 位或 8 位的操作数；如果该标志为 0，则默认值是 16 位地址和 16 位或 8 位的操作数。指令前缀 0x66 可以用来选择非默认值的操作数大小；前缀 0x67 可用来选择非默认值的地址大小。
- 栈段（由 SS 寄存器指向的数据段）。此时该标志称为 B（Big）标志，用于指明隐含堆栈操作（例如 PUSH、POP 或 CALL）时的栈指针大小。如果该标志置位，则使用 32 位栈指针并存放在 ESP 寄存器中；如果该标志为 0，则使用 16 位栈指针并存放在 SP 寄存器中。如果堆栈段被设置成一个下扩数据段，这个 B 标志也同时指定了堆栈段的上界限。
- 下扩数据段。此时该标志称为 B 标志，用于指明堆栈段的上界限。如果设置了该标志，则堆栈段的上界限是 0xFFFFFFFF（4GB）；如果没有设置该标志，则堆栈段的上界限是 0xFFFF（64KB）。

（8）颗粒度标志 G（Granularity）：该字段用于确定段限长字段 Limit 值的单位。如果颗粒度标志为 0，则段限长值的单位是字节；如果设置了颗粒度标志，则段限长值使用 4KB 单位。（这个标志不影响段基地址的颗粒度，基地址的颗粒度总是字节单位。）若设置了 G 标志，那么当使用段限长来检查偏移值时，并不会去检查偏移值的 12 位最低有效位。例如，当 G=1 时，段限长为 0 表明有效偏移值为 0 到 4095。

（9）可用和保留比特位（Available and reserved bits）：段描述符第 2 个双字的位 20 可供系统软件使用；位 21 是保留位并应该总是设置为 0。

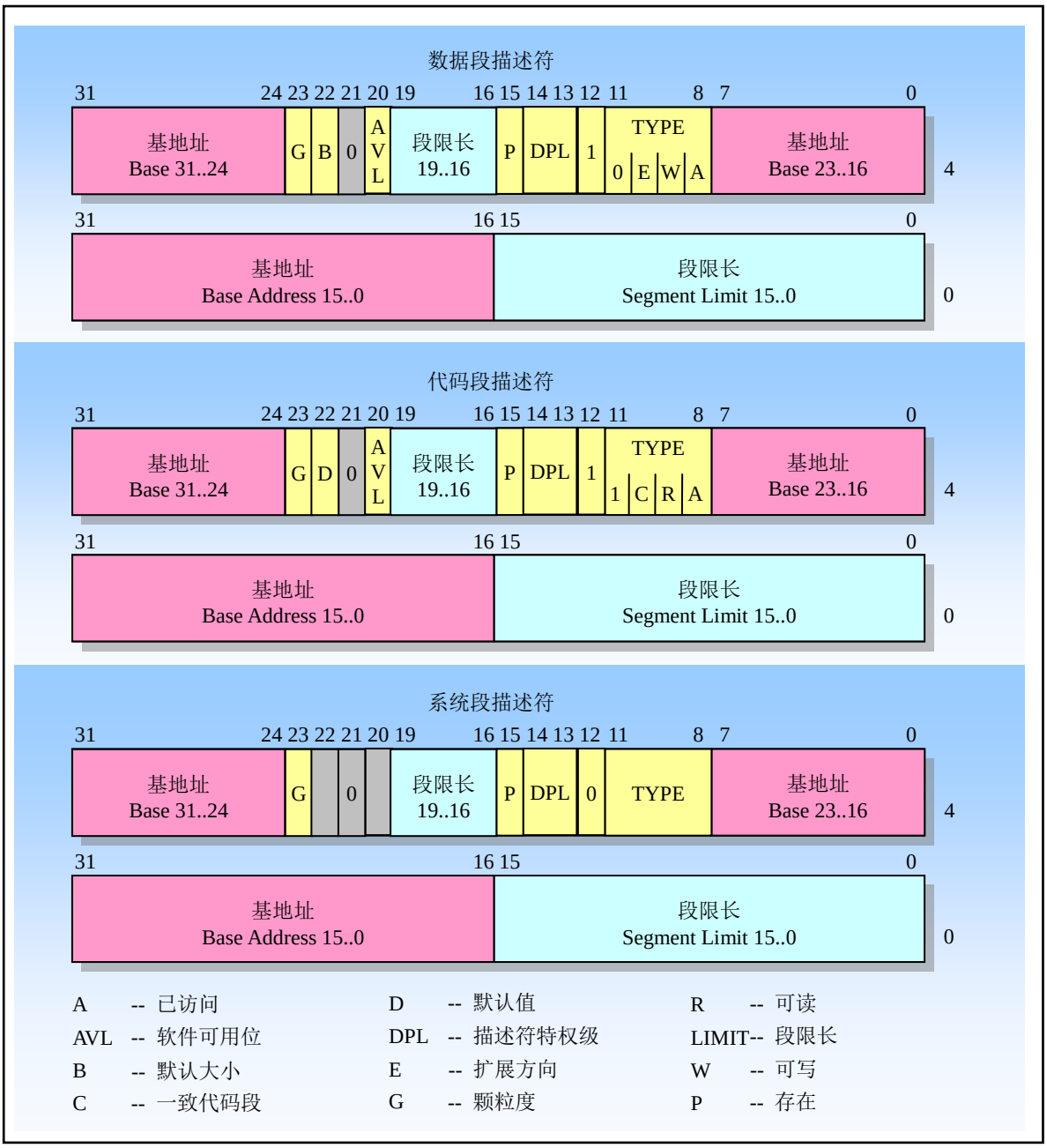



图 4-14 代码段、数据段和系统段描述符格式

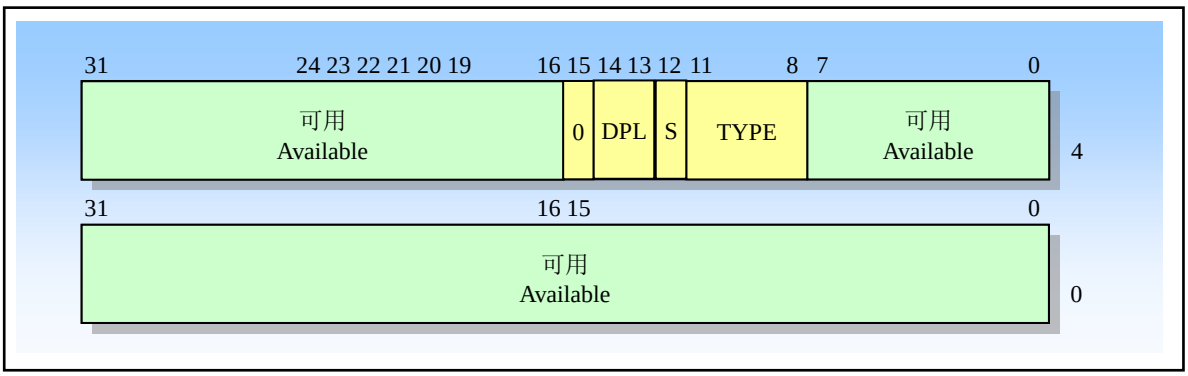



图 4-15 当存在位 P=0 时的段描述符格式

### 4.3.5 代码和数据段描述符类型

当段描述符中 S（描述符类型）标志被置位，则该描述符用于代码或数据段。此时类型字段中最高比特位（第 2 个双字的位 11）用于确定是数据段的描述符（复位）还是代码段的描述符（置位）。

对于数据段的描述符，类型字段的低 3 位（位 8、9、10）被分别用于表示已访问 A（Accessed）、可写 W（Write-enable）和扩展方向 E（Expansion-direction），参见表 4-3 中有关代码和数据段类型字段比特位的说明。根据可写比特位 W 的设置，一个数据段可以是只读的，也可以是可读可写的。

表 4-3 代码段和数据段描述符类型

| 类型（TYPE）字段 | | | | | 描述符类型 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 十进制 | 位 11 | 位 10 | 位 9 | 位 8 | | |
| | | E | W | A | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 数据 | 只读 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 数据 | 只读，已访问 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 数据 | 可读/写 |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 数据 | 可读/写，已访问 |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 数据 | 向下扩展，只读 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 数据 | 向下扩展，只读，已访问 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 数据 | 向下扩展，可读/写 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 数据 | 向下扩展，可读/写，已访问 |
| | | C | R | A | | |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 代码 | 仅执行 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 代码 | 仅执行，已访问 |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | 代码 | 执行/可读 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 代码 | 执行/可读，已访问 |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 代码 | 一致性段，仅执行 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | 代码 | 一致性段，仅执行，已访问 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 代码 | 一致性段，执行/可读 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 代码 | 一致性段，执行/可读，已访问 |

堆栈段必须是可读/写的数据段。若使用不可写数据段的选择符加载到 SS 寄存器中，将导致一个一般保护异常。如果堆栈段的长度需要动态地改变，那么堆栈段可以是一个向下扩展的数据段（扩展方向标志置位）。这里，动态改变段限长将导致栈空间被添加到栈底部。

已访问比特位指明自从上次操作系统复位该位之后一个段是否被访问过。每当处理器把一个段的段选择符加载进段寄存器，它就会设置该位。该位需要明确地清除，否则一直保持置位状态。该位可用于虚拟内存管理和调试。

对于代码段，类型字段的低 3 位被解释成已访问 A（Accessed）、可读 R（Read-enable）和一致的 C（Conforming）。根据可读 R 标志的设置，代码段可以是只能执行、可执行/可读。当常数或其他静态数据以及指令码被放在了一个 ROM 中时就可以使用一个可执行/可读代码段。这里，通过使用带 CS 前缀的指令或者把代码段选择符加载进一个数据段寄存器（DS、ES、FS 或 GS），我们可以读取代码段中的数据。在保护模式下，代码段是不可写的。

代码段可以是一致性的或非一致性的。向更高特权级一致性代码段的执行控制转移，允许程序以当前

特权级继续执行。向一个不同特权级的非一致性代码段的转移将导致一般保护异常，除非使用了一个调用门或任务门（有关一致性和非一致性代码段的详细信息请参见“直接调用或跳转到代码段”）。不访问保护设施的系统工具以及某些异常类型（例如除出错、溢出）的处理过程可以存放在一致性代码段中。需要防止低特权级程序或过程访问的工具应该存放在非一致性代码段中。

所有数据段都是非一致性的，即意味着它们不能被低特权级的程序或过程访问。然而，与代码段不同，数据段可以被更高特权级的程序或过程访问，而无须使用特殊的访问门。

如果 GDT 或 LDT 中一个段描述符被存放在 ROM 中，那么若软件或处理器试图更新（写）在 ROM 中的段描述符时，处理器就会进入一个无限循环。为了防止这个问题，需要存放在 ROM 中的所有描述符的已访问位应该预先设置成置位状态。同时，删除操作系统中任何试图修改 ROM 中段描述符的代码。

### 4.3.6 系统描述符类型

当段描述符中的 S 标志（描述符类型）是复位状态（0）的话，那么该描述符是一个系统描述符。处理器能够识别以下一些类型的系统段描述符：

- 局部描述符表（LDT）的段描述符；
- 任务状态段（TSS）描述符；
- 调用门描述符；
- 中断门描述符；
- 陷阱门描述符；
- 任务门描述符。

这些描述符类型可分为两大类：系统段描述符和门描述符。系统段描述符指向系统段（如 LDT 和 TSS 段），门描述符就是一个“门”，对于调用、中断或陷阱门，其中含有代码段的选择符和段中程序入口点的指针；对于任务门，其中含有 TSS 的段选择符。表 4-4 给出了系统段描述符和门描述符类型字段的编码。

表 4-4 系统段和门描述符类型

| 类型（TYPE）字段 | | | | | 说明 | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 十进制 | 位 11 | 位 10 | 位 9 | 位 8 | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | Reserved | 保留 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 16-Bit TSS (Available) | 16 位 TSS（可用） |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | LDT | LDT |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 16-Bit TSS (Busy) | 16 位 TSS（忙） |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 16-Bit Call Gate | 16 位调用门 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | Task Gate | 任务门 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 16-Bit Interrupt Gate | 16 位中断门 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 16-Bit Trap Gate | 16 位陷阱门 |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | Reserved | 保留 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 32-Bit TSS (Available) | 32 位 TSS（可用） |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | Reserved | 保留 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 32-Bit TSS (Busy) | 32 位 TSS（忙） |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 32-Bit Call gate | 32 位调用门 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | Reserved | 保留 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 32-Bit Interrupt Gate | 32 位中断门 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 32-Bit Trap Gate | 32 位陷阱门 |

有关 TSS 状态段和任务门的使用方法将在任务管理一节中进行说明，调用门的使用方法将放在保护一节中说明，中断和陷阱门的使用方法将在中断和异常处理一节中给予说明。

# 4.4 分页机制

分页机制是 80X86 内存管理机制的第二部分。它在分段机制的基础上完成线性地址到物理地址转换的过程。分段机制把逻辑地址转换成线性地址，而分页则把线性地址转换成物理地址。分页可以用于任何一种分段模型。处理器分页机制会把线性地址空间（段已映射到其中）划分成页面，然后这些线性地址空间页面被映射到物理地址空间的页面上。分页机制几种页面级保护措施，可和分段机制保护机制合用或替代分段机制的保护措施。例如，在基于页面的基础上可以加强读/写保护。另外，在页面单元上，分页机制还提供了用户 - 超级用户两级保护。

我们通过设置控制寄存器 CR0 的 PG 位可以启用分页机制。如果 PG=1，则启用分页操作，处理器会使用本节描述的机制将线性地址转换成物理地址。如果 PG=0，则禁用分页机制，此时分段机制产生的线性地址被直接用作物理地址。

前面介绍的分段机制在各种可变长度的内存区域上操作。与分段机制不同，分页机制对固定大小的内存块（称为页面）进行操作。分页机制把线性和物理地址空间都划分成页面。线性地址空间中的任何页面可以被映射到物理地址空间的任何页面上。图 4-16 示出了分页机制是如何把线性和物理地址空间都划分成各个页面，并在这两个空间之间提供了任意映射。图中的箭头把线性地址空间中的页面与物理地址空间中的页面对应了起来。

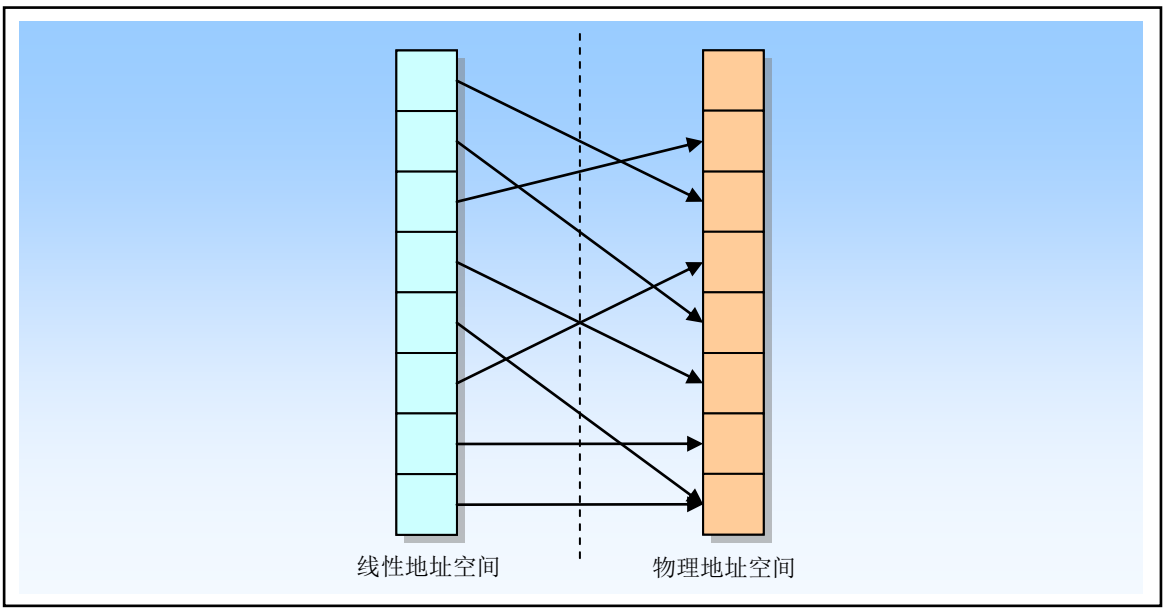



图 4-16 线性地址空间页面到物理地址空间页面对应示意图

80X86 使用 4K（$2^{12}$）字节固定大小的页面。每个页面均是 4KB，并且对齐于 4K 地址边界处。这表示分页机制把 $2^{32}$ 字节（4GB）的线性地址空间划分成 $2^{20}$（1M = 1048576）个页面。分页机制通过把线性地址空间中的页面重新定位到物理地址空间中进行操作。由于 4K 大小的页面作为一个单元进行映射，并且对齐于 4K 边界，因此线性地址的低 12 比特位可作为页内偏移量直接作为物理地址的低 12 位。分页机制执行的重定位功能可以看作是把线性地址的高 20 位转换到对应物理地址的高 20 位。

另外，线性到物理地址的转换功能被扩展成允许一个线性地址被标注为无效的，而非让其产生一个物理地址。在两种情况下一个页面可以被标注为无效的：①操作系统不支持的线性地址；②对应在虚拟内存

系统中的页面在磁盘上而非在物理内存中。在第一种情况下，产生无效地址的程序必须被终止。在第二种情况下，该无效地址实际上是请求操作系统虚拟内存管理器把对应页面从磁盘上加载到物理内存中，以供程序访问。因为无效页面通常与虚拟存储系统相关，因此它们被称为不存在的页面，并且由页表中称为存在（present）的属性来确定。

在保护模式中，80X86 允许线性地址空间直接映射到大容量的物理内存（例如 4GB 的 RAM）上，或者（使用分页）间接地映射到较小容量的物理内存和磁盘存储空间中。这后一种映射线性地址空间的方法被称为虚拟存储或者需求页（Demand-paged）虚拟存储。

当使用分页时，处理器会把线性地址空间划分成固定大小的页面（长度 4KB），这些页面可以映射到物理内存中和/或磁盘存储空间中。当一个程序（或任务）引用内存中的逻辑地址时，处理器会把该逻辑地址转换成一个线性地址，然后使用分页机制把该线性地址转换成对应的物理地址。

如果包含线性地址的页面当前不在物理内存中，处理器就会产生一个页错误异常。页错误异常的处理程序通常就会让操作系统从磁盘中把相应页面加载到物理内存中（操作过程中可能还会把物理内存中不同的页面写到磁盘上）。当页面加载到物理内存中之后，从异常处理过程的返回操作会使得导致异常的指令被重新执行。处理器用于把线性地址转换成物理地址和用于产生页错误异常（若必要的话）的信息包含在存储于内存中的页目录和页表中。

分页与分段最大的不同之处在于分页使用了固定长度的页面。段的长度通常与存放在其中的代码或数据结构具有相同的长度。与段不同，页面有固定的长度。如果仅使用分段地址转换，那么存储在物理内存中的一个数据结构将包含其所有的部分。但如果使用了分页，那么一个数据结构就可以一部分存储于物理内存中，而另一部分保存在磁盘中。

为了减少地址转换所要求的总线周期数量，最近访问的页目录和页表会被存放在处理器的缓冲器件中，该缓冲器件被称为转换查找缓冲区 TLB（Translation Lookaside Buffer）。TLB 可以满足大多数读页目录和页表的请求而无需使用总线周期。只有当 TLB 中不包含要求的页表项时才会使用额外的总线周期从内存中读取页表项，这通常在一个页表项很长时间没有访问过时才会出现这种情况。

## 4.4.1 页表结构

分页转换功能由驻留在内存中的表来描述，该表称为页表（page table），存放在物理地址空间中。页表可以看作是简单的具有 2^20 个项的数组。线性到物理地址的映射功能可以简单地看作是进行数组查找。线性地址的高 20 位构成这个数组的索引值，用于选择对应页面的物理（基）地址。线性地址的低 12 位给出了页面中的偏移量，加上页面的基地址最终形成对应的物理地址。由于页面基地址对齐在 4K 边界上，因此页面基地址的低 12 位肯定是 0。这意味着高 20 位的页面基地址和 12 位偏移量连接组合在一起就能得到对应的物理地址。

页表中每个页表项大小为 32 位。由于只需要其中的 20 位来存放页面的物理基地址，因此剩下的 12 位可用于存放诸如页面是否存在等的属性信息。如果线性地址索引的页表项被标注为存在的，则表示该项即有效，我们可以从中取得页面的物理地址。如果项中表明不存在，那么当访问对应物理页面时就会产生一个异常。

### 4.4.1.1 两级页表结构

页表含有 $2^{20}$（1M）个表项，而每项占用 4 字节。如果作为一个表来存放的话，它们最多将占用 4MB 的内存。因此为了减少内存占用量，80X86 使用了两级表。由此，高 20 位线性地址到物理地址的转换也被分成两步来进行，每步使用（转换）其中 10 个比特。

第一级表称为页目录（page directory）。它被存放在 1 页 4K 页面中，具有 $2^{10}$（1K）个 4 字节长度的表项。这些表项指向对应的二级表。线性地址的最高 10 位（位 31--22）用作一级表（页目录）中的索引值来选择 $2^{10}$ 个二级表之一。

第二级表称为页表（page table），它的长度也是 1 个页面，最多含有 1K 个 4 字节的表项。每个 4 字节表项含有相关页面的 20 位物理基地址。二级页表使用线性地址中间 10 位（位 21--12）作为表项索引值，

以获取含有页面 20 位物理基地址的表项。该 20 位页面物理基地址和线性地址中的低 12 位（页内偏移）组合在一起就得到了分页转换过程的输出值，即对应的最终物理地址。

图 4-17 示出了二级表的查找过程。其中 CR3 寄存器指定页目录表的基地址。线性地址的高 10 位用于索引这个页目录表，以获得指向相关第二级页表的指针。线性地址中间 10 位用于索引二级页表，以获得物理地址的高 20 位。线性地址的低 12 位直接作为物理地址低 12 位，从而组成一个完整的 32 位物理地址。

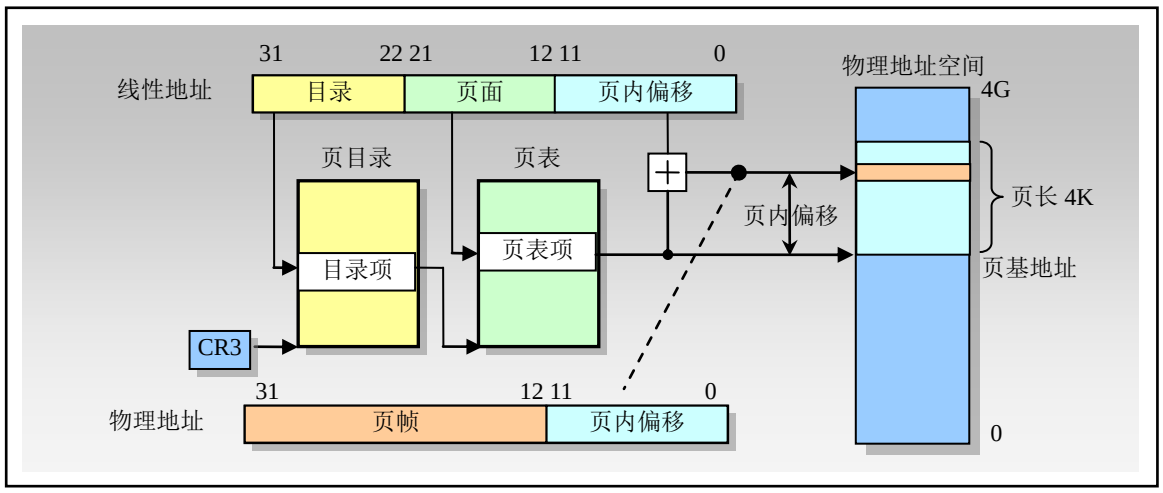



**图 4-17 线性地址和物理地址之间的变换**

#### 4.4.1.2 不存在的页表

通过使用二级表结构，我们还没有解决需要使用 4MB 内存来存放页表的问题。实际上，我们把问题搞得有些复杂了。因为我们需要另增一个页面来存放目录表。然而，二级表结构允许页表被分散在内存各个页面中，而不需要保存在连续的 4MB 内存块中。另外，并不需要为不存在的或线性地址空间未使用部分分配二级页表。虽然目录表页面必须总是存在于物理内存中，但是二级页表可以在需要时再分配。这使得页表结构的大小对应于实际使用的线性地址空间大小。

页目录表中每个表项也有一个存在（present）属性，类似于页表中的表项。页目录表项中的存在属性指明对应的二级页表是否存在。如果目录表项指明对应的二级页表存在，那么通过访问二级表，表查找过程第 2 步将同如上描述继续下去。如果存在位表明对应的二级表不存在，那么处理器就会产生一个异常来通知操作系统。页目录表项中的存在属性使得操作系统可以根据实际使用的线性地址范围来分配二级页表页面。

目录表项中的存在位还可以用于在虚拟内存中存放二级页表。这意味着在任何时候只有部分二级页表需要存放在物理内存中，而其余的可保存在磁盘上。处于物理内存中页表对应的页目录项将被标注为存在，以表明可用它们进行分页转换。处于磁盘上的页表对应的页目录项将被标注为不存在。由于二级页表不存在而引发的异常会通知操作系统把缺少的页表从磁盘上加载进物理内存。把页表存储在虚拟内存中减少了保存分页转换表所需要的物理内存量。

### 4.4.2 页表项格式

页目录和页表的表项格式见图 4-18 所示。其中位 31--12 含有物理地址的高 20 位，用于定位物理地址空间中一个页面（也称为页帧）的物理基地址。表项的低 12 位含有页属性信息。我们已经讨论过存在属性，这里简要说明其余属性的功能和用途。

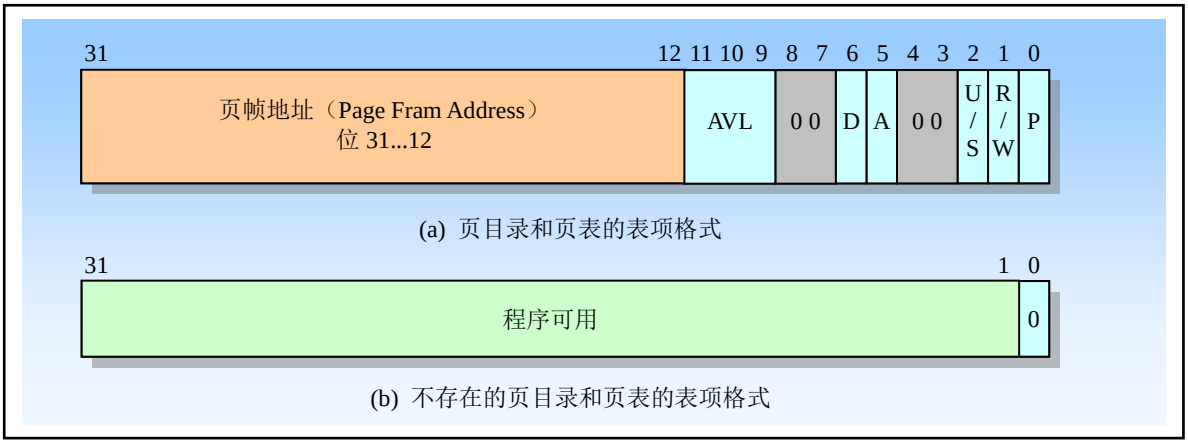



图 4-18 页目录和页表的表项格式

- P -- 位 0 是存在（Present）标志，用于指明表项对地址转换是否有效。P=1 表示有效；P=0 表示无效。在页转换过程中，如果说涉及的页目录或页表的表项无效，则会导致一个异常。如果 P=0，那么除表示表项无效外，其余比特位可供程序自由使用，见图 4-18(b)所示。例如，操作系统可以使用这些位来保存已存储在磁盘上的页面的序号。
- R/W -- 位 1 是读/写（Read/Write）标志。如果等于 1，表示页面可以被读、写或执行。如果为 0，表示页面只读或可执行。当处理器运行在超级用户特权级（级别 0、1 或 2）时，则 R/W 位不起作用。页目录项中的 R/W 位对其所映射的所有页面起作用。
- U/S -- 位 2 是用户/超级用户（User/Supervisor）标志。如果为 1，那么运行在任何特权级上的程序都可以访问该页面。如果为 0，那么页面只能被运行在超级用户特权级（0、1 或 2）上的程序访问。页目录项中的 U/S 位对其所映射的所有页面起作用。
- A -- 位 5 是已访问（Accessed）标志。当处理器访问页表项映射的页面时，页表表项的这个标志就会被置为 1。当处理器访问页目录表项映射的任何页面时，页目录表项的这个标志就会被置为 1。处理器只负责设置该标志，操作系统可通过定期地复位该标志来统计页面的使用情况。
- D -- 位 6 是页面已被修改（Dirty）标志。当处理器对一个页面执行写操作时，就会设置对应页表表项的 D 标志。处理器并不会修改页目录项中的 D 标志。
- AVL -- 该字段保留专供程序使用。处理器不会修改这几位，以后的升级处理器也不会。

### 4.4.3 虚拟存储

页目录和页表表项中的存在标志 P 为使用分页技术的虚拟存储提供了必要的支持。若线性地址空间中的页面存在于物理内存中，则对应表项中的标志 P=1，并且该表项中含有相应物理地址。页面不在物理内存中的表项其标志 P = 0。如果程序访问物理内存中不存在的页面，处理器就会产生一个缺页异常。此时操作系统就可以利用这个异常处理过程把缺少的页面从磁盘上调入物理内存中，并把相应物理地址存放在表项中。最后在返回程序重新执行引起异常的指令之前设置标志 P=1。

已访问标志 A 和已修改标志 D 可以用于有效地实现虚拟存储技术。通过周期性地检查和复位所有 A 标志，操作系统能够确定哪些页面最近没有访问过。这些页面可以成为移出到磁盘上的候选者。假设当一页面从磁盘上读入内存时，其脏标志 D=0，那么当页面再次被移出到磁盘上时，若 D 标志还是为 0，则该页面就无需被写入磁盘中。若此时 D=1，则说明页面内容已被修改过，于是就必须将该页面写到磁盘上。

## 4.5 保护

保护机制是可靠的多任务运行环境所必须的。它可用于保护各个任务免受相互之间的干扰。在软件开

发的任何阶段都可以使用段级和页级保护来协助寻找和检测设计问题和错误。当程序对错误内存空间执行了一次非期望的引用，保护机制可以阻止这种操作并且报告此类事件。

保护机制可以被用于分段和分页机制。处理器寄存器的 2 个比特位定义了当前执行程序的特权级，称为当前特权级 CPL（Current Privilege Level）。在分段和分页地址转换过程中，处理器将对 CPL 进行验证。

通过设置控制寄存器 CR0 的 PE 标志（位 0）可以让处理器工作在保护模式下，从而也就开启了分段保护机制。一旦进入保护模式，处理器中并不存在明确的控制标志来停止或启用保护机制。不过基于特权级的保护机制部分可以通过把所有段选择符和段描述符的特权级都设置为 0 级来隐含地关闭。这种处理方式可以在段之间禁止特权级保护壁垒，但是其他段长度和段类型检查等保护机制仍然起作用。

设置控制寄存器 CR0 的 PG 标志（位 31）可以开启分页机制，同时也开启了分页保护机制。同样，处理器中也没有相关的标志用来在分页开启条件下禁止或开启页级保护机制。但是通过设置每个页目录项和页表项的读/写（R/W）标志和用户/超级用户（U/S）标志，我们可以禁止页级保护机制。设置这两个标志可以使得每个页面都可以被任意读/写，因此实际上也就禁止了页级保护。

对于分段级保护机制，处理器使用段寄存器中选择符（RPL 和 CPL）和段描述符中各个字段执行保护验证。对于分页机制，则主要利用页目录和页表项中的 R/W 和 U/S 标志来实现保护操作。

## 4.5.1 段级保护

在保护模式下，80X86 提供了段级和页级保护机制。这种保护机制根据特权级（4 级段保护和 2 级页保护）提供了对某些段和页面的访问限制能力。例如，操作系统代码和数据存放在要比普通应用程序具有高特权级的段中。此后处理器的保护机制将会限制应用程序只能按照受控制的和规定的方式访问操作系统的代码和数据。

当使用保护机制时，每个内存引用都将受到检察以验证内存引用符合各种保护要求。因为检查操作是与地址变换同时并行操作，所以处理器性能并没有受到影响。所进行的保护检查可分为以下几类：

- 段界限检查；
- 段类型检查；
- 特权级检查；
- 可寻址范围限制；
- 过程入口点限制；
- 指令集限制。

所有违反保护的操作都将导致产生一个异常。下面各节描述保护模式下的保护机制。

### 4.5.1.1 段限长 Limit 检查

段描述符的段限长（或称段界限）字段用于防止程序或过程寻址到段外内存位置。段限长的有效值依赖于颗粒度 G 标志的设置状态。对于数据段，段限长还与标志 E（扩展方向）和标志 B（默认栈指针大小和/或上界限）有关。E 标志是数据段类型的段描述符中类型字段的一个比特位。

当 G 标志清零时（字节颗粒度），有效的段长度是 20 位的段描述符中段限长字段 Limit 的值。在这种情况下，Limit 的范围从 0 到 0xFFFFF（1MB）。当 G 标志置位时（4KB 页颗粒度），处理器把 Limit 字段的值乘上一个因子 4K。在这种情况下，有效的 Limit 范围是从 0xFFF 到 0xFFFFFFFF（4GB）。请注意，当设置了 G 标志时，段偏移（地址）的低 12 位不会与 Limit 进行对照检查。例如，当段限长 Limit 等于 0 时，偏移值 0 到 0xFFF 仍然是有效的。

除了下扩段以外的所有段类型，有效 Limit 的值是段中允许被访问的最后一个地址，它要比段长度小 1 个字节。任何超出段限长字段指定的有效地址范围都将导致产生一个一般保护异常。

对于下扩数据段，段限长具有同样的功能，但其含义不同。这里，段限长指定了段中最后一个不允许访问的地址，因此在设置了 B 标志的情况下，有效偏移范围是从（有效段偏移+1）到 0xFFFF FFFF；当 B 清零时，有效偏移值范围是从（有效段偏移+1）到 0xFFFF。当下扩段的段限长为 0 时，段会有最大长度。

除了对段限长进行检查，处理器也会检查描述符表的长度。GDTR、IDTR 和 LDTR 寄存器中包含有

16 位的限长值，处理器用它来防止程序在描述符表的外面选择描述符。描述符表的限长值指明了表中最后一个有效字节。因为每个描述符是 8 字节长，因此含有 N 个描述符项的表应该具有限长值 8N-1。

选择符可以具有 0 值。这样的选择符指向 GDT 表中的第一个不用的描述符项。尽管这个空选择符可以被加载进一个段寄存器中，但是任何使用这种描述符引用内存的企图都将产生一个一般保护性异常。

#### 4.5.1.2 段类型 TYPE 检查

除了应用程序代码和数据段有描述符以外，处理器还有系统段和门两种描述符类型。这些数据结构用于管理任务以及异常和中断。请注意，并非所有的描述符都定义一个段，门描述符中存放有指向一个过程入口点的指针。段描述符在两个地方含有类型信息，即描述符中的 S 标志和类型字段 TYPE。处理器利用这些信息对由于非法使用段或门导致的编程错误进行检测。

S 标志用于指出一个描述符是系统类型的还是代码或数据类型的。TYPE 字段另外提供了 4 个比特位用于定义代码、数据和系统描述符的各种类型。上一节的表给出了代码和数据描述符 TYPE 字段的编码；另一个表给出了系统描述符 TYPE 字段的编码。

当操作段选择符和段描述符时，处理器会随时检查类型信息。主要在以下两种情况下检查类型信息：

1. 当一个描述符的选择符加载进一个段寄存器中。此时某些段寄存器只能存放特定类型的描述符，例如：
   - CS 寄存器中只能被加载进一个可执行段的选择符；
   - 不可读可执行段的选择符不能被加载进数据段寄存器中；
   - 只有可写数据段的选择符才能被加载进 SS 寄存器中。
2. 当指令访问一个段，而该段的描述符已经加载进段寄存器中。指令只能使用某些预定义的方法来访问某些段。
   - 任何指令不能写一个可执行段；
   - 任何指令不能写一个可写位没有置位的数据段；
   - 任何指令不能读一个可执行段，除非可执行段设置了可读标志。

#### 4.5.1.3 特权级

处理器的段保护机制可以识别 4 个特权级（或特权层），0 级到 3 级。数值越大，特权越小。图 4-19 示出了这些特权级如何能被解释成保护环形式。环中心（保留给最高级的代码、数据和堆栈）用于含有最紧要软件的段，通常用于操作系统核心部分。中间两个环用于较为紧要的软件。只使用 2 个特权级的系统应该使用特权级 0 和 3。

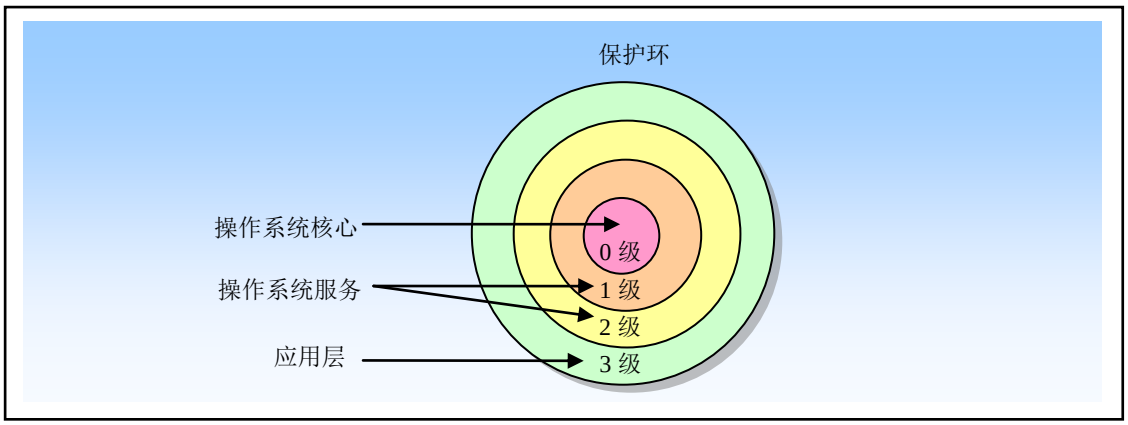



图 4-19 处理器特权级示意图

处理器利用特权级来防止运行在较低特权级的程序或任务访问具有较高特权级的一个段，除非是在受控的条件下。当处理器检测到一个违反特权级的操作时，它就会产生一个一般保护性异常。

为了在各个代码段和数据段之间进行特权级检测处理，处理器可以识别以下三种类型的特权级：

- 当前特权级 CPL（Current Privilege Level）。CPL 是当前正在执行程序或任务的特权级。它存放在 CS 和 SS 段寄存器的位 0 和位 1 中。通常，CPL 等于当前代码段的特权级。当程序把控制转移到另一个具有不同特权级的代码段中时，处理器就会改变 CPL。当访问一个一致性（conforming）代码段时，则处理器对 CPL 的设置有些不同。特权级值高于（即低特权级）或等于一致代码段 DPL 的任何段都可以访问一致代码段。并且当处理器访问一个特权级不同于 CPL 的一致代码段时，CPL 并不会被修改成一致代码段的 DPL。
- 描述符特权级 DPL（Descriptor Privilege Level）。DPL 是一个段或门的特权级。它存放在段或门描述符的 DPL 字段中。在当前执行代码段试图访问一个段或门时，段或门的 DPL 会用来与 CPL 以及段或门选择符中的 RPL（见下面说明）作比较。根据被访问的段或门的类型不同，DPL 也有不同的含义：
  - 数据段（Data Segment）。其 DPL 指出允许访问本数据段的程序或任务应具有的最大特权级数值。例如，如果数据段的特权级 DPL 是 1，那么只有运行在 CPL 为 0 或 1 的程序可以访问这个段。
  - 非一致代码段（Nonconforming code segment）（不使用调用门）。其 DPL 指出程序或任务访问该段必须具有的特权级。例如，如果某个非一致代码段的 DPL 是 0，那么只有运行在 CPL 为 0 的程序能够访问这个段。
  - 调用门（Call Gate）。其 DPL 指出访问调用门的当前执行程序或任务可处于的最大特权级数值。（这与数据段的访问规则相同。）
  - 一致和非一致代码段（通过调用门访问）。其 DPL 指出允许访问本代码段的程序或任务应具有的最小特权级数值。例如，如果一致代码段的 DPL 是 2，那么运行在 CPL 为 0 的程序就不能访问这个代码段。
  - 任务状态段 TSS。其 DPL 指出访问 TSS 的当前执行程序或任务可处于的最大特权级数值。（这与数据段的访问规则相同。）
- 请求特权级 RPL（Request Privilege Level）。RPL 是一种赋予段选择符的超越特权级，它存放在选择符的位 0 和位 1 中。处理器会同时检查 RPL 和 CPL，以确定是否允许访问一个段。即使程序或任务具有足够的特权级（CPL）来访问一个段，但是如果提供的 RPL 特权级不足的话访问也将被拒绝。也即如果段选择符的 RPL 其数值大于 CPL，那么 RPL 将覆盖 CPL（而使用 RPL 作为检查比较的特权级），反之也然。即始终取 RPL 和 CPL 中数值最大的特权级作为访问段时的比较对象。因此，RPL 可用来确保高特权级的代码不会代表应用程序去访问一个段，除非应用程序自己具有访问这个段的权限。

当段描述符的段选择符被加载进一个段寄存器时就会进行特权级检查操作，但用于数据访问的检查方式和那些用于在代码段之间进行程序控制转移的检查方式不一样。因此下面分两种访问情况来考虑。

## 4.5.2 访问数据段时的特权级检查

为了访问数据段中的操作数，数据段的段选择符必须被加载进数据段寄存器（DS、ES、FS 或 GS）或堆栈段寄存器（SS）中。（可以使用指令 MOV、POP、LDS、LES、LFS、LGS 和 LSS 来加载段寄存器）。在把一个段选择符加载进段寄存器中之前，处理器会进行特权级检查，见图 4-20 所示。它会把当前运行程序或任务的 CPL、段选择符的 RPL 和段描述符的 DPL 进行比较。只有当段的 DPL 数值大于或等于 CPL 和 RPL 两者时，处理器才会把选择符加载进段寄存器中。否则就会产生一个一般保护异常，并且不加载段选择符。

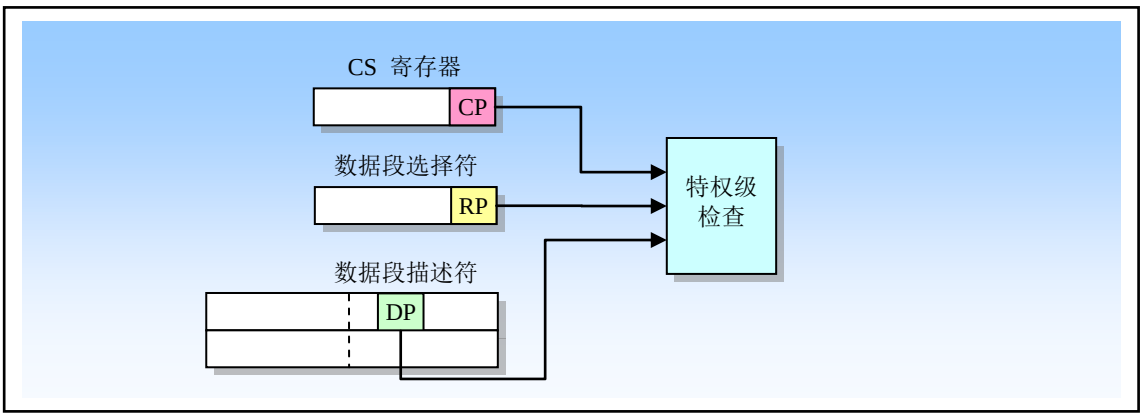



图 4-20 访问数据段时的特权级检查

可知一个程序或任务可寻址的区域随着其 CPL 改变而变化。当 CPL 是 0 时，此时所有特权级上的数据段都可被访问；当 CPL 是 1 时，只有在特权级 1 到 3 的数据段可被访问；当 CPL 是 3 时，只有处于特权级 3 的数据段可被访问。

另外，有可能会把数据保存在代码段中。例如，当代码和数据是在 ROM 中时。因此，有些时候我们会需要访问代码段中的数据。此时可以使用以下方法来访问代码段中的数据：

1. 把非一致可读代码段的选择符加载进一个数据段寄存器中。
2. 把一致可读代码段的选择符加载进一个数据段寄存器中。
3. 使用代码段覆盖前缀（CS）来读取一个选择符已经在 CS 寄存器中的可读代码段。

访问数据段的相同规则也适用方法 1。方法 2 则是总是有效的，因为一致代码段的特权级等同于 CPL，而不管代码段的 DPL。方法 3 也总是有效的，因为 CS 寄存器选择的代码段的 DPL 与 CPL 相同。

当使用堆栈段选择符加载 SS 段寄存器时也会执行特权级检查。这里与堆栈段相关的所有特权级必须与 CPL 匹配。也即，CPL、堆栈段选择符的 RPL 以及堆栈段描述符的 DPL 都必须相同。如果 RPL 或 DPL 与 CPL 不同，处理器就会产生一个一般保护性异常。

## 4.5.3 代码段之间转移控制时的特权级检查

对于将程序控制权从一个代码段转移到另一个代码段，目标代码段的段选择符必须加载进代码段寄存器（CS）中。作为这个加载过程的一部分，处理器会检测目标代码段的段描述符并执行各种限长、类型和特权级检查。如果这些检查都通过了，则目标代码段选择符就会加载进 CS 寄存器，于是程序的控制权就被转移到新代码段中，程序将从 EIP 寄存器指向的指令处开始执行。

程序的控制转移使用指令 JMP、RET、INT 和 IRET 以及异常和中断机制来实现。异常和中断是一些特殊实现，将在后面描述，本节主要说明 JMP、CALL 和 RET 指令的实现方法。JMP 或 CALL 指令可以利用一下四种方法之一来引用另外一个代码段：

- 目标操作数含有目标代码段的段选择符；
- 目标操作数指向一个调用门描述符，而该描述符中含有目标代码段的选择符；
- 目标操作数指向一个 TSS，而该 TSS 中含有目标代码段的选择符；
- 目标操作数指向一个任务门，该任务门指向一个 TSS，而该 TSS 中含有目标代码段的选择符；

下面描述前两种引用类型，后两种将放在有关任务管理一节中进行说明。

### 4.5.3.1 直接调用或跳转到代码段

JMP、CALL 和 RET 指令的近转移形式只是在当前代码段中执行程序控制转移，因此不会执行特权级检查。JMP、CALL 或 RET 指令的远转移形式会把控制转移到另外一个代码段中，因此处理器一定会之醒特权级检查。

当不通过调用门把程序控制权转移到另一个代码段时，处理器会验证 4 种特权级和类型信息，见图 4-21

所示：

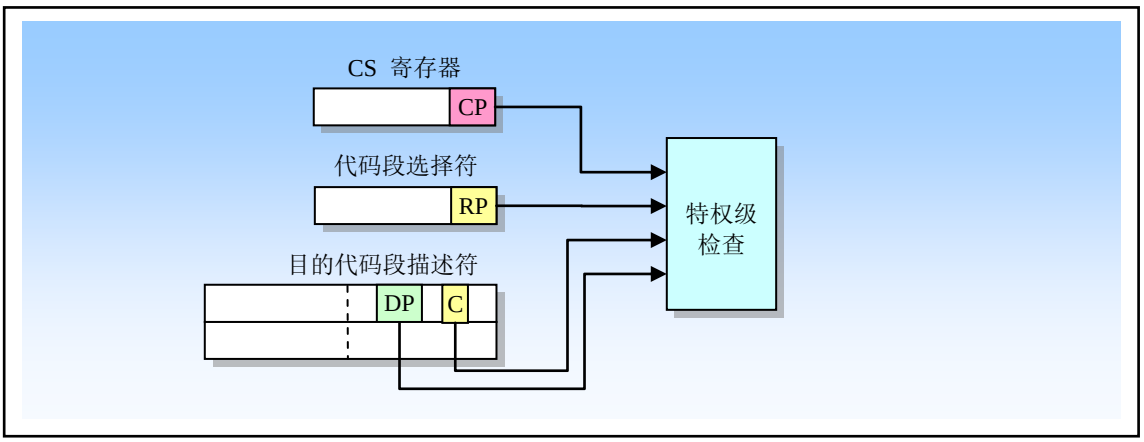



图 4-21 直接调用或跳转到代码段时的特权级检查

- 当前特权级 CPL。（这里，CPL 是执行调用的代码段的特权级，即含有执行调用或跳转程序的代码段的 CPL。）
- 含有被调用过程的目的代码段段描述符中的描述符特权级 DPL。
- 目的代码段的段选择符中的请求特权级 RPL。
- 目的代码段描述符中的一致性标志 C。它确定了一个代码段是非一致代码段还是一致代码段。

处理器检查 CPL、RPL 和 DPL 的规则依赖于一致标志 C 的设置状态。当访问非一致代码段时（C=0），调用者（程序）的 CPL 必须等于目的代码段的 DPL，否则将会产生一般保护异常。指向非一致代码段的段选择符的 RPL 对检查所起的作用有限。RPL 在数值上必须小于或等于调用者的 CPL 才能使得控制转移成功完成。当非一致代码段的段选择符被加载进 CS 寄存器中时，特权级字段不会改变，即它仍然是调用者的 CPL。即使段选择符的 RPL 与 CPL 不同，这也是正确的。

当访问一致代码段时（C=1），调用者的 CPL 可以在数值上大于或等于目的代码段的 DPL。仅当 CPL < DPL 时，处理器才会产生一般保护异常。对于访问一致代码段，处理器忽略对 RPL 的检查。对于一致代码段，DPL 表示调用者对代码段进行成功调用可以处于的最低数值特权级。

当程序控制被转移到一个一致代码段中，CPL 并不改变，即使目的代码段的 DPL 在数值上小于 CPL。这是 CPL 与可能与当前代码段 DPL 不相同的唯一一种情况。同样，由于 CPL 没有改变，因此堆栈也不会切换。

大多数代码段都是非一致代码段。对于这些段，程序的控制权只能转移到具有相同特权级的代码段中，除非转移是通过一个调用门进行，见下面说明。

### 4.5.3.2 门描述符

为了对具有不同特权级的代码段提供受控的访问，处理器提供了称为门描述符的特殊描述符集。共有 4 种门描述符：

- 调用门（Call Gate），类型 TYPE=12；
- 陷阱门（Trap Gate），类型 TYPE=15；
- 中断门（Interrupt Gate），类型 TYPE=14；
- 任务门（Task Gate），类型 TYPE=5。

任务门用于任务切换，将在后面任务管理一节说明。陷阱门和中断门是调用门的特殊类，专门用于调用异常和中断的处理程序，这将在下一节进行说明。本节仅说明调用门的使用方法。

调用门用于在不同特权级之间实现受控的程序控制转移。它们通常仅用于使用特权级保护机制的操作

系统中。图 4-22 给出了调用门描述符的格式。调用门描述符可以存放在 GDT 或 LDT 中，但是不能放在中断描述符表 IDT 中。一个调用门主要具有一下几个功能：

- 指定要访问的代码段；
- 在指定代码段中定义过程（程序）的一个入口点；
- 指定访问过程的调用者需具备的特权级；
- 若会发生堆栈切换，它会指定在堆栈之间需要复制的可选参数个数；
- 指明调用门描述符是否有效。

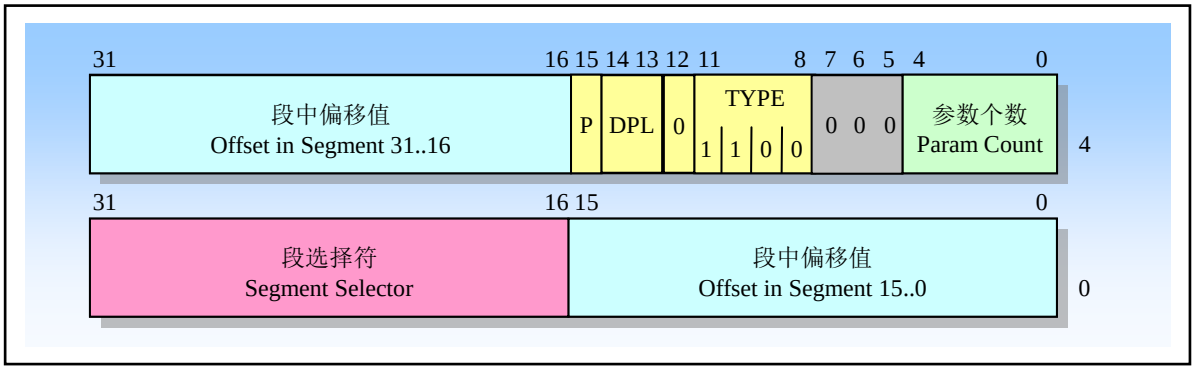



图 4-22 调用门描述符格式

调用门中的段选择符字段指定要访问的代码段。偏移值字段指定段中入口点。这个入口点通常是指定过程的第一条指令。DPL 字段指定调用门的特权级，从而指定通过调用门访问特定过程所要求的特权级。标志 P 指明调用门描述符是否有效。参数个数字段（Param Count）指明在发生堆栈切换时从调用者堆栈复制到新堆栈中的参数个数。Linux 内核中并没有用到调用门。这里对调用门进行说明是为下一节介绍利用中断和异常门进行处理作准备。

#### 4.5.3.3 通过调用门访问代码段

为了访问调用门，我们需要为 CALL 或 JMP 指令的操作数提供一个远指针。该指针中的段选择符用于指定调用门，而指针的偏移值虽然需要但 CPU 并不会用它。该偏移值可以设置为任意值。见图 4-23 所示。

当处理器访问调用门时，它会使用调用门中的段选择符来定位目的代码段的段描述符。然后 CPU 会把代码段描述符的基地址与调用门中的偏移值进行组合，形成代码段中指定程序入口点的线性地址。

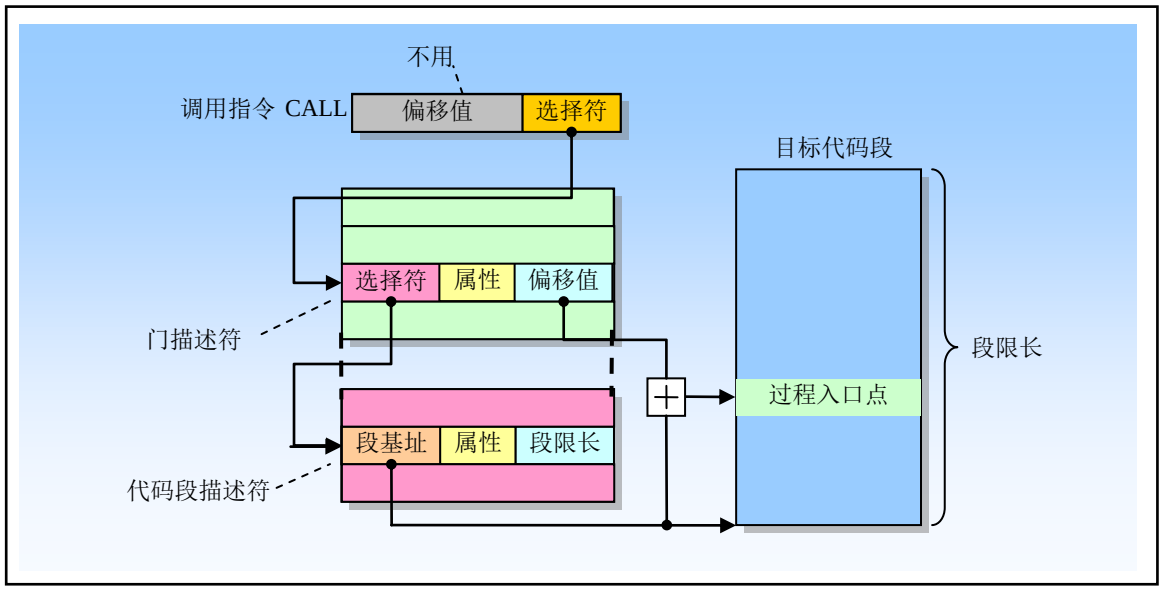



图 4-23 门调用操作过程

通过调用门进行程序控制转移时，CPU 会对 4 中不同的特权级进行检查，以确定控制转移的有效性，见图 4-24 所示。

- 当前特权级 CPL；
- 调用门选择符中的请求特权级 RPL；
- 调用门描述符中的描述符特权级 DPL；
- 目的代码段描述符中的 DPL；

另外，目的代码段描述符中的一致性标志 C 也将受到检查。

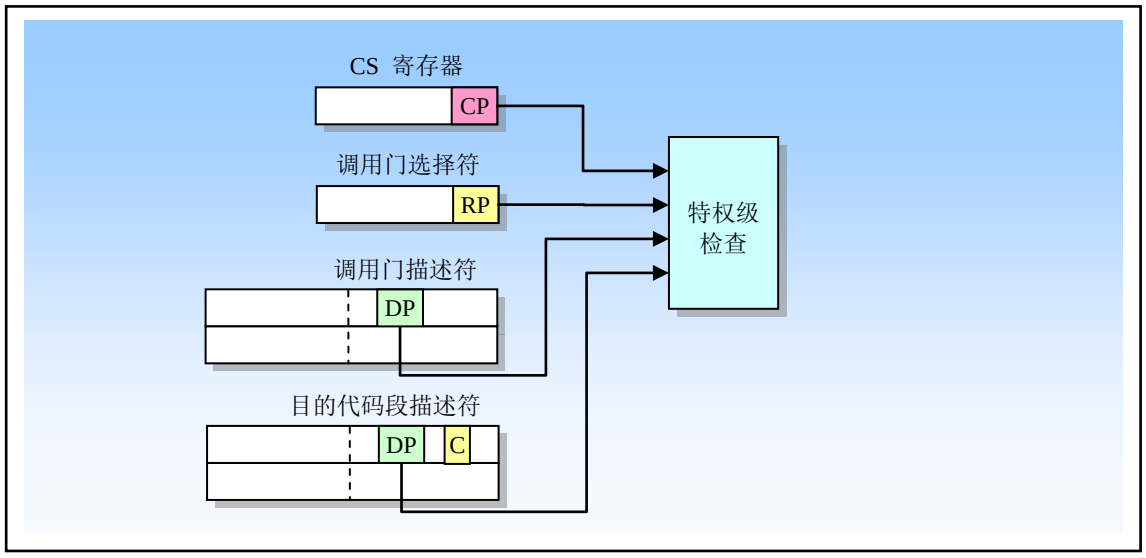



图 4-24 通过调用进行控制转移的特权级检查

使用 CALL 指令和 JMP 指令分别具有不同的特权级检测规则，见表 4-5 所示。调用门描述符的 DPL 字段指明了调用程序能够访问调用门的数值最大的特权级（最小特权级），即为了访问调用门，调用者程序的特权级 CPL 必须小于或等于调用门的 DPL。调用门段选择符的 RPL 也需同调用这的 CPL 遵守同样的规则，即 RPL 也必须小于或等于调用门的 DPL。

表 4-5 CALL 指令和 JMP 指令的特权级检查规则

| 指令 | 特权级检查规则 |
| --- | --- |
| CALL | CPL<=调用门的 DPL；RPL<=调用门的 DPL。<br>对于一致性和非一致性代码段都只要求 DPL<=CPL |
| JMP | CPL<=调用门的 DPL；RPL<=调用门的 DPL。<br>对于一致性代码段要求 DPL<=CPL；对于非一致性代码段只要求 DPL=CPL |

如果调用者与调用门之间的特权级检查成功通过，CPU 就会接着把调用者的 CPL 与代码段描述符的 DPL 进行比较检查。在这方面，CALL 指令和 JMP 指令的检查规则就不同了。只有 CALL 指令可以通过调用门把程序控制转移到特权级更高的非一致性代码段中，即可以转移到 DPL 小于 CPL 的非一致性代码段中去执行。而 JMP 指令只能通过调用门把控制转移到 DPL 等于 CPL 的非一致性代码段中。但 CALL 指令和 JMP 指令都可以把控制转移到更高特权级的一致性代码段中，即转移到 DPL 小于或等于 CPL 的一致性代码段中。

如果一个调用把控制转移到了更高特权级的非一致性代码段中，那么 CPL 就会被设置为目的代码段的 DPL 值，并且会引起堆栈切换。但是如果一个调用或跳转把控制转移到更高级别的一致性代码段上，那么 CPL 并不会改变，并且也不会引起堆栈切换。

调用门可以让一个代码段中的过程被不同特权级的程序访问。例如，位于一个代码段中的操作系统代码可能含有操作系统自身和应用软件都允许访问的代码（比如处理字符 I/O 的代码）。因此可以为这些过程设置一个所有特权级代码都能访问的调用门。另外可以专门为仅用于操作系统的代码设置一些更高特权级的调用门。

#### 4.5.3.4 堆栈切换

每当调用门用于把程序控制转移到一个更高级别的非一致性代码段时，CPU 会自动切换到目的代码段特权级的堆栈去。执行栈切换操作的目的是为了防止高特权级程序由于栈空间不足而引起崩溃，同时也为了防止低特权级程序通过共享的堆栈有意或无意地干扰高特权级的程序。

每个任务必须定义最多 4 个栈。一个用于运行在特权级 3 的应用程序代码，其他分别用于用到的特权级 2、1 和 0。如果一个系统中只使用了 3 和 0 两个特权级，那么每个任务就只需设置两个栈。每个栈都位于不同的段中，并且使用段选择符和段中偏移值指定。

当特权级 3 的程序在执行时，特权级 3 的堆栈的段选择符和栈指针会被分别存放在 SS 和 ESP 中，并且在发生堆栈切换时被保存在被调用过程的堆栈上。

特权级 0、1 和 2 的堆栈的初始指针值都存放在当前运行任务的 TSS 段中。TSS 段中这些指针都是只读值。在任务运行时 CPU 并不会修改它们。当调用更高特权级程序时，CPU 才用它们来建立新堆栈。当从调用过程返回时，相应栈就不存在了。下一次再调用该过程时，就又会再次使用 TSS 中的初始指针值建立一个新栈。

操作系统需要负责为所有用到的特权级建立堆栈和堆栈段描述符，并且在任务的 TSS 中设置初始指针值。每个栈必须可读可写，并且具有足够的空间来存放以下一些信息：

- 调用过程的 SS、ESP、CS 和 EIP 寄存器内容；
- 被调用过程的参数和临时变量所需使用的空间。
- 当隐含调用一个异常或中断过程时标志寄存器 EFLAGS 和出错码使用的空间。

由于一个过程可调用其它过程，因此每个栈必须有足够大的空间来容纳多帧（多套）上述信息。

当通过调用门执行一个过程调用而造成特权级改变时，CPU 就会执行以下步骤切换堆栈并开始在新的特权级上执行被调用过程（见图 4-25 所示）：

1. 使用目的代码段的 DPL（即新的 CPL）从 TSS 中选择新栈的指针。从当前 TSS 中读取新栈的段选择符和栈指针。在读取栈段选择符、栈指针或栈段描述符过程中，任何违反段界限的错误都将导

致产生一个无效 TSS 异常；

2. 检查栈段描述符特权级和类型是否有效，若无效者同样产生一个无效 TSS 异常。
3. 临时保存 SS 和 ESP 寄存器的当前值，把新栈的段选择符和栈指针加载到 SS 和 ESP 中。然后把临时保存的 SS 和 ESP 内容压入新栈中。
4. 把调用门描述符中指定参数个数的参数从调用过程栈复制到新栈中。调用门中参数个数值最大为 31，如果个数为 0，则表示无参数，不需复制。
5. 把返回指令指针（即当前 CS 和 EIP 内容）压入新栈。把新（目的）代码段选择符加载到 CS 中，同时把调用门中偏移值（新指令指针）加载到 EIP 中。最后开始执行被调用过程。

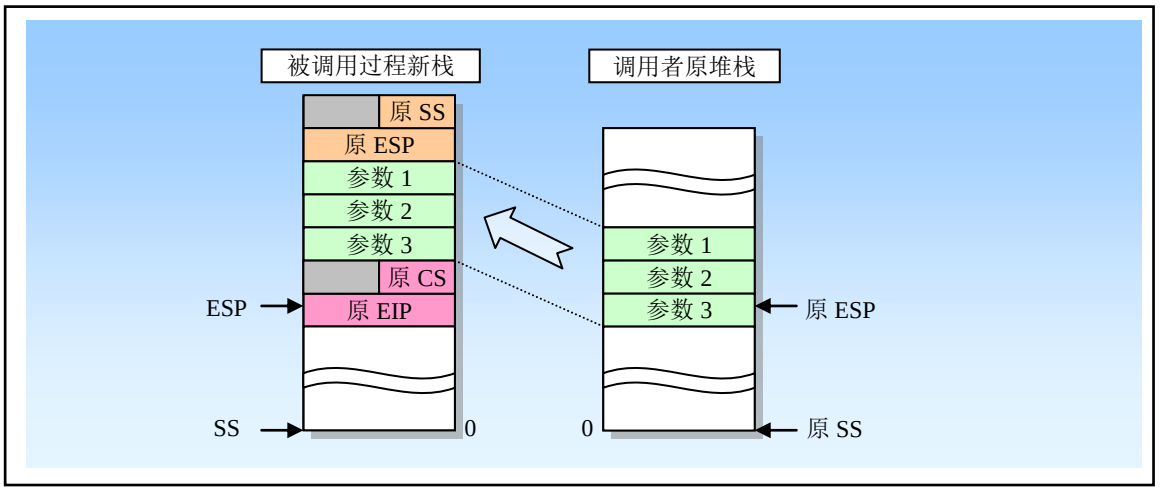



图 4-25 不同特权级之间调用时的栈切换

### 4.5.3.5 从被调用过程返回

指令 RET 用于执行近返回（near return）、同特权级远返回（far return）和不同特权级的远返回。该指令用于从使用 CALL 指令调用的过程中返回。近返回仅在当前代码段中转移程序控制权，因此 CPU 仅进行界限检查。对于相同特权级的远返回，CPU 同时从堆栈中弹出返回代码段的选择符和返回指令指针。由于通常情况下这两个指针是 CALL 指令压入栈中的，因此它们因该是有效的。但是 CPU 还是会执行特权级检查以应付当前过程可能修改指针值或者堆栈出现问题时的情况。

会发生特权级改变的远返回仅允许返回到低特权级程序中，即返回到的代码段 DPL 在数值上要大于 CPL。CPU 会使用 CS 寄存器中选择符的 RPL 字段来确定是否要求返回到低特权级。如果 RPL 的数值要比 CPL 大，就会执行特权级之间的返回操作。当执行远返回到一个调用过程时，CPU 会执行以下步骤：

1. 检查保存的 CS 寄存器中 RPL 字段值，以确定在返回时特权级是否需要改变。
2. 弹出并使用被调用过程堆栈上的值加载 CS 和 EIP 寄存器。在此过程中会对代码段描述符和代码段选择符的 RPL 进行特权级与类型检查。
3. 如果 RET 指令包含一个参数个数操作数并且返回操作会改变特权级，那么就在弹出栈中 CS 和 EIP 值之后把参数个数值加到 ESP 寄存器值中，以跳过（丢弃）被调用者栈上的参数。此时 ESP 寄存器指向原来保存的调用者堆栈的指针 SS 和 ESP。
4. 把保存的 SS 和 ESP 值加载到 SS 和 ESP 寄存器中，从而切换回调用者的堆栈。而此时被调用者堆栈的 SS 和 ESP 值被抛弃。
5. 如果 RET 指令包含一个参数个数操作数，则把参数个数值加到 ESP 寄存器值中，以跳过（丢弃）调用者栈上的参数。
6. 检查段寄存器 DS、ES、FS 和 GS 的内容。如果其中有指向 DPL 小于新 CPL 的段（一致代码段除外），那么 CPU 就会用 NULL 选择符加载加载这个段寄存器。

### 4.5.4 页级保护

页目录和页表表项中的读写标志 R/W 和用户/超级用户标志 U/S 提供了分段机制保护属性的一个子集。分页机制只识别两级权限。特权级 0、1 和 2 被归类为超级用户级，而特权级 3 被作为普通用户级。普通用户级的页面可以被标志成只读/可执行或可读/可写/可执行。超级用户级的页面对于超级用户来讲总是可读/可写/可执行的，但普通用户不可访问，见表 4-6 所示。对于分段机制，在最外层用户级执行的程序只能访问用户级的页面，但是在任何超级用户层（0、1、2）执行的程序不仅可以访问用户层的页面，也可以访问超级用户层的页面。与分段机制不同的是，在内层超级用户级执行的程序对任何页面都具有可读/可写/可执行权限，包括那些在用户级标注为只读/可执行的页面。

表 4-6 普通用户和超级用户对页面的访问限制

| U/S | R/W | 用户允许的访问 | 超级用户允许的访问 |
|---|---|---|---|
| 0 | 0 | 无 | 读/写/执行 |
| 0 | 1 | 无 | 读/写/执行 |
| 1 | 0 | 读/执行 | 读/写/执行 |
| 1 | 1 | 读/写/执行 | 读/写/执行 |

正如在整个 80X86 地址转换机制中分页机制是在分段机制之后实施一样，页级保护也是在分段机制提供的保护措施之后发挥作用。首先，所有段级保护被检查和测试。如果通过检查，就会再进行页级保护检查。例如，仅当一个字节位于级别 3 上执行的程序可访问的段中，并且处于标志为用户级页面中时，这个内存中的字节才可被级别 3 上的程序访问。仅当分段和分页都允许写时，才能对页面执行写操作。如果一个段是读/写类型的段，但是地址对应的相应页面被标注为只读/可执行，那么还是不能对页面执行写操作。如果段的类型是只读/可执行，那么不管对应页面被赋予何保护属性，页面始终是没有写权限的。可见分段和分页的保护机制就像电子线路中的串行线路，其中那个开关没有合上线路都不会通。

类似地，一个页面的保护属性由页目录和页表中表项的“串行”或“与操作”构成，见表 4-7 所示。页表表项中的 U/S 标志和 R/W 标志应用于该表项映射的单个页面。页目录项中的 U/S 和 R/W 标志则对该目录项所映射的所有页面起作用。页目录和页表的组合保护属性由两者属性的“与”（AND）操作构成，因此保护措施非常严格。

表 4-7 页目录项和页表项对页面的“串行”保护

| 页目录项 U/S | 页表项 U/S | 组合的 U/S | 页目录项 R/W | 页表项 R/W | 组合的 R/W |
|---|---|---|---|---|---|
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |

#### 4.5.4.1 修改页表项的软件问题

本节提供一些有关操作系统软件修改页表项内容所需遵守的规则。分页转换缓冲要求所有系统都须遵守这些规则。为了避免每次内存应用都要访问驻留内存的页表，从而加快速度，最近使用的线性到物理地址的转换信息被保存在处理器内的页转换高速缓冲中。处理器在访问内存中的页表之前会首先利用缓冲中的信息。只有当必要的转换信息不在高速缓冲中时，处理器才会搜寻内存中的页目录和页表。页转换高速缓冲作用类似于前面描述的加速段转换的段寄存器的影子描述符寄存器。页转换高速缓冲的另一个术语称为转换查找缓冲 TLB（Translation Lookaside Buffer）。

80X86 处理器并没有维护页转换高速缓冲和页表中数据的相关性，但是需要操作系统软件来确保它们

一致。即处理器并不知道什么时候页表被软件修改过了。因此操作系统必须在改动过页表之后刷新高速缓冲以确保两者一致。通过简单地重新加载寄存器 CR3，我们就可以完成对高速缓冲的刷新操作。

有一种特殊情况，在这种情况下修改页表项不需要刷新页转换高速缓冲。也即当不存在页面的表项被修改时，即使是把 P 标志从 0 改成 1 来标注表项对页转换有效，也不需要刷新高速缓冲。因为无效的表项不会被存入高速缓冲中。所以在把一个页面从磁盘调入内存以使页面存在时，我们不需要刷新页转换高速缓冲。

### 4.5.5 组合页级和段级保护

当启用了分页机制，CPU 会首先执行段级保护，然后再处理页级保护。如果 CPU 在任何一级检测到一个保护违规错误，则会放弃内存访问并产生一个异常。如果是段机制产生的异常，那么就不会再产生一个页异常。

页级保护不能替代或忽略段级保护。例如，若一个代码段被设定为不可写，那么代码段被分页后，即使页面的 R/W 标志被设置成可读可写也不会让页面可写。此时段级保护检查会阻止任何对页面的写操作企图。页级保护可被用来增强段级保护。例如，如果一个可读可写数据段被分页，那么页级保护机制可用来对个别页面进行写保护。

## 4.6 中断和异常处理

中断（Interrupt）和异常（Exception）是指明系统、处理器或当前执行程序（或任务）的某处出现一个事件，该事件需要处理器进行处理。通常，这种事件会导致执行控制被强迫从当前运行程序转移到被称为中断处理程序（interrupt handler）或异常处理程序（exception handler）的特殊软件函数或任务中。处理器响应中断或异常所采取的行动被称为中断/异常服务（处理）。

通常，中断发生在程序执行的随机时刻，以响应硬件发出的信号。系统硬件使用中断来处理外部事件，例如要求为外部设备提供服务。当然，软件也能通过执行 INT n 指令产生中断。

异常发生在处理器执行一条指令时，检测到一个出错条件时发生，例如被 0 除出错条件。处理器可以检测到各种出错条件，包括违反保护机制、页错误以及机器内部错误。

对应用程序和操作系统来说，80X86 的中断和异常处理机制可以透明地处理发生的中断和异常事件。当收到一个中断或检测到一个异常时，处理器会自动地把当前正在执行的程序或任务挂起，并开始运行中断或异常处理程序。当处理程序执行完毕，处理器就会恢复并继续执行被中断的程序或任务。被中断程序的恢复过程并不会失去程序执行的连贯性，除非从异常中恢复是不可能的或者中断导致当前运行程序被终止。本节描述保护模式中处理器中断和异常的处理机制。

### 4.6.1 异常和中断向量

为了有助于处理异常和中断，每个需要被处理器进行特殊处理的处理器定义的异常和中断条件都被赋予了一个标识号，称为向量（vector）。处理器把赋予异常或中断的向量用作中断描述符表 IDT（Interrupt Descriptor Table）中的一个索引号，来定位一个异常或中断的处理程序入口点位置。

允许的向量号范围是 0 到 255。其中 0 到 31 保留用作 80X86 处理器定义的异常和中断，不过目前该范围内的向量号并非每个都已定义了功能，未定义功能的向量号将留作今后使用。

范围在 32 到 255 的向量号用于用户定义的中断。这些中断通常用于外部 I/O 设备，使得这些设备可以通过外部硬件中断机制向处理器发送中断。表 4-8 中给出了为 80X86 定义的异常和 NMI 中断分配的向量。对于每个异常，该表给出了异常类型以及是否会产生一个错误码并保存在堆栈上。同时还给出了每个预先定义好的异常和 NMI 中断源。

表 4-8 保护模式下的异常和中断

| 向量号 | 助记符 | 说明 | 类型 | 错误号 | 产生源 |
|---|---|---|---|---|---|
| 0 | #DE | 除出错 | 故障 | 无 | DIV 或 IDIV 指令。 |
| 1 | #DB | 调试 | 故障/陷阱 | 无 | 任何代码或数据引用，或是 INT 1 指令。 |
| 2 | -- | NMI 中断 | 中断 | 无 | 非屏蔽外部中断。 |
| 3 | #BP | 断点 | 陷阱 | 无 | INT 3 指令。 |
| 4 | #OF | 溢出 | 陷阱 | 无 | INTO 指令。 |
| 5 | #BR | 边界范围超出 | 故障 | 无 | BOUND 指令。 |
| 6 | #UD | 无效操作码（未定义操作码） | 故障 | 无 | UD2 指令或保留的操作码。（奔腾 Pro 中加入的新指令） |
| 7 | #NM | 设备不存在（无数学协处理器） | 故障 | 无 | 浮点或 WAIT/FWAIT 指令。 |
| 8 | #DF | 双重错误 | 异常终止 | 有（0） | 任何可产生异常、NMI 或 INTR 的指令。 |
| 9 | -- | 协处理器段超越（保留） | 故障 | 无 | 浮点指令（386 以后的 CPU 不产生该异常）。 |
| 10 | #TS | 无效的任务状态段 TSS | 故障 | 有 | 任务交换或访问 TSS。 |
| 11 | #NP | 段不存在 | 故障 | 有 | 加载段寄存器或访问系统段。 |
| 12 | #SS | 堆栈段错误 | 故障 | 有 | 堆栈操作和 SS 寄存器加载。 |
| 13 | #GP | 一般保护错误 | 故障 | 有 | 任何内存引用和其他保护检查。 |
| 14 | #PF | 页面错误 | 故障 | 有 | 任何内存引用。 |
| 15 | -- | （Intel 保留，请勿使用） | | 无 | |
| 16 | #MF | x87 FPU 浮点错误（数学错误） | 故障 | 无 | x87 FPU 浮点或 WAIT/FWAIT 指令。 |
| 17 | #AC | 对起检查 | 故障 | 有（0） | 对内存中任何数据的引用。 |
| 18 | #MC | 机器检查 | 异常终止 | 无 | 错误码（若有）和产生源与 CPU 类型有关（奔腾处理器引进）。 |
| 19 | #XF | SIMD 浮点异常 | 故障 | 无 | SSE 和 SSE2 浮点指令（PIII 处理器引进）。 |
| 20-31 | -- | （Intel 保留，请勿使用） | | | |
| 32-255 | -- | 用户定义（非保留）中断 | 中断 | | 外部中断或者 INT n 指令。 |

## 4.6.2 中断源和异常源

### 4.6.2.1 中断源

处理器从两种地方接收中断：

- 外部（硬件产生）的中断；
- 软件产生的中断。

外部中断通过处理器芯片上两个引脚（INTR 和 NMI）接收。当引脚 INTR 接收到外部发生的中断信号时，处理器就会从系统总线上读取外部中段控制器（例如 8259A）提供的中断向量号。当引脚 NMI 接收到信号时，就产生一个非屏蔽中断。它使用固定的中断向量号 2。任何通过处理器 INTR 引脚接收的外部中断都被称为可屏蔽硬件中断，包括中断向量号 0 到 255。标志寄存器 EFLAGS 中的 IF 标志可用来屏蔽所有这些硬件中断。

通过在指令操作数中提供中断向量号，INT n 指令可用于从软件中产生中断。例如，指令 INT 0x80 会执行 Linux 的系统中断调用中断 0x80。向量 0 到 255 中的任何一个都可以用作 INT 指令的中断号。然而，如果使用了处理器预先定义的 NMI 向量，那么处理器对它的响应将与普通方式产生的该 NMI 中断不同。如果 NMI 的向量号 2 用于该 INT 指令，就会调用 NMI 的中断处理器程序，但是此时并不会激活处理器的

NMI 处理硬件。

注意，EFLAGS 中的 IF 标志不能够屏蔽使用 INT 指令从软件中产生的中断。

#### 4.6.2.2 异常源

处理器接收的异常也有两个来源：

- 处理器检测到的程序错误异常；
- 软件产生的异常。

在应用程序或操作系统执行期间，如果处理器检测到程序错误，就会产生一个或多个异常。80X86 处理器为其检测到的每个异常定义了一个向量。异常可以被细分为故障（faults）、陷阱（traps）和中止（aborts），见后面说明。

指令 INTO、INT 3 和 BOUND 指令可以用来从软件中产生异常。这些指令可对指令流中指定点执行的特殊异常条件进行检查。例如，INT 3 指令会产生一个断点异常。

INT n 指令可用于在软件中模拟指定的异常，但有一个限制。如果 INT 指令中的操作数 n 是 80X86 异常的向量号之一，那么处理器将为该向量号产生一个中断，该中断就会去执行与该向量有关的异常处理程序。但是因为这实际上是一个中断，所以处理器并不会把一个错误号压入堆栈，即使硬件产生的该向量相关的中断通常会产生一个错误码。对于那些会产生错误码的异常，异常的处理程序会试图从堆栈上弹出错误码。因此，如果使用 INT 指令来模拟产生一个异常，处理程序则会把 EIP（正好处于缺少的错误码位置处）弹出堆栈，从而会造成返回位置错误。

### 4.6.3 异常分类

根据异常被报告的方式以及导致异常的指令是否能够被重新执行，异常可被细分成故障（Fault）、陷阱（Trap）和中止（Abort）。

- Fault 是一种通常可以被纠正的异常，并且一旦被纠正程序就可以继续运行。当出现一个 Fault，处理器会把机器状态恢复到产生 Fault 的指令之前的状态。此时异常处理程序的返回地址会指向产生 Fault 的指令，而不是其后面一条指令。因此在返回后产生 Fault 的指令将被重新执行。
- Trap 是一个引起陷阱的指令被执行后立刻会报告的异常。Trap 也能够让程序或任务连贯地执行。Trap 处理程序的返回地址指向引起陷阱指令的随后一条指令，因此在返回后会执行下一条指令。
- Abort 是一种不会总是报告导致异常的指令的精确位置的异常，并且不允许导致异常的程序重新继续执行。Abort 用于报告严重错误，例如硬件错误以及系统表中存在不一致性或非法值。

### 4.6.4 程序或任务的重新执行

为了让程序或任务在一个异常或中断处理完之后能重新恢复执行，除了中止（Abort）之外的所有异常都能报告精确的指令位置，并且所有中断保证是在指令边界上发生。

对于故障类异常，处理器产生异常时保存的返回指针指向出错指令。因为，当程序或任务在故障处理程序返回后重新开始执行时，原出错指令会被重新执行。重新执行引发出错的指令通常用于处理访问指令操作数受阻的情况。Fault 最常见的一个例子是页面故障（Page-fault）异常。当程序引用不在内存中页面上的一个操作数时就会出现这种异常。当页故障异常发生时，异常处理程序可以把该页面加载到内存中并通过重新执行出错指令来恢复程序执行。为了确保重新执行对于当前执行程序具有透明性，处理器会保存必要的寄存器和堆栈指针信息，以使得自己能够返回到执行出错指令之前的状态。

对于陷阱 Trap 类异常，处理器产生异常时保存的返回指针指向引起陷阱操作的后一条指令。如果在一条执行控制转移的指令执行期间检测到一个 Trap，则返回指令指针会反映出控制的转移情况。例如，如果在执行 JMP 指令时检测到一个 Trap 异常，那么返回指令指针会指向 JMP 指令的目标位置，而非指向 JMP 指令随后的一条指令。

中止 Abort 类异常不支持可靠地重新执行程序或任务。中止异常的处理程序通常用来收集异常发生时有关处理器状态的诊断信息，并且尽可能恰当地关闭程序和系统。

中断会严格地支持被中断程序的重新执行而不会丢失任何连贯性。中断所保存的返回指令指针指向处理器获取中断时将要执行的下一条指令边界处。如果刚执行的指令有一个重复前缀，则中断会在当前重复结束并且寄存器已为下一次重复操作设置好时发生。

### 4.6.5 开启和禁止中断

标志寄存器 EFLAGS 的中断允许标志 IF（Interrupt enable Flag）能够禁止为处理器 INTR 引脚上收到的可屏蔽硬件中断提供服务。当 IF=0 时，处理器禁止发送到 INTR 引脚的中断；当 IF=1 时，则发送到 INTR 引脚的中断信号会被处理器进行处理。

IF 标志并不影响发送到 NMI 引脚的非屏蔽中断，也不影响处理器产生的异常。如同 EFLAGS 中的其他标志一样，处理器在响应硬件复位操作时会清除 IF 标志（IF=0）。

IF 标志可以使用指令 STI 和 CLI 来设置或清除。只有当程序的 CPL<=IOPL 时才可执行这两条指令，否则将引发一般保护性异常。IF 标志也会受一下操作影响：

- PUSHF 指令会把 EFLAGS 内容存入堆栈中，并且可以在那里被修改。而 POPF 指令可用于把已被修改过的标志内容放入 EFLAGS 寄存器中。
- 任务切换、POPF 和 IRET 指令会加载 EFLAGS 寄存器。因此，它们可用来修改 IF 标志。
- 当通过中断门处理一个中断时，IF 标志会被自动清除（复位），从而会禁止可屏蔽硬件中断。但如果是通过陷阱门来处理一个中断，则 IF 标志不会被复位。

### 4.6.6 异常和中断的优先级

如果在一条指令边界有多个异常或中断等待处理时，处理器会按规定的次序对它们进行处理。表 4-9 给出了异常和中断源类的优先级。处理器会首先处理最高优先级类中的异常或中断。低优先级的异常会被丢弃，而低优先级的中断则会保持等待。当中断处理程序返回到产生异常和/或中断的程序或任务时，被丢弃的异常会重新发生。

表 4-9 异常和中断的优先级

| 优先级 | 说明 |
|---|---|
| 1（最高） | 硬件复位：RESET |
| 2 | 任务切换陷阱：TSS 中设置了 T 标志 |
| 3 | 外部硬件介入 |
| 4 | 前一指令陷阱：断点、调试陷阱异常 |
| 5 | 外部中断：NMI 中断、可屏蔽硬件中断 |
| 6 | 代码断点错误 |
| 7 | 取下一条指令错误：违反代码段限长、代码页错误 |
| 8 | 下一条指令译码错误：指令长度>15 字节、无效操作码、协处理器不存在 |
| 9（最低） | 执行指令错误：溢出、边界检查、无效 TSS、段不存在、堆栈错、<br>一般保护、数据页、对齐检查、浮点异常 |

### 4.6.7 中断描述符表

中断描述符表 IDT（Interrupt Descriptor Table）将每个异常或中断向量分别与它们的处理过程联系起来。与 GDT 和 LDT 表类似，IDT 也是由 8 字节长描述符组成的一个数组。与 GDT 不同的是，表中第 1 项可以包含描述符。为了构成 IDT 表中的一个索引值，处理器把异常或中断的向量号*8。因为最多只有 256 个中断或异常向量，所以 IDT 无需包含多于 256 个描述符。IDT 中可以含有少于 256 个描述符，因为只有可能发生的异常或中断才需要描述符。不过 IDT 中所有空描述符项应该设置其存在位（标志）为 0。

IDT 表可以驻留在线性地址空间的任何地方，处理器使用 IDTR 寄存器来定位 IDT 表的位置。这个寄存器中含有 IDT 表 32 位的基地址和 16 位的长度（限长）值，见图 4-26 所示。IDT 表基地址应该对齐在 8 字节边界上以提高处理器的访问效率。限长值是以字节为单位的 IDT 表的长度。

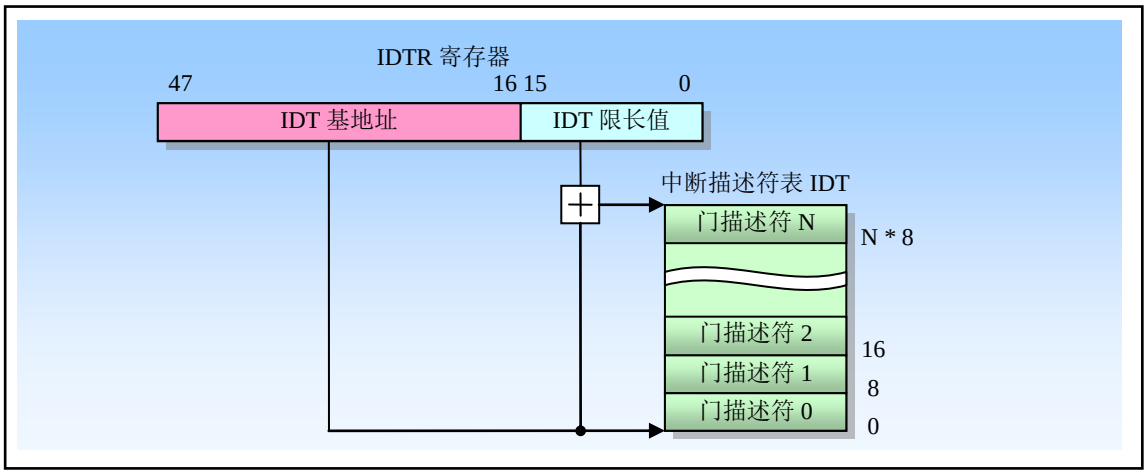



图 4-26 中断描述符表 IDT 和寄存器 IDTR

指令 LIDT 和 SIDT 指令分别用于加载和保存 IDTR 寄存器的内容。LIDT 指令把在内存中的限长值和基地址操作数加载到 IDTR 寄存器中。该指令仅能由当前特权级 CPL 是 0 的代码执行，通常被用于创建 IDT 时的操作系统初始化代码中。SIDT 指令用于把 IDTR 中的基地址和限长内容复制到内存中。该指令可在任何特权级上执行。

如果中断或异常向量引用的描述符超过了 IDT 的界限，处理器会产生一个一般保护性异常。

### 4.6.8 IDT 描述符

IDT 表中可以存放三种类型的门描述符：

- 中断门（Interrupt gate）描述符
- 陷阱门（Trap gate）描述符
- 任务门（Task gate）描述符

图 4-27 给出了这三种门描述符的格式。中断门和陷阱门含有一个长指针（即段选择符和偏移值），处理器使用这个长指针把程序执行权转移到代码段中异常或中断的处理过程中。这两个段的主要区别在于处理器操作 EFLAGS 寄存器 IF 标志上。IDT 中任务门描述符的格式与 GDT 和 LDT 中任务门的格式相同。任务门描述符中含有一个任务 TSS 段的选择符，该任务用于处理异常和/或中断。

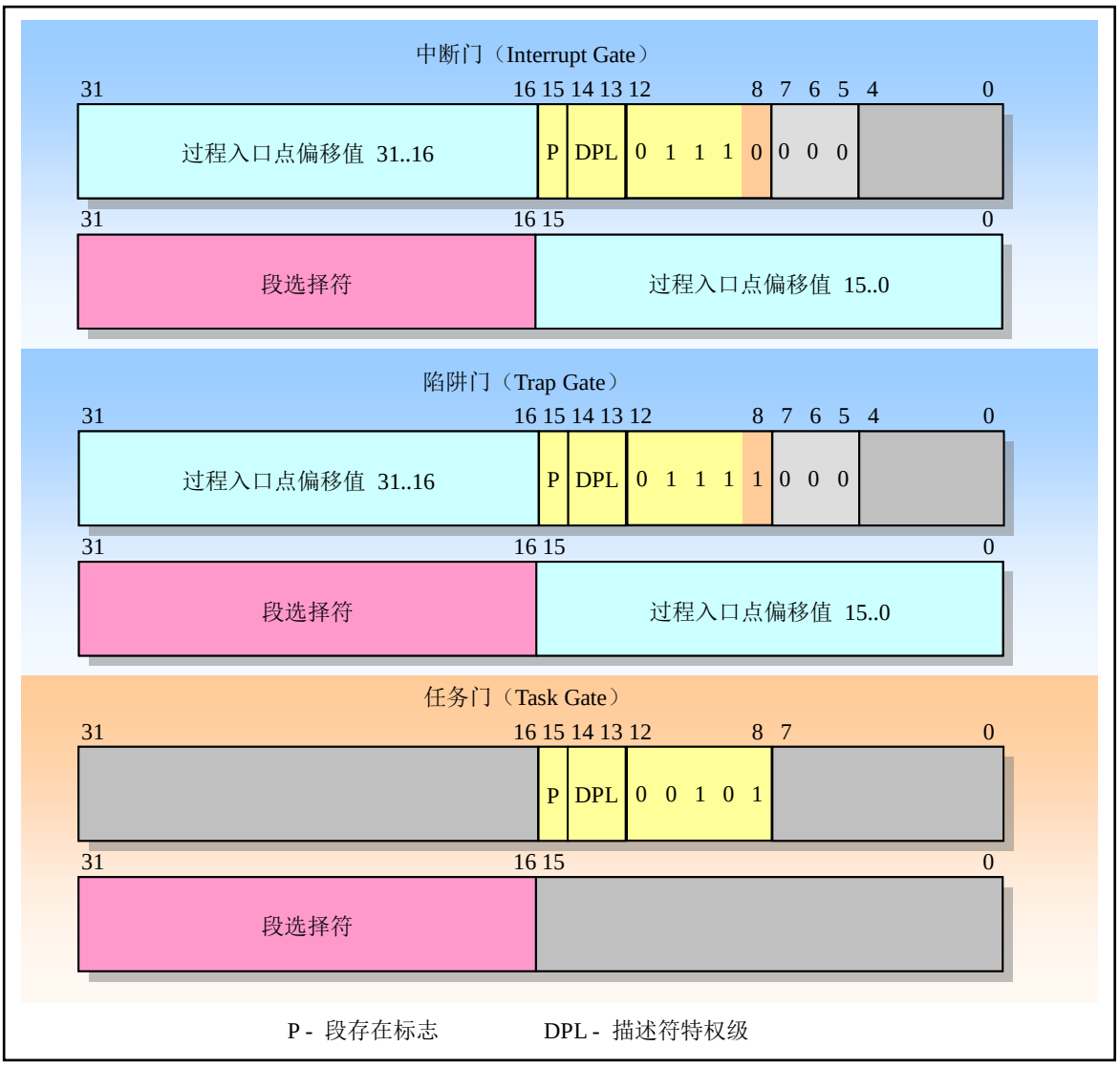



图 4-27 中断门、陷阱门和任务门描述符格式

## 4.6.9 异常与中断处理

处理器对异常和中断处理过程的调用操作方法与使用 CALL 指令调用程序过程和任务的方法类似。当响应一个异常或中断时，处理器使用异常或中断的向量作为 IDT 表中的索引。如果索引值指向中断门或陷阱门，则处理器使用与 CALL 指令操作调用门类似的方法调用异常或中断处理过程。如果索引值指向任务门，则处理器使用与 CALL 指令操作任务门类似的方法进行任务切换，执行异常或中断的处理任务。

异常或中断门引用运行在当前任务上下文中的异常或中断处理过程，见图 4-28 所示。门中的段选择符指向 GDT 或当前 LDT 中的可执行代码段描述符。门描述符中的偏移字段指向异常或中断处理过程的开始处。

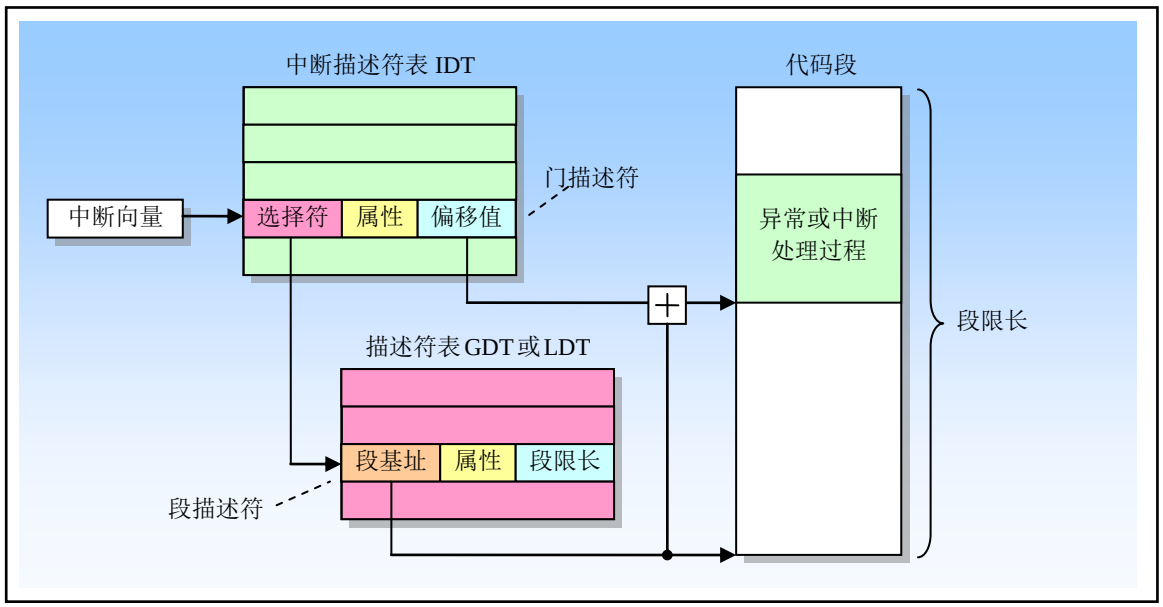



图 4-28 中断过程调用

当处理器执行异常或中断处理过程调用时会进行以下操作：

- 如果处理过程将在高特权级（例如 0 级）上执行时就会发生堆栈切换操作。堆栈切换过程如下：
  - 处理器从当前执行任务的 TSS 段中得到中断或异常处理过程使用的堆栈的段选择符和栈指针（例如 tss.ss0、tss.esp0）。然后处理器会把被中断程序（或任务）的栈选择符和栈指针压入新栈中，见图 4-29 所示。
  - 接着处理器会把 EFLAGS、CS 和 EIP 寄存器的当前值也压入新栈中。
  - 如果异常会产生一个错误号，那么该错误号也会被最后压入新栈中。
- 如果处理过程将在被中断任务同一个特权级上运行，那么：
  - 处理器把 EFLAGS、CS 和 EIP 寄存器的当前值保存在当前堆栈上。
  - 如果异常会产生一个错误号，那么该错误号也会被最后压入新栈中。

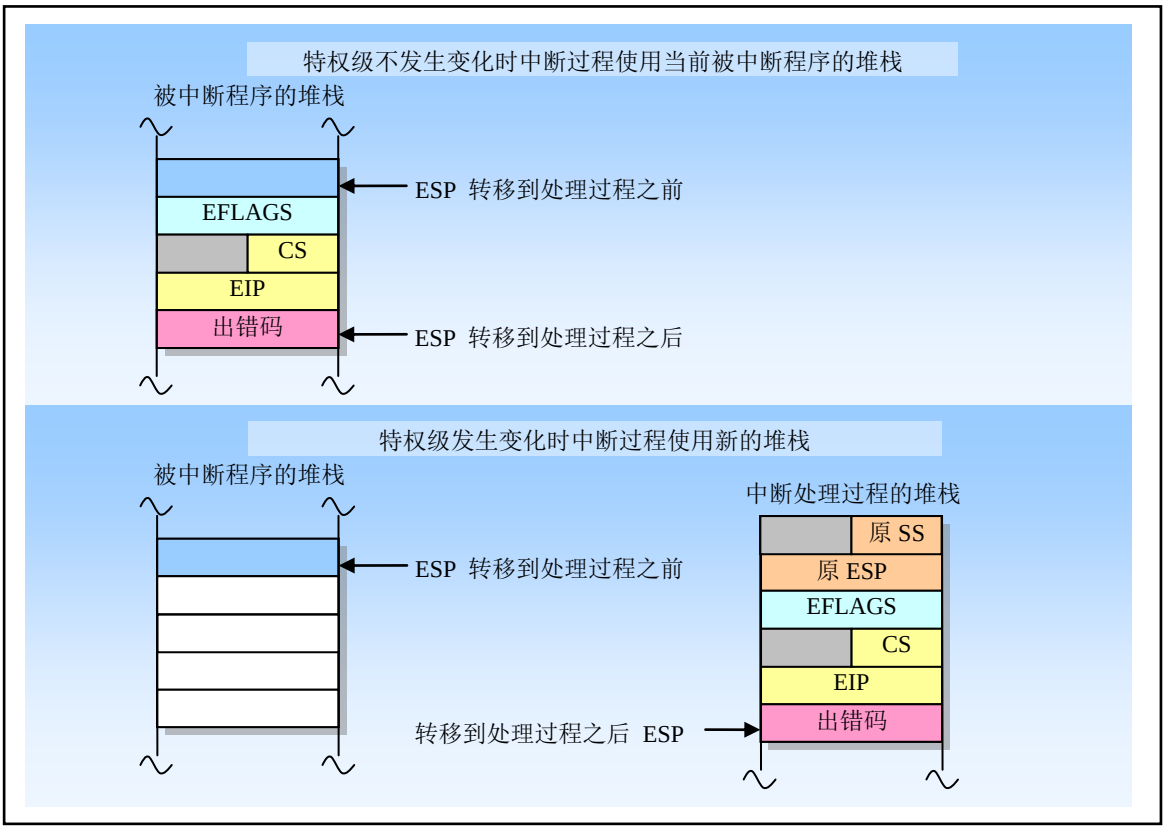



图 4-29 转移到中断处理过程时堆栈使用方法

为了从中断处理过程中返回，处理过程必须使用 IRET 指令。IRET 指令与 RET 指令类似，但 IRET 还会把保存的寄存器内容恢复到 EFLAGS 中。不过只有当 CPL 是 0 时才会恢复 EFLAGS 中的 IOPL 字段，并且只有当 CPL<=IOPL 时，IF 标志才会被改变。 如果当调用中断处理过程时发生了堆栈切换，那么在返回时 IRET 指令会切换回到原来的堆栈。

1. 异常和中断处理过程的保护

异常和中断处理过程的特权级保护机制与通过调用门调用普通过程类似。处理器不允许把控制转移到比 CPL 更低特权级代码段的中断处理过程中，否则将产生一个一般保护性异常。另外，中断和异常的保护机制在以下方面与一般调用门过程不同：

- 因为中断和异常向量没有 RPL，因此在隐式调用异常和中断处理过程时不会检查 RPL。
- 只有当一个异常或中断是利用使用 INT n、INT 3 或 INTO 指令产生时，处理器才会检查中断或陷阱门中的 DPL。此时 CPL 必须小于等于门的 DPL。这个限制可以防止运行在特权级 3 的应用程序使用软件中断访问重要的异常处理过程，例如页错误处理过程，假设这些处理过程已被存放在更高特权级的代码段中。对于硬件产生的中断和处理器检测到的异常，处理器会忽略中断门和陷阱门中的 DPL。

因为异常和中断通常不会定期发生，因此这些有关特权级的规则有效地增强了异常和中断处理过程能够运行的特权级限制。我们可以利用以下技术之一来避免违反特权级保护：

- 异常或中断处理程序可以存放在一个一致性代码段中。这个技术可以用于只需访问堆栈上数据的处理过程（例如，除出错异常）。如果处理程序需要数据段中的数据，那么特权级 3 必须能够访问这个数据段。但这样一来就没有保护可言了。
- 处理过程可以放在具有特权级 0 的非一致代码段中。这种处理过程总是可以执行的，而不管被中断程序或任务的当前特权级 CPL。

2. 异常或中断处理过程的标志使用方式

当通过中断门或陷阱门访问一个异常或中断处理过程时，处理器会在把 EFLAGS 寄存器内容保存到堆栈上之后清除 EFLAGS 中的 TF 标志。清除 TF 标志可以防止指令跟踪影响中断响应。而随后的 IRET 指令会用堆栈上的内容恢复 EFLAGS 的原 TF 标志。

中断门与陷阱门唯一的区别在于处理器操作 EFLAGS 寄存器 IF 标志的方法。当通过中断门访问一个异常或中断处理过程时，处理器会复位 IF 标志以防止其他中断干扰当前中断处理过程。随后的 IRET 指令则会用保存在堆栈上的内容恢复 EFLAGS 寄存器的 IF 标志。而通过陷阱门访问处理过程并不会影响 IF 标志。

3. 执行中断处理过程的任务

当通过 IDT 表中任务门访问异常或中断处理过程时，就会导致任务切换。从而可以在一个专用任务中执行中断或异常处理过程。IDT 表中的任务门引用 GDT 中的 TSS 描述符。切换到处理过程任务的方法与普通任务切换一样。由于本书讨论的 Linux 操作系统没有使用这种中断处理方式，因此这里不再赘述。

## 4.6.10 中断处理任务

当通过 IDT 中任务门来访问异常或中断处理过程时就会导致任务切换。使用单独的任务来处理异常或中断有如下好处：

- 被中断程序或任务的完整上下文会被自动保存；
- 在处理异常或中断时，新的 TSS 可以允许处理过程使用新特权级 0 的堆栈。在当前特权级 0 的堆栈已毁坏时如果发生了一个异常或中断，那么在为中断过程提供一个新特权级 0 的堆栈条件下，通过任务门访问中断处理过程能够防止系统崩溃；
- 通过使用单独的 LDT 给中断或异常处理任务独立的地址空间，可以把它与其他任务隔离开来。

使用独立任务处理异常或中断的不足之处是：在任务切换时必须对大量机器状态进行保存，使得它比使用中断门的响应速度要慢，导致中断延时增加。

IDT 中的任务门会引用 GDT 中的 TSS 描述符，图 4-30 所示。切换到句柄任务的过程与普通任务切换过程相同。到被中断任务的反向链接会被保存在句柄任务 TSS 的前一任务链接字段中。如果一个异常会产生一个出错码，则该出错码会被复制到新任务堆栈上。

当异常或中断句柄任务用于操作系统中时，实际上有两种分派调度任务的机制：操作系统软件调度和处理器中断机制的硬件调度。使用软件调度方法时需要考虑到中断开启时采用中断处理任务。

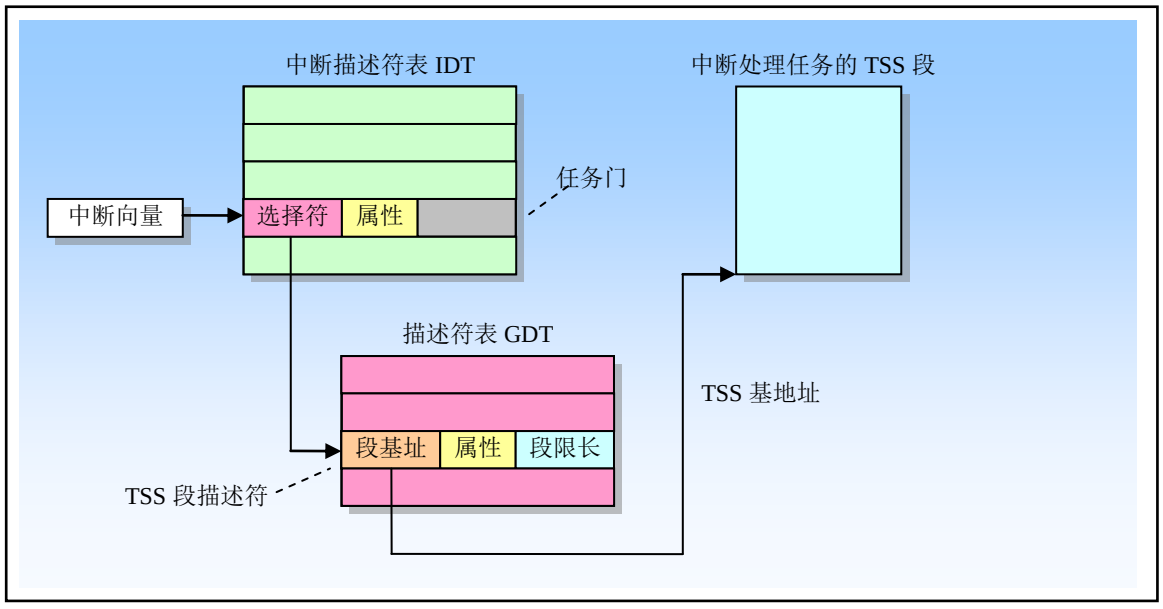



图 4-30 中断处理任务切换

## 4.6.11 错误码

当异常条件与一个特定的段相关时，处理器会把一个错误码压入异常处理过程的堆栈上。出错码的格式见图 4-31 所示。错误码很象一个段选择符，但是最低 3 比特不是 TI 和 RPL 字段，而是以下 3 个标志：

- 位 0 是外部事件 EXT（External event）标志。当置位时，表示执行程序以外的事件造成了异常，例如硬件中断。
- 位 1 是描述符位置 IDT（Descriptor location）标志。当该位置位时，表示错误码的索引部分指向 IDT 中的一个门描述符。当该位复位时，表示索引部分指向 GDT 或 LDT 中的一个段描述符。
- 位 2 是 GDT/LDT 表选择标志 TI。只有当位 1 的 IDT=0 才有用。当该 TI=1 时，表示错误码的索引部分指向 LDT 中的一个描述符。当 TI=0 时，说明错误码中的索引部分指向 GDT 表中的一个描述符。

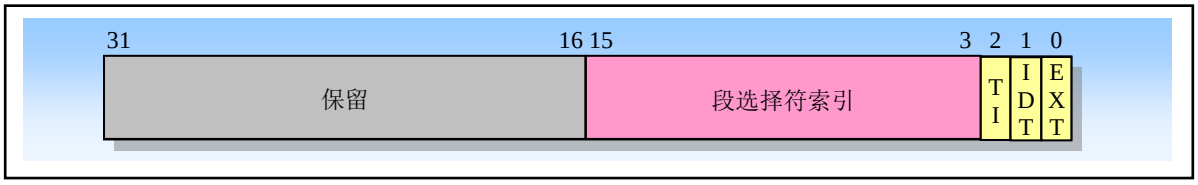



图 4-31 错误码格式

段选择索引字段提供了错误码引用的 IDT、GDT 或者当前 LDT 中段或门描述符的索引值。在某些情况下错误码是空的（即低 16 位全 0）。空错误码表示错误不是由于引用某个特定段造成，或者是在操作中引用了一个空段描述符。

页故障（Page-fault）异常的错误码格式与上面的不同，见图 4-32 所示。只有最低 3 个比特位有用，它们的名称与页表项中的最后三位相同（U/S、W/R、P）。含义和作用分别是：

- 位 0（P），异常是由于页面不存在或违反访问特权而引发。P=0，表示页不存在；P=1 表示违反页级保护权限。
- 位 1（W/R），异常是由于内存读或写操作引起。W/R=0，表示由读操作引起；W/R=1，表示由写操作引起。
- 位 2（U/S），发生异常时 CPU 执行的代码级别。U/S=0，表示 CPU 正在执行超级用户代码；U/S=1，表示 CPU 正在执行一般用户代码。

另外，处理器还会把引起页面故障异常所访问用的线性地址存放在 CR2 中。页出错异常处理程序可以使用这个地址来定位相关的页目录和页表项。


图 4-32 页面故障错误码格式

注意，错误不会被 IRET 指令自动地弹出堆栈，因此中断处理程序在返回之前必须清除堆栈上的错误

码。另外，虽然处理产生的某些异常会产生错误码并会自动地保存到处理过程的堆栈中，但是外部硬件中断或者程序执行 INT n 指令产生的异常并不会把错误码压入堆栈中。

# 4.7 任务管理

任务（Task）是处理器可以分配调度、执行和挂起的一个工作单元。它可用于执行程序、任务或进程、操作系统服务、中断或异常处理过程和内核代码。

80X86 提供了一种机制，这种机制可用来保存任务的状态、分派任务执行以及从一个任务切换到另一个任务。当工作在保护模式下，处理器所有运行都在任务中。即使是简单系统也必须起码定义一个任务。更为复杂的系统可以使用处理器的任务管理功能来支持多任务应用。

80X86 提供了多任务的硬件支持。任务是一个正在运行的程序，或者是一个等待准备运行的程序。通过中断、异常、跳转或调用，我们可以执行一个任务。当这些控制转移形式之一和某个描述符表中指定项的内容一起使用时，那么这个描述符就是一类导致新任务开始执行的描述符。描述符表中与任务相关的描述符有两类：任务状态段描述符和任务门。当执行权传给这任何一类描述符时，都会造成任务切换。

任务切换很象过程调用，但任务切换会保存更多的处理器状态信息。任务切换会把控制权完全转移到一个新的执行环境，即新任务的执行环境。这种转移操作要求保存处理器中几乎所有寄存器的当前内容，包括标志寄存器 EFLAGS 和所有段寄存器。与过程不过，任务不可重入。任务切换不会把任何信息压入堆栈中，处理器的状态信息都被保存在内存中称为任务状态段（Task state segment）的数据结构中。

## 4.7.1 任务的结构和状态

一个任务由两部分构成：任务执行空间和任务状态段 TSS（Task-state segment）。任务执行空间包括代码段、堆栈段和一个或多个数据段，见图 4-33 所示。如果操作系统使用了处理器的特权级保护机制，那么任务执行空间就需要为每个特权级提供一个独立的堆栈空间。TSS 指定了构成任务执行空间的各个段，并且为任务状态信息提供存储空间。在多任务环境中，TSS 也为任务之间的链接提供了处理方法。

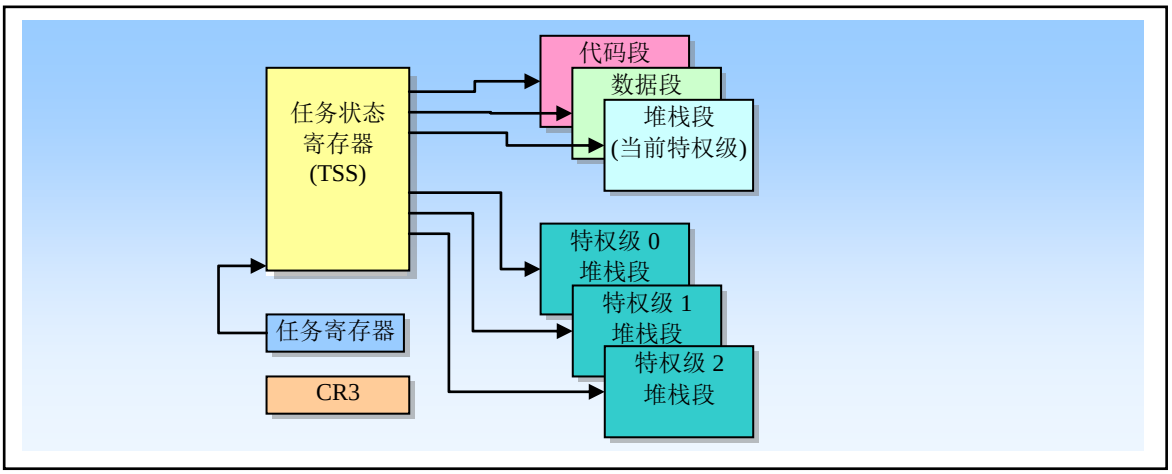



图 4-33 任务的结构和状态

一个任务使用指向其 TSS 的段选择符来指定。 当一个任务被加载进处理器中执行时，那么该任务的段选择符、基地址、段限长以及 TSS 段描述符属性就会被加载进任务寄存器 TR（Task Register）中。如果使用了分页机制，那么任务使用的页目录表基地址就会被加载进控制寄存器 CR3 中。当前执行任务的状态由处理器所有以下一些内容组成：

- 所有通用寄存器和段寄存器信息；
- 标志寄存器 EFLAGS、程序指针 EIP、控制寄存器 CR3、任务寄存器和 LDTR 寄存器；
- 段寄存器指定的任务当前执行空间；
- I/O 映射位图基地址和 I/O 位图信息（在 TSS 中）；
- 特权级 0、1 和 2 的堆栈指针（在 TSS 中）；
- 链接至前一个任务的链指针（在 TSS 中）。

## 4.7.2 任务的执行

软件或处理器可以使用以下方法之一来调度执行一个任务：

- 使用 CALL 指令明确地调用一个任务；
- 使用 JMP 指令明确地跳转到一个任务（Linux 内核使用的方式）；
- （由处理器）隐含地调用一个中断句柄处理任务；
- 隐含地调用一个异常句柄处理任务；

所有这些调度任务执行的方法都会使用一个指向任务门或任务 TSS 段的选择符来确定一个任务。当使用 CALL 或 JMP 指令调度一个任务时，指令中的选择符既可以直接选择任务的 TSS，也可以选择存放有 TSS 选择符的任务门。当调度一个任务来处理一个中断或异常时，那么 IDT 中该中断或异常表项必须是一个任务门，并且其中含有中断或异常处理任务的 TSS 选择符。

当调度一个任务执行时，当前正在运行任务和调度任务之间会自动地发生任务切换操作。在任务切换期间，当前运行任务的执行环境（称为任务的状态或上下文）会被保存到它的 TSS 中并且暂停该任务的执行。此后新调度任务的上下文会被加载进处理器中，并且从加载的 EIP 指向的指令处开始执行新任务。

如果当前执行任务（调用者）调用了被调度的新任务（被调用者），那么调用者的 TSS 段选择符会被保存在被调用者 TSS 中，从而提供了一个返回调用者的链接。对于所有 80X86 处理器，任务是不可递归调用的，即任务不能调用或跳转到自己。

中断或异常可以通过切换到一个任务来进行处理。在这种情况下，处理器不仅能够执行任务切换来处理中断或异常，而且也会在中断或异常处理任务返回时自动地切换回被中断的任务中去。这种操作方式可以处理在中断任务执行时发生的中断。

作为任务切换操作的一部份，处理器也会切换到另一个 LDT，从而允许每个任务对基于 LDT 的段具有不同逻辑到物理地址的映射。同时，页目录寄存器 CR3 也会在切换时被重新加载，因此每个任务可以有自己的一套页表。这些保护措施能够用来隔绝各个任务并且防止它们相互干扰。

使用处理器的任务管理功能来处理多任务应用是任选的。我们也可以使用软件来实现多任务，使得每个软件定义的任务在一个 80X86 体系结构的任务上下文中执行。

## 4.7.3 任务管理数据结构

处理器定义了一下一些支持多任务的寄存器和数据结构：

- 任务状态段 TSS；
- TSS 描述符；
- 任务寄存器 TR；
- 任务门描述符；
- 标志寄存器 EFLAGS 中的 NT 标志。

使用这些数据结构，处理器可以从一个任务切换到另一个任务，同时保存原任务的上下文，以允许任务重新执行。

### 4.7.3.1 任务状态段

用于恢复一个任务执行的处理器状态信息被保存在称为任务状态段 TSS（Task state segment）的段中。图 4-34 给出了 32 位 CPU 使用的 TSS 的格式。TSS 段中各字段可分成两大类：动态字段和静态字段。

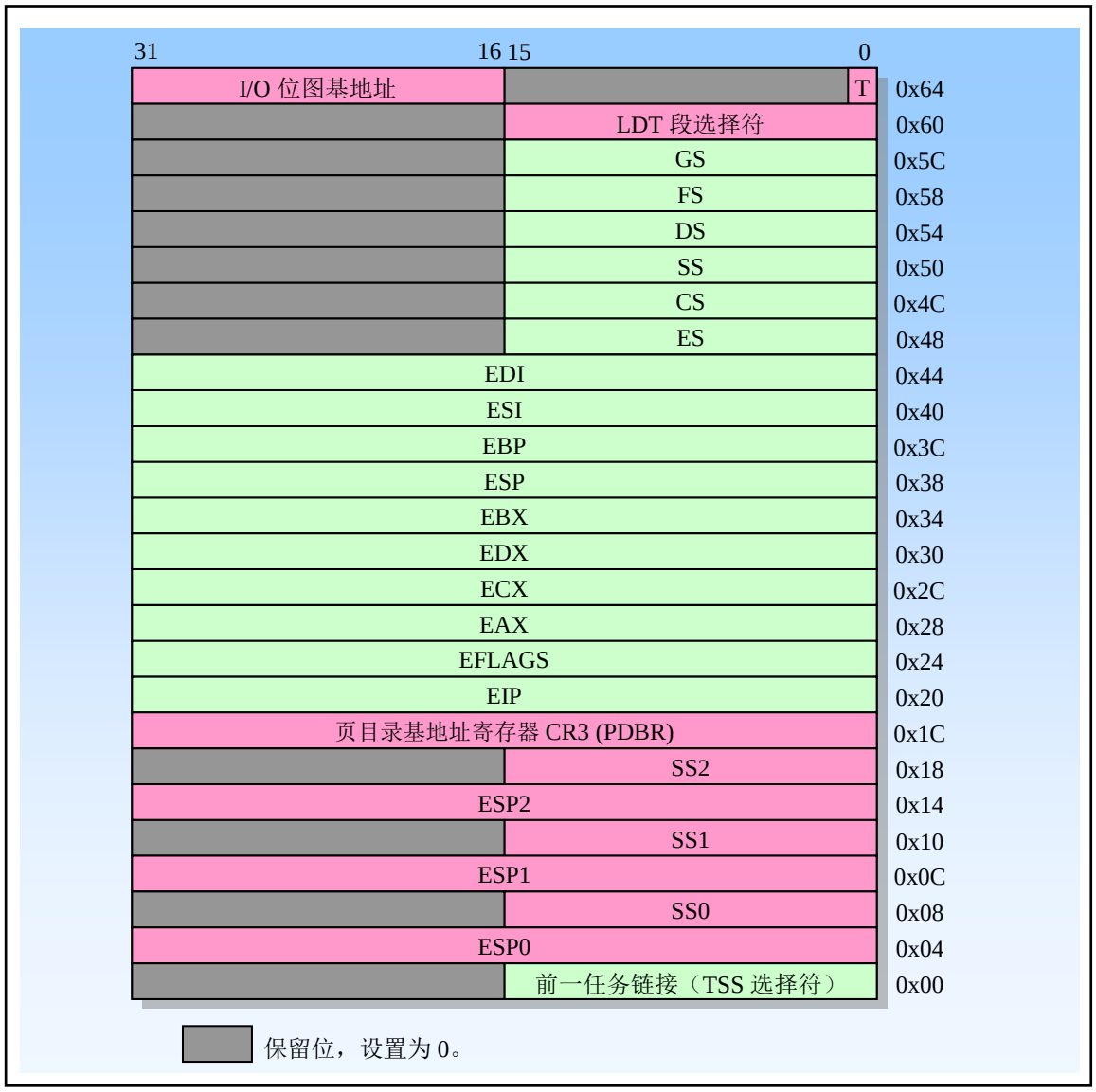



图 4-34 32 位任务状态段 TSS 格式

1. 动态字段。当任务切换而被挂起时，处理器会更新动态字段的内容。这些字段包括：
   - 通用寄存器字段。用于保存 EAX、ECX、EDX、EBX、ESP、EBP、ESI 和 EDI 寄存器的内容。
   - 段选择符字段。用于保存 ES、CS、SS、DS、FS 和 GS 段寄存器的内容。
   - 标志寄存器 EFLAGS 字段。在切换之前保存 EFLAGS。
   - 指令指针 EIP 字段。在切换之前保存 EIP 寄存器内容。
   - 先前任务连接字段。含有前一个任务 TSS 段选择符（在调用、中断或异常激发的任务切换时更新）。该字段（通常也称为后连接字段（Back link field））允许任务使用 IRET 指令切换到前一个任务。
2. 静态字段。处理器会读取静态字段的内容，但通常不会改变它们。这些字段内容是在任务被创建时设置的。这些字段有：
   - LDT 段选择符字段。含有任务的 LDT 段的选择符。
   - CR3 控制寄存器字段。含有任务使用的页目录物理基地址。控制寄存器 CR3 通常也被称为页目录基地址寄存器 PDBR（Page directory base register）。
   - 特权级 0、1 和 2 的堆栈指针字段。这些堆栈指针由堆栈段选择符（SS0、SS1 和 SS2）和栈中偏

移量指针（ESP0、ESP1 和 ESP2）组成。注意，对于指定的一个任务，这些字段的值是不变的。因此，如果任务中发生堆栈切换，寄存器 SS 和 ESP 的内容将会改变。

- 调试陷阱（Debug Trap）T 标志字段。该字段位于字节 0x64 比特 0 处。当设置了该位时，处理器切换到该任务的操作将产生一个调试异常。
- I/O 位图基地址字段。该字段含有从 TSS 段开始处到 I/O 许可位图处的 16 位偏移值。

如果使用了分页机制，那么在任务切换期间应该避免处理器操作的 TSS 段中（前 104 字节中）含有内存页边界。如果 TSS 这部分包含内存页边界，那么该边界处两边的页面都必须同时并且连续存在于内存中。另外，如果使用了分页机制，那么与原任务 TSS 和新任务 TSS 相关的页面，以及对应的描述符表表项应该是可读写的。

### 4.7.3.2 TSS 描述符

与其他段一样，任务状态段 TSS 也是使用段描述符来定义。图 4-35 给出了 TSS 描述符的格式。TSS 描述符只能存放在 GDT 中。

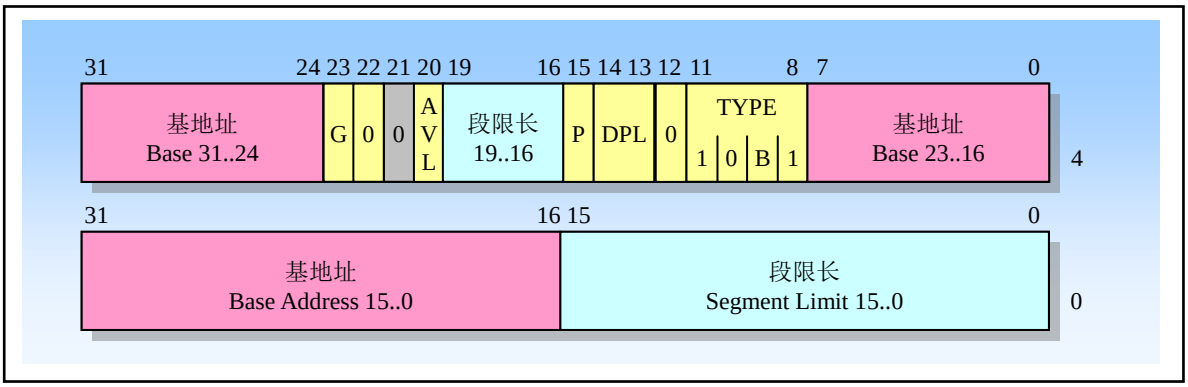



图 4-35 TSS 段描述符格式

类型字段 TYPE 中的忙标志 B 用于指明任务是否处于忙状态。忙状态的任务是当前正在执行的任务或等待执行（被挂起）的任务。值为 0b1001 的类型字段表明任务处于非活动状态；而值为 0b1011 的类型字段表示任务正忙。任务是不可以递归执行的，因此处理器使用忙标志 B 来检测任何企图对被中断执行任务的调用。

其中基地址、段限长、描述符特权级 DPL、颗粒度 G 和存在位具有与数据段描述符中相应字段同样的功能。当 G=0 时，限长字段必须具有等于或大于 103（0x67）的值，即 TSS 段的最小长度不得小于 104 字节。如果 TSS 段中还包含 I/O 许可位图，那么 TSS 段长度需要大一些。另外，如果操作系统还想在 TSS 段中存放其他一些信息，那么 TSS 段就需要更大的长度。

使用调用或跳转指令，任何可以访问 TSS 描述符的程序都能够造成任务切换。可以访问 TSS 描述符的程序其 CPL 数值必须小于或等于 TSS 描述符的 DPL。在大多数系统中，TSS 描述符的 DPL 字段值应该设置成小于 3。这样，只有具有特权级的软件可以执行任务切换操作。然而在多任务应用中，某些 TSS 的 DPL 可以设置成 3，以使得在用户特权级上也能进行任务切换操作。

可访问一个 TSS 段描述符并没有给程序读写该描述符的能力。若想读或修改一个 TSS 段描述符，可以使用映射到内存相同位置的数据段描述符（即别名描述符）来操作。把 TSS 描述符加载进任何段寄存器将导致一个异常。企图使用 TI 标志置位的选择符（即当前 LDT 中的选择符）来访问 TSS 段也将导致异常。

### 4.7.3.3 任务寄存器

任务寄存器 TR（Task Register）中存放着 16 位的段选择符以及当前任务 TSS 段的整个描述符（不可见部分）。这些信息是从 GDT 中当前任务的 TSS 描述符中复制过来的。处理器使用任务寄存器 TR 的不可见部分来缓冲 TSS 段描述符内容。

指令 LTR 和 STR 分别用于加载和保存任务寄存器的可见部分，即 TSS 段的选择符。LTR 指令只能被特权级 0 的程序执行。LTR 指令通常用于系统初始化期间给 TR 寄存器加载初值（例如，任务 0 的 TSS 段选择符），随后在系统运行期间，TR 的内容会在任务切换时自动地被改变。

#### 4.7.3.4 任务门描述符

任务门描述符（Task gate descriptor）提供对一个任务间接、受保护地的引用，其格式见图所示。任务门描述符可以被存放在 GDT、LDT 或 IDT 表中。

任务门描述符中的 TSS 选择符字段指向 GDT 中的一个 TSS 段描述符。这个 TSS 选择符字段中的 RPL 域不用。任务门描述符中的 DPL 用于在任务切换时控制对 TSS 段的访问。当程序通过任务门调用或跳转到一个任务时，程序的 CPL 以及指向任务门的门选择符的 RPL 值必须小于或等于任务门描述符中的 DPL。请注意，当使用任务门时，目标 TSS 段描述符的 DPL 忽略不用。

程序可以通过任务门描述符或者 TSS 段描述符来访问一个任务。图 4-36 示出了 LDT、GDT 和 IDT 表中的任务门如何都指向同一个任务。

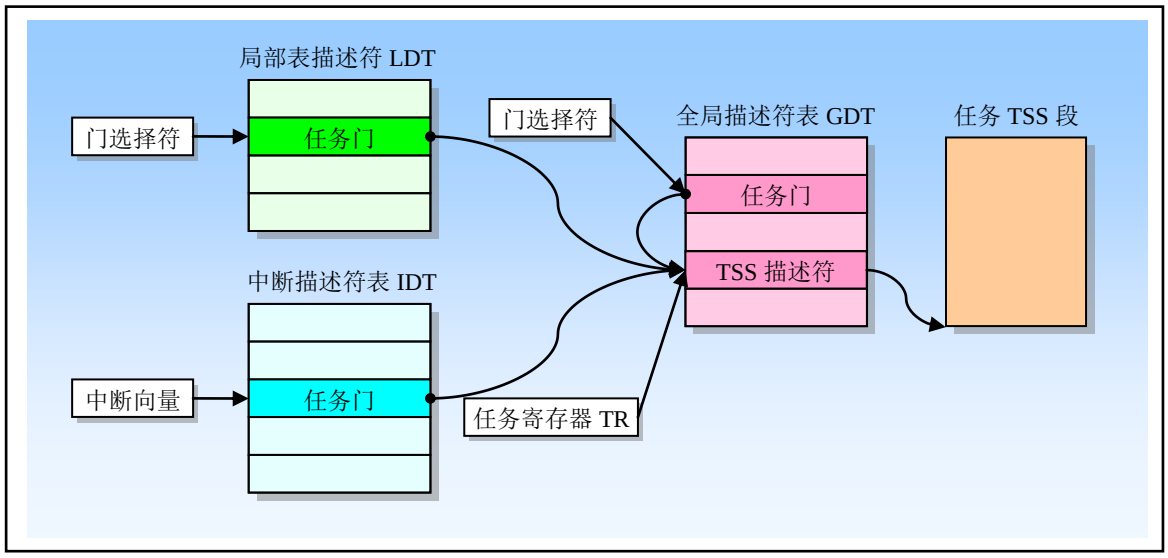



图 4-36 引用同一任务的任务门

## 4.7.4 任务切换

处理器可使用一下 4 种方式之一执行任务切换操作：

1. 当前任务对 GDT 中的 TSS 描述符执行 JMP 或 CALL 指令；
2. 当前任务对 GDT 或 LDT 中的任务门描述符执行 JMP 或 CALL 指令；
3. 中断或异常向量指向 IDT 表中的任务门描述符；
4. 当 EFLAGS 中的 NT 标志置位时当前任务执行 IRET 指令。

JMP、CALL 和 IRET 指令以及中断和异常都是处理器的普通机制，可用于不发生任务切换的环境中。对于 TSS 描述符或任务门的引用（当调用或跳转到一个任务），或者 NT 标志的状态（当执行 IRET 指令时）确定了是否会发生任务切换。

为了进行任务切换，JMP 或 CALL 指令能够把控制转移到 TSS 描述符或任务门上。使用这两种方式的作用相同，都会导致处理器把控制转移到指定的任务中，见图 4-37 所示。

当中断或异常的向量索引的是 IDT 中的一个任务门时，一个中断或异常就会造成任务切换。如果向量索引的是 IDT 中的一个中断或陷阱门，则不会造成任务切换。

中断服务过程总是把执行权返回到被中断的过程中，被中断的过程可能在另一个任务中。如果 NT 标

志处于复位状态，则执行一般返回处理。如果 NT 标志是置位状态，则返回操作会产生任务切换。切换到的新任务由中断服务过程 TSS 中的 TSS 选择符（前一任务链接字段）指定。

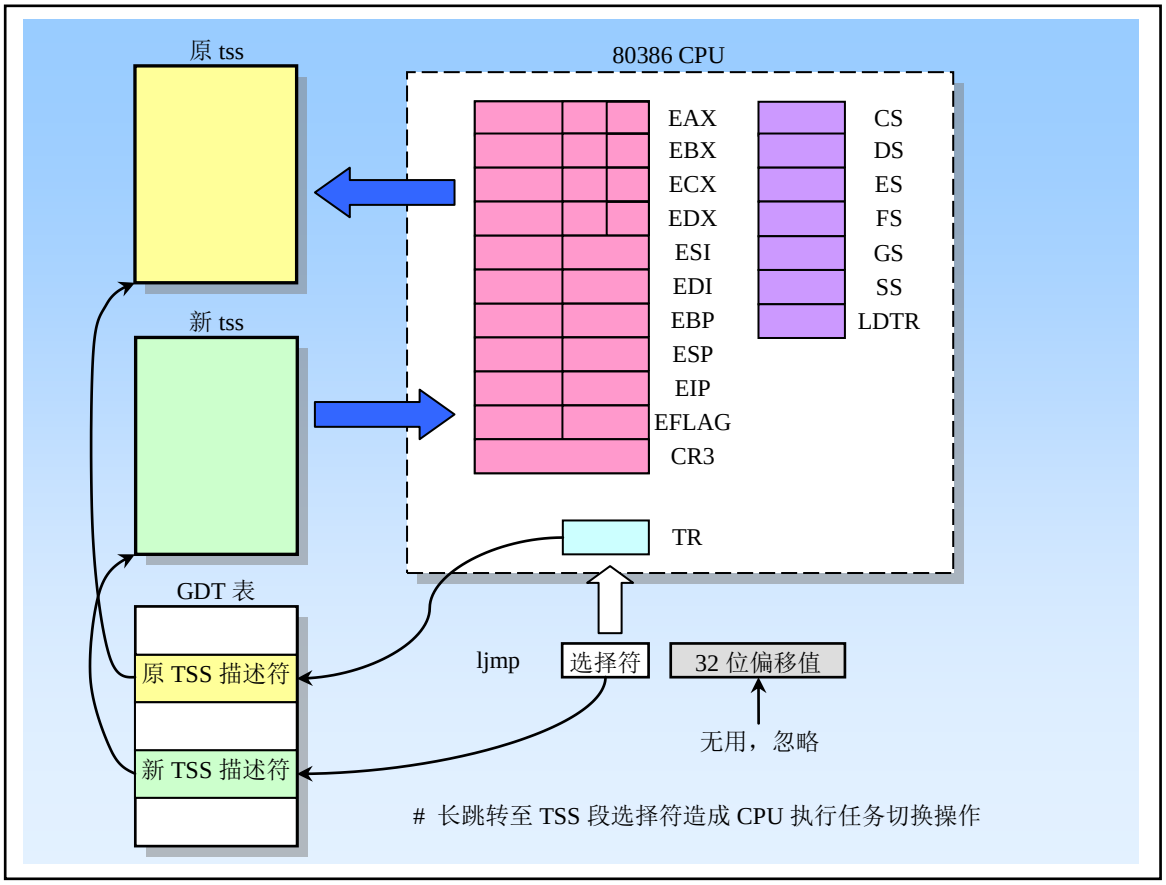



图 4-37 任务切换操作示意图

当切换到一个新任务时，处理器会执行一下操作：

1. 从作为 JMP 或 CALL 指令操作数中，或者从任务门中，或者从当前 TSS 的前一任务链接字段（对于由 IRET 引起的任务切换）中取得新任务的 TSS 段选择符。
2. 检查当前任务是否允许切换到新任务。把数据访问特权级规则应用到 JMP 和 CALL 指令上。当前任务的 CPL 和新任务段选择符的 RPL 必须小于或等于 TSS 段描述符的 DPL，或者引用的是一个任务门。无论目标任务门或 TSS 段描述符的 DPL 是何值，异常、中断（除了使用 INT n 指令产生的中断）和 IRET 指令都允许执行任务切换。对于 INT n 指令产生的中断将检查 DPL。
3. 检查新任务的 TSS 描述符是标注为存在的（P=1），并且 TSS 段长度有效（大于 0x67）。当试图执行会产生错误的指令时，都会恢复对处理器状态的任何改变。这使得异常处理过程的返回地址指向出错指令，而非出错指令随后的一条指令。因此异常处理过程可以处理出错条件并且重新执行任务。异常处理过程的介入处理对应用程序来说是完全透明的。
4. 如果任务切换产生自 JMP 或 IRET 指令，处理器就会把当前任务（老任务）TSS 描述符中的忙标志 B 复位；如果任务切换是由 CALL 指令、异常或中断产生，则忙标志 B 不动。
5. 如果任务切换由 IRET 产生，则处理器会把临时保存的 EFLAGS 映像中的 NT 标志复位；如果任务切换由 CALL、JMP 指令或者异常或中断产生，则不用改动上述 NT 标志。
6. 把当前任务的状态保存到当前任务的 TSS 中。处理器会从任务寄存器中取得当前任务 TSS 的基地址，并且把一下寄存器内容复制到当前 TSS 中：所有通用寄存器、段寄存器中的段选择符、标志

寄存器 EFLAGS 以及指令指针 EIP。

7. 如果任务切换是由 CALL 指令、异常或中断产生，则处理器就会把从新任务中加载的 EFLAGS 中的 NT 标志置位。如果任务切换产生自 JMP 或 IRET 指令，就不改动新加载 EFLAGS 中的标志。
8. 如果任务切换由 CALL、JMP 指令或者异常或中断产生，处理器就会设置新任务 TSS 描述符中的忙标志 B。如果任务切换由 IRET 产生，则不去改动 B 标志。
9. 使用新任务 TSS 的段选择符和描述符加载任务寄存器 TR（包括隐藏部分）。设置 CR0 寄存器的 TS 标志。
10. 把新任务的 TSS 状态加载进处理器。这包括 LDTR 寄存器、PDBR（CR3）寄存器、EFLAGS 寄存器、EIP 寄存器以及通用寄存器和段选择符。在此期间检测到的任何错误都将出现在新任务的上下文中。
11. 开始执行新任务（对于异常处理过程，新任务的第一条指令显现出还没有执行）。

当成功地进行了任务切换操作，当前执行任务的状态总是会被保存起来。当任务恢复执行时，任务将从保存的 EIP 指向的指令处开始执行，并且所有寄存器都恢复到任务挂起时的值。

当执行任务切换时，新任务的特权级与原任务的特权级没有任何关系。新任务在 CS 寄存器的 CPL 字段指定的特权级上开始运行。因为各个任务通过它们独立的地址空间和 TSS 段相互隔绝，并且特权级规则已经控制对 TSS 的访问，所以在任务切换时软件不需要再进行特权级检查。

每次任务切换都会设置控制寄存器 CR0 中的任务切换标志 TS。该标志对系统软件非常有用。系统软件可用 TS 标志来协调处理器和浮点协处理器之间的操作。TS 标志表明协处理器中的上下文可能与当前任务的不一致。

## 4.7.5 任务链

TSS 的前一任务连接（Backlink）字段以及 EFLAGS 中的 NT 标志用于返回到前一个任务操作中。NT 标志指出了当前执行的任务是否是嵌套在另一个任务中执行，并且当前任务的前一任务连接字段中存放着嵌套层中更高层任务的 TSS 选择符，若有的话（见图 4-38 所示）。

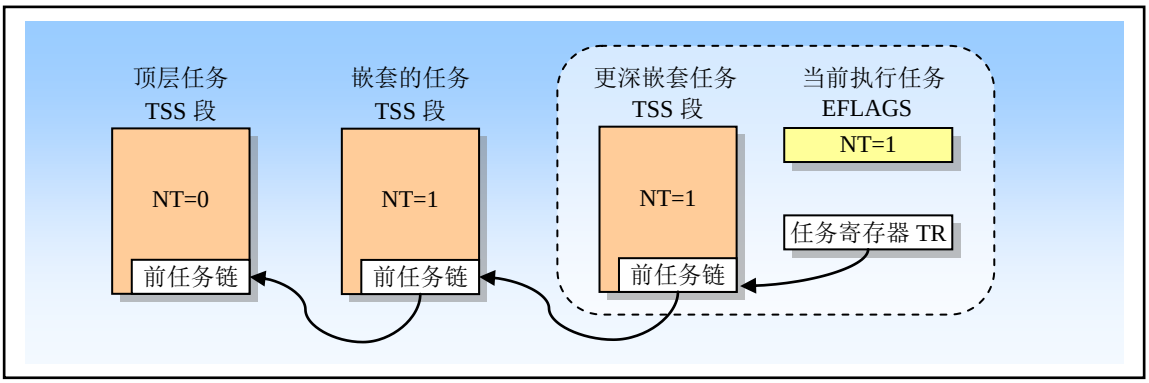



图 4-38 任务链示意图

当 CALL 指令、中断或异常造成任务切换，处理器把当前 TSS 段的选择符复制到新任务 TSS 段的前一任务链接字段中，然后在 EFLAGS 中设置 NT 标志。NT 标志指明 TSS 的前一任务链接字段中存放有保存的 TSS 段选择符。如果软件使用 IRET 指令挂起新任务，处理器就会使用前一任务链接字段中值和 NT 标志返回到前一个任务。也即如果 NT 标志是置位的话，处理器会切换到前一任务链接字段指定的任务去执行。

注意，当任务切换是由 JMP 指令造成，那么新任务就不会是嵌套的。也即，NT 标志会被设置为 0，并且不使用前一任务链接字段。JMP 指令用于不希望出现嵌套的任务切换中。

表 4-10 总结了任务切换期间，忙标志 B（在 TSS 段描述符中）、NT 标志、前一任务链接字段和 TS 标志（在 CR0 中）的用法。注意，运行于任何特权级上的程序都可以修改 NT 标志，因此任何程序都可以设置 NT 标志并执行 IRET 指令。这种做法会让处理器去执行当前任务 TSS 的前一任务链接字段指定的任务。为了避免这种伪造的任务切换执行成功，操作系统应该把每个 TSS 的该字段初始化为 0。

表 4-10 任务切换对忙标志、NT 标志、前一任务链字段和 TS 标志的影响

| 标志或字段 | JMP 指令的影响 | CALL 指令或中断的影响 | IRET 指令的影响 |
|---|---|---|---|
| 新任务忙标志 B | 设置标志。以前须已被清除 | 设置标志。以前须已被清除 | 不变。必须已被设置。 |
| 老任务忙标志 B | 被清除。 | 不变。当前处于设置状态。 | 设置标志。 |
| 新任务 NT 标志 | 设置成新任务 TSS 中的值。 | 设置标志 | 设置成新任务 TSS 中的值。 |
| 老任务 NT 标志 | 不变 | 不变 | 清除标志 |
| 新任务链接字段 | 不变 | 存放老任务 TSS 段选择符 | 不变 |
| 老人物链接字段 | 不变 | 不变 | 不变 |
| CR0 中 TS 标志 | 设置标志 | 设置标志 | 设置标志 |

## 4.7.6 任务地址空间

任务的地址空间由任务能够访问的段构成。这些段包括代码段、数据段、堆栈段、TSS 中引用的系统段以及任务代码能够访问的任何其他段。这些段都被映射到处理器的线性地址空间中，并且随后被直接地或者通过分页机制映射到处理器的物理地址空间中。

TSS 中的 LDT 字段可以用于给出每个任务自己的 LDT。对于一个给定的任务，通过把与任务相关的所有段描述符放入 LDT 中，任务的地址空间就可以与其他任务的隔绝开来。

当然，几个任务也可以使用同一个 LDT。这是一种简单而有效的允许某些任务互相通信或控制的方法，而无须抛弃整个系统的保护屏障。

因为所有任务都可以访问 GDT，所以也同样可以创建通过此表访问的共享段。

如果开启了分页机制，则 TSS 中的 CR3 寄存器字段可以让每个任务有它自己的页表。或者，几个任务能够共享相同页表集。

### 4.7.6.1 把任务映射到线性和物理地址空间

有两种方法可以把任务映射到线性地址空间和物理地址空间：

- 所有任务共享一个线性到物理地址空间的映射。当没有开启分页机制时，就只能使用这个办法。不开启分页时，所有线性地址映射到相同的物理地址上。当开启了分页机制，那么通过让所有任务使用一个页目录，我们就可以使用这种从线性到物理地址空间的映射形式。如果支持需求页虚拟存储技术，则线性地址空间可以超过现有物理地址空间的大小。
- 每个任务有自己的线性地址空间，并映射到物理地址空间。通过让每个任务使用不同的页目录，我们就可以使用这种映射形式。因为每次任务切换都会加载 PDBR（控制寄存器 CR3），所以每个任务可以有不同的页目录。

不同任务的线性地址空间可以映射到完全不同的物理地址上。如果不同页目录的条目（表项）指向不同的页表，而且页表也指向物理地址中不同的页面上，那么各个任务就不会共享任何物理地址。

对于映射任务线性地址空间的这两种方法，所有任务的 TSS 都必须存放在共享的物理地址空间区域中，并且所有任务都能访问这个区域。为了让处理器执行任务切换而读取或更新 TSS 时，TSS 地址的映射不会改变，就需要使用这种映射方式。GDT 所映射的线性地址空间也应该映射到共享的物理地址空间中。否则就丧失了 GDT 的作用。

### 4.7.6.2 任务逻辑地址空间

为了在任务之间共享数据，可使用下列方法之一来为数据段建立共享的逻辑到物理地址空间的映射：

通过使用 GDT 中的段描述符。所有任务必须能够访问 GDT 中的段描述符。如果 GDT 中的某些段描述符指向线性地址空间中的一些段，并且这些段被映射到所有任务共享的物理地址空间中，那么所有任务都可以共享这些段中的代码和数据。

通过共享的 LDT。两个或多个任务可以使用相同的 LDT，如果它们 TSS 中 LDT 字段指向同一个 LDT。如果一个共享的 LDT 中某些段描述符指向映射到物理地址空间公共区域的段，那么共享 LDT 的所有任务可以共享这些段中的所有代码和数据。这种共享方式要比通过 GDT 来共享好，因为这样做可以把共享局限于指定的一些任务中。系统中有与此不同 LDT 的其他任务没有访问这些共享段的权利。

通过映射到线性地址空间公共地址区域的不同 LDT 中的段描述符。如果线性地址空间中的这个公共区域对每个任务都映射到物理地址空间的相同区域，那么这些段描述符就允许任务共享这些段。这样的段描述符通常称为别名段。这个共享方式要比上面给出的方式来得更好，因为 LDT 中的其他段描述符可以指向独立的未共享线性地址区域。

# 4.8 保护模式编程初始化

我们知道，80X86 可以工作在几种模式下。当机器上电或硬件复位时，处理器工作在 8086 处理器兼容的实地址模式下，并且从物理地址 0xFFFFFFF0 处开始执行软件初始化代码（通常在 EPROM 中）。软件初始化代码首先必须设置基本系统功能操作必要的数据结构信息，例如处理中断和异常的实模式 IDT 表（即中断向量表）。如果处理器将仍然工作在实模式下，软件必须加载操作系统模块和相应数据以允许应用程序能在实模式下可靠地运行。如果处理器将要工作在保护模式下，那么操作系统软件就必须加载保护模式操作必要的数据结构信息，然后切换到保护模式。

## 4.8.1 进入保护模式时的初始化操作

保护模式所需要的一些数据结构由处理器内存管理功能确定。处理器支持分段模型，可以使用从单个、统一的地址空间平坦模型到每个任务都具有几个受保护地址空间的高度结构化的多段模型。分页机制能够用来部分在内存、部分在磁盘上的大型数据结构信息。这两种地址转换形式都需要操作系统在内存中为内存管理硬件设置所要求的数据结构。因此在处理器能够被切换到保护模式下运行之前，操作系统加载和初始化软件（bootsect.s、setup.s 和 head.s）必须在内存中先设置好保护模式下使用的数据结构的基本信息。这些数据结构包括以下几种：

- 保护模式中断描述符表 IDT；
- 全局描述符表 GDT；
- 任务状态段 TSS；
- 局部描述符表 LDT；
- 若使用分页机制，则起码需要设置一个页目录和一个页表；
- 处理器切换到保护模式下运行的代码段；
- 含有中断和异常处理程序的代码模块。

在能够切换到保护模式之前，软件初始化代码还必须设置以下系统寄存器：

- 全局描述符表基地址寄存器 GDTR；
- 中断描述符表基地址寄存器 IDTR；
- 控制寄存器 CR1--CR3；

在初始化了这些数据结构、代码模块和系统寄存器之后，通过设置 CR0 寄存器的保护模式标志 PE（位 0），处理器就可以切换到保护模式下运行。

### 4.8.1.1 保护模式系统结构表

软件初始化期间在内存中设置的保护模式系统表主要依赖于操作系统将要支持的内存管理类型：平坦的、平坦并支持分页的、分段的或者分段并支持分页的。

为了实现无分页的平坦内存模型，软件初始化代码必须起码设置具有一个代码段和一个数据段的 GDT 表。当然 GDT 表第 1 项还需要放置一个空描述符。堆栈可以放置在普通可读写数据段中，因此并不需要专门的堆栈描述符。支持分页机制的平坦内存模型还需要一个页目录和至少一个页表。在可以使用 GDT 表之前，必须使用 LGDT 指令把 GDT 表的基地址和长度值加载到 GDTR 寄存器中。

而多段模型则还需要用于操作系统的其他段，以及用于每个应用程序的段和 LDT 表段。LDT 表的段描述符要求存放在 GDT 表中。某些操作系统会为应用程序另行分配新段和新的 LDT 段。这种做法为动态编程环境提供了最大灵活性，例如 Linux 操作系统就使用了这种方式。象过程控制器那样的嵌入式系统可以预先为固定数量的应用程序分配固定数量的段和 LDT，这是实现实时系统软件环境结构的一种简单而有效的方法。

#### 4.8.1.2 保护模式异常和中断初始化

软件初始化代码必须设置一个保护模式 IDT，其中最少需要含有处理器可能产生的每个异常向量对应的门描述符。如果使用了中断或陷阱门，那么门描述符可以都指向包含中断和异常处理过程的同一个代码段。若使用了任务门，那么每个使用任务门的异常处理过程都需要一个 TSS 以及相关的代码、数据和堆栈段。如果允许硬件产生中断，那么必须在 IDT 中为一个或多个中断处理过程设置门描述符。

在可以使用 IDT 之前，必须使用 LIDT 指令把 IDT 表基地址和长度加载到 IDTR 寄存器中。

#### 4.8.1.3 分页机制初始化

分页机制由控制寄存器 CR0 中的 PG 标志设置。当这个标志被清 0 时（即硬件复位时的状态），分页机制被关闭；当设置了 PG 标志，就开启分页机制。在设置 PG 标志之前，必须先初始化以下数据结构和寄存器：

- 软件必须在物理内存中建立至少一个页目录和一个页表。如果页目录表中含有指向自身的目录项时，可以不使用页表。此时页目录表和页表被存放在同一页面中。
- 把页目录表的物理基地址加载到 CR3 寄存器中（也称为 PDBR 寄存器）。
- 处理器处于保护模式下。如果满足所有其他限制，则 PG 和 PE 标志可以同时设置。

为保持兼容性，设置 PG 标志（以及 PE 标志）时必须遵守以下规则：

- 设置 PG 标志的指令应该立刻跟随一条 JMP 指令。MOV CR0 指令后面的 JMP 指令会改变执行流，所以它会清空 80X86 处理器已经取得或已译码的指令。然而，Pentium 及以上处理器使用了分支目标缓冲器 BTB（Branch Target Buffer）为分支代码定向，因此减去了为分支指令刷新队列的需要。
- 设置 PG 标志到跳转指令 JMP 之间的代码必须来自对等映射（即跳转之前的线性地址与开启分页后的物理地址相同）的一个页面上。

#### 4.8.1.4 多任务初始化

如果将要使用多任务机制，并且/或者允许改变特权级，那么软件初始化代码必须至少设置一个 TSS 及相应的 TSS 段描述符（因为特权级 0、1 和 2 的各栈段指针需要从 TSS 中取得）。在创建 TSS 描述符时不要将其标注为忙（不要设置忙标志），该标志仅由处理器在执行任务切换时设置。与 LDT 段描述符相同，TSS 的描述符也存放在 GDT 中。

在处理器切换到保护模式之后，可以用 LTR 指令把 TSS 段描述符的选择符加载到任务寄存器 TR 中。这个指令会把 TSS 标记成忙状态（B=1），但是并不执行任务切换操作。然后处理器可以使用这个 TSS 来定位特权级 0、1 和 2 的堆栈。在保护模式中，软件进行第一次任务切换之前必须首先加载 TSS 段的选择符，因为任务切换会把当前任务状态复制到该 TSS 中。

在 LTR 指令执行之后，随后对任务寄存器的操作由任务切换进行。与其他的段和 LDT 类似，TSS 段和 TSS 段描述符可以预先设置好，也可以在需要时进行设置。

### 4.8.2 模式切换

为了让处理器工作在保护模式下，必须从实地址模式下进行模式切换操作。一旦进入保护模式，软件

通常不会再需要回到实地址模式。为了还能运行为实地址模式编制的程序，通常在虚拟-8086 模式中运行比再切换回实模式下运行更为方便。

#### 4.8.2.1 切换到保护模式

在切换到保护模式之前，必须首先加载一些起码的系统数据结构和代码模块。一旦建立了这些系统表，软件初始化代码就可以切换到保护模式中。通过执行在 CR0 寄存器中设置 PE 标志的 MOV CR0 指令，我们就可以进行保护模式。（在同一个指令中，CR0 的 PG 标志可用于开启分页机制。）刚进入保护模式中运行时，特权级是 0。为了保证程序的兼容性，切换操作应该按照以下步骤进行：

1. 禁止中断。使用 CLI 指令可以禁止可屏蔽硬件中断。NMI 会由硬件电路来禁止。同时软件应该确保在模式切换操作期间不产生异常和中断。
2. 执行 LGDT 指令把 GDT 表的基地址加载进 GDTR 寄存器。
3. 执行在控制寄存器 CR0 中设置 PE 标志（可选同时设置 PG 标志）的 MOV CR0 指令。
4. 在 MOV CR0 指令之后立刻执行一个远跳转 JMP 或远调用 CALL 指令。这个操作通常是远跳转到或远调用指令流中的下一条指令。
5. 若要使用局部描述符表，则执行 LLDT 指令把 LDT 段的选择符加载到 LDTR 寄存器中。
6. 执行 LTR 指令，用初始保护模式任务的段选择符或者可写内存区域的段描述符加载任务寄存器 TR。这个可写内存区域用于在任务切换时存放任务的 TSS 信息。
7. 在进入保护模式后，段寄存器仍然含有在实地址模式时的内容。第 4 步中的 JMP 或 CALL 指令会重置 CS 寄存器。执行以下操作之一可以更新其余段寄存器的内容：其余段寄存器的内容可通过重新加载或切换到一个新任务来更新。
8. 执行 LIDT 指令把保护模式 IDT 表的基地址和长度加载到 IDTR 寄存器中。
9. 执行 STI 指令开启可屏蔽硬件中断，并且执行必要的硬件操作开启 NMI 中断。

另外，MOV CR0 指令之后紧接着的 JMP 或 CALL 指令会改变执行流。如果开启了分页机制，那么 MOV CR0 指令到 JMP 或 CALL 指令之间的代码必须来自对等映射（即跳转之前的线性地址与开启分页后的物理地址相同）的一个页面上。而 JMP 或 CALL 指令跳转到的目标指令并不需要处于对等映射页面上。

#### 4.8.2.2 切换回实地址模式

若想切换回实地址模式，则可以使用 MOV CR0 指令把控制寄存器 CR0 中的 PE 标志清 0。重新进入实地址模式的过程应该按照以下步骤进行：

1. 禁止中断。使用 CLI 指令可以禁止可屏蔽硬件中断。NMI 会由硬件电路来禁止。同时软件应该确保在模式切换操作期间不产生异常和中断。
2. 如果已开启分页机制，那么需要执行：
   - 把程序的控制转移到对等映射的线性地址处（即线性地址等于物理地址）。
   - 确保 GDT 和 IDT 在对等映射的页面上。
   - 清除 CR0 中的 PG 标志。
   - CR3 寄存器中设置为 0x00，用于刷新 TLB 缓冲。
3. 把程序的控制转移到长度为 64KB（0xFFFF）的可读段中。这步操作使用实模式要求的段长度加载 CS 寄存器。
4. 使用指向含有以下设置值的描述符的选择符来加载 SS、DS、ES、FS 和 GS 段寄存器。
   - 段限长 Limit = 64KB
   - 字节颗粒度（G=0）。
   - 向上扩展（E=0）。
   - 可写（W=1）。
   - 存在（P=1）。
5. 执行 LIDT 指令来指向在 1MB 实模式地址范围内的实地址模式中断表。
6. 清除 CR0 中的 PE 标志来切换到实地址模式。

7. 执行一个远跳转指令跳转到一个实模式程序中。这步操作会刷新指令队列并且为 CS 寄存器加载合适的基地址和访问权限值。
8. 加载实地址模式程序代码会使用的 SS、DS、ES、FS 和 GS 寄存器。
9. 执行 STI 指令开启可屏蔽硬件中断，并且执行必要的硬件操作开启 NMI 中断。

# 4.9 一个简单的多任务内核实例

作为对本章和前几章内容的总结，本节完整描述了一个简单多任务内核的设计和实现方法。这个内核示例中包含两个特权级 3 的用户任务和一个系统调用中断过程。我们首先说明这个简单内核的基本结构和加载运行的基本原理，然后描述它是如何被加载进机器 RAM 内存中以及两个任务是如何进行切换运行的。最后我们给出实现这个简单内核的源程序：启动引导程序 boot.s 和保护模式多任务内核程序 head.s。

## 4.9.1 多任务程序结构和工作原理

本节给出的内核实例由 2 个文件构成。一个是使用 as86 语言编制的引导启动程序 boot.s，用于在计算机系统加电时从启动盘上把内核代码加载到内存中；另一个是使用 GNU as 汇编语言编制的内核程序 head.s，其中实现了两个运行在特权级 3 上的任务在时钟中断控制下相互切换运行，并且还实现了在屏幕上显示字符的一个系统调用。我们把这两个任务分别称为任务 A 和任务 B（或任务 0 和任务 1），它们会调用这个显示系统调用在屏幕上分别显示出字符'A'和'B'，直到每个 10 毫秒切换到另一个任务。任务 A 连续循环地调用系统调用在屏幕上显示字符'A'；任务 B 则一直显示字符'B'。若要终止这个内核实例程序，则需要重新启动机器，或者关闭运行的模拟 PC 运行环境软件。

boot.s 程序编译出的代码共 512 字节，将被存放在软盘映像文件的第一个扇区中，见图 4-39 所示。PC 机在加电启动时，ROM BIOS 中的程序会把启动盘上第一个扇区加载到物理内存 0x7c00（31KB）位置开始处，并把执行权转移到 0x7c00 处开始运行 boot 程序代码。

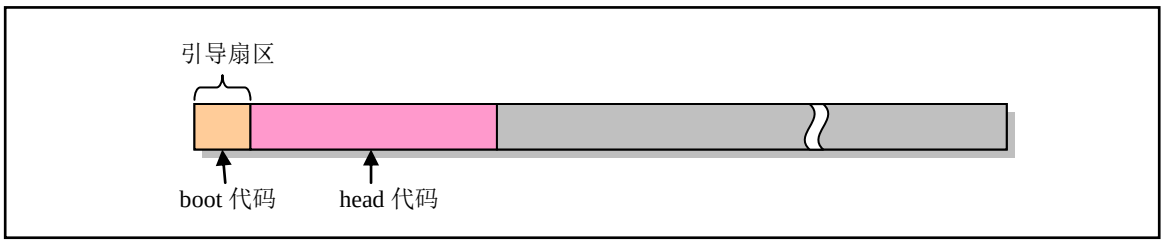



图 4-39 软盘映像文件示意图

boot 程序的主要功能是把软盘或映像文件中的 head 内核代码加载到内存某个指定位置处，并在设置好临时 GDT 表等信息后，把处理器设置成运行在保护模式下，然后跳转到 head 代码处去运行内核代码。实际上，boot.s 程序会首先利用 ROM BIOS 中断 int 0x13 把软盘中的 head 代码读入到内存 0x10000（64KB）位置开始处，然后再把这段 head 代码移动到内存 0 开始处。最后设置控制寄存器 CR0 中的开启保护运行模式标志，并跳转到内存 0 处开始执行 head 代码。boot 程序代码在内存中移动 head 代码的示意图见图 4-40 所示。

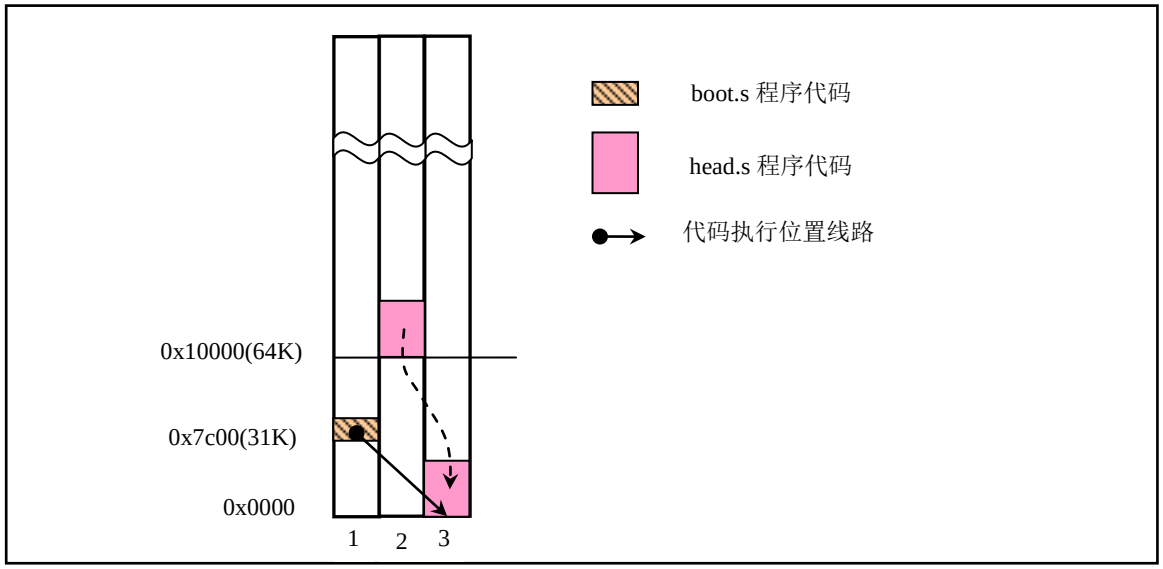



图 4-40 内核示例代码在物理内存中的移动和分布情况

把 head 内核代码移动到物理内存 0 开始处的主要原因是为了设置 GDT 表时可以简单一些，因而也能让 head.s 程序尽量短一些。但是我们不能让 boot 程序把 head 代码从软盘或映像文件中直接加载到内存 0 处。因为加载操作需要使用 ROM BIOS 提供的中断过程，而 BIOS 使用的中断向量表正处于内存 0 开始的地方，并且在内存 1KB 开始处是 BIOS 程序使用的数据区，所以若直接把 head 代码加载到内存 0 处将使得 BIOS 中断过程不能正常运行。当然我们也可以把 head 代码加载到内存 0x10000 处后就直接跳转到该处运行 head 代码，使用这种方式的源程序可从 oldlinux.org 网站下载，见下面说明。

head.s 程序运行在 32 位保护模式下，其中主要包括初始设置的代码、时钟中断 int 0x08 的过程代码、系统调用中断 int 0x80 的过程代码以及任务 A 和任务 B 等的代码和数据。其中初始设置工作主要包括：①重新设置 GDT 表；②设置系统定时器芯片；③重新设置 IDT 表并且设置时钟和系统调用中断门；④移动到任务 A 中执行。

在虚拟地址空间中 head.s 程序的内核代码和任务代码分配图如图 4-41 所示。实际上，本内核示例中所有代码和数据段都对应到物理内存同一个区域上，即从物理内存 0 开始的区域。GDT 中全局代码段和数据段描述符的内容都设置为：基地址为 0x0000；段限长值为 0x07ff。因为颗粒度为 1，所以实际段长度为 8MB。而全局显示数据段被设置成：基地址为 0xb8000；段限长值为 0x0001，所以实际段长度为 8KB，对应到显示内存区域上。

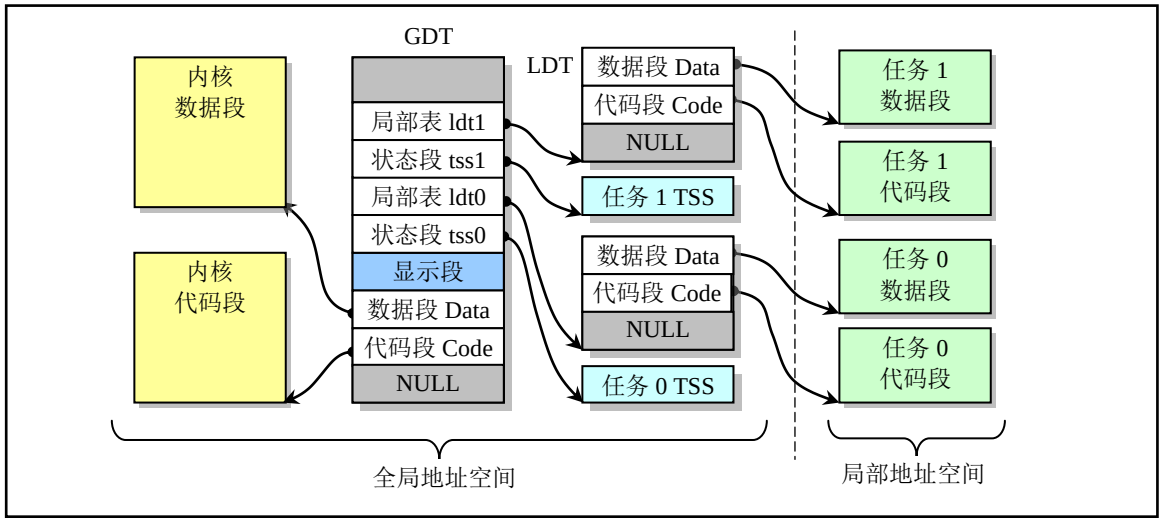


图 4-41 内核和任务在虚拟地址空间中的分配示意图

两个任务的在 LDT 中代码段和数据段描述符的内容也都设置为：基地址为 0x0000；段限长值为 0x03ff，实际段长度为 4MB。因此在线性地址空间中这个“内核”的代码和数据段与任务的代码和数据段都从线性地址 0 开始并且由于没有采用分页机制，所以它们都直接对应物理地址 0 开始处。在 head 程序编译出的目标文件中以及最终得到的软盘映像文件中，代码和数据的组织形式见图 4-42 所示。

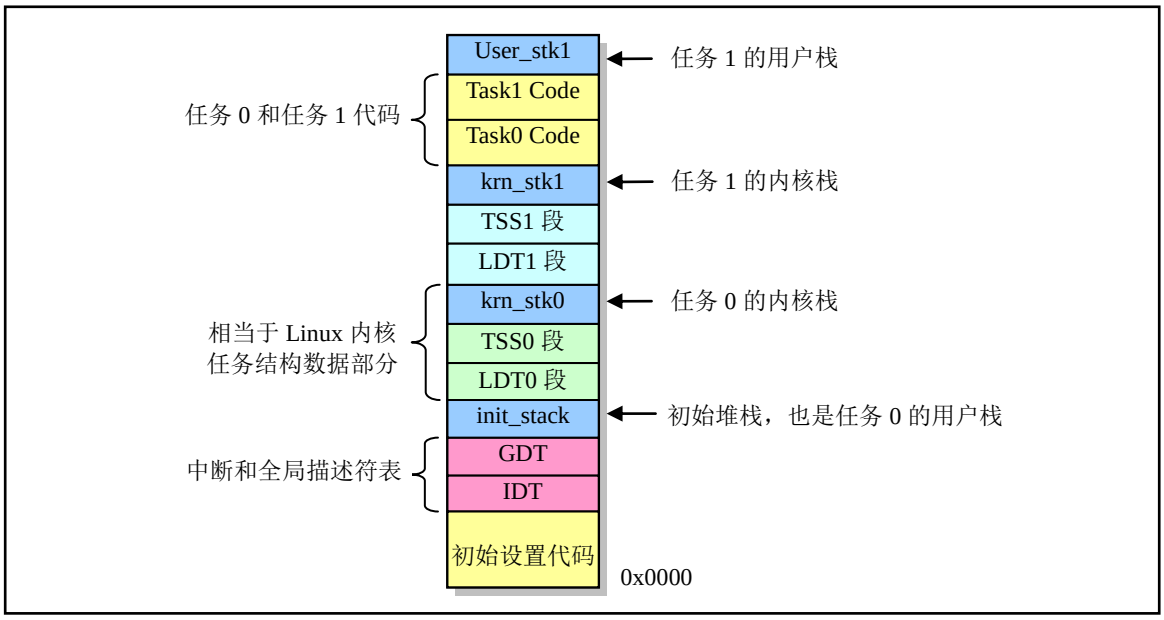



图 4-42 内核映像文件和内存中 head 代码和数据分布示意图

由于处于特权级 0 的代码不能直接把控制权转移到特权级 3 的代码中执行，但中断返回操作是可以的，因此当初始化 GDT、IDT 和定时芯片结束后，我们就利用中断返回指令 IRET 来启动运行第 1 个任务。具体实现方法是在初始堆栈 init_stack 中人工设置一个返回环境。即把任务 0 的 TSS 段选择符加载到任务寄存器 TR 中、LDT 段选择符加载到 LDTR 中以后，把任务 0 的用户栈指针（0x17:init_stack）和代码指针（0x0f:task0）以及标志寄存器值压入栈中，然后执行中断返回指令 IRET。该指令会弹出堆栈上的堆栈指针作为任务 0 用户栈指针，恢复假设的任务 0 的标志寄存器内容，并且弹出栈中代码指针放入 CS:EIP 寄存器中，从而开始执行任务 0 的代码，完成了从特权级 0 到特权级 3 代码的控制转移。

为了每隔 10 毫秒切换运行的任务，head.s 程序中把定时器芯片 8253 的通道 0 设置成每经过 10 毫秒就向中断控制芯片 8259A 发送一个时钟中断请求信号。PC 机的 ROM BIOS 开机时已经在 8259A 中把时钟中断请求信号设置成中断向量 8，因此我们需要在中断 8 的处理过程中执行任务切换操作。任务切换的实现方法是查看 current 变量中当前运行任务号。如果 current 当前是 0，就利用任务 1 的 TSS 选择符作为操作数执行远跳转指令，从而切换到任务 1 中执行，否则反之。

每个任务在执行时，会首先把一个字符的 ASCII 码放入寄存器 AL 中，然后调用系统中断调用 int 0x80，而该系统调用处理过程则会调用一个简单的字符写屏子程序，把寄存器 AL 中的字符显示在屏幕上，同时把字符显示的屏幕的下一个位置记录下来，作为下一次显示字符的屏幕位置。在显示过一个字符后，任务代码会使用循环语句延迟一段时间，然后又跳转到任务代码开始处继续循环执行，直到运行了 10 毫秒而发生了定时中断，从而代码会切换到另一个任务去运行。对于任务 A，寄存器 AL 中将始终存放字符’A’，而任务 B 运行时 AL 中始终存放字符’B’。因此在程序运行时我们将看到一连串的字符’A’和一连串的字符’A’间隔地连续不断地显示在屏幕上，见图 4-43 所示。

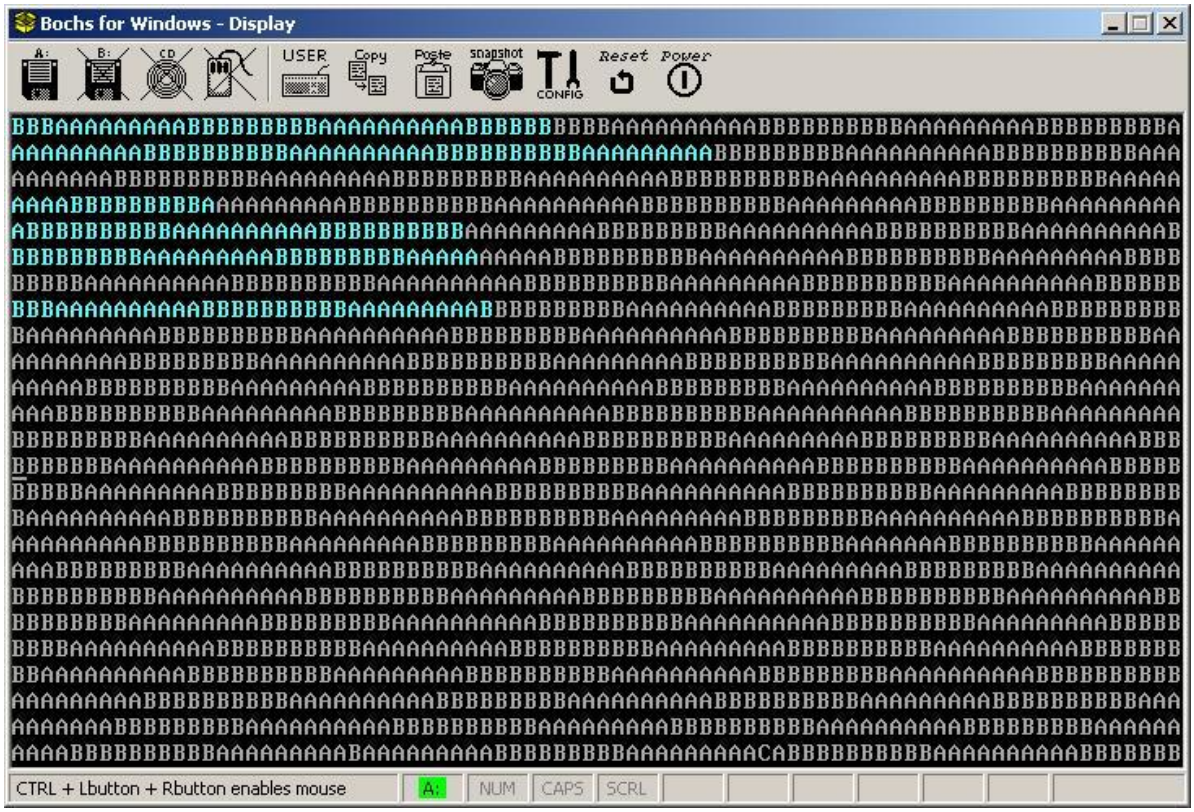



图 4-43 简单内核运行的屏幕显示情况

图 4-43 是我们在 Bochs 模拟软件中运行这个内核示例的屏幕显示情况。细心的读者会发现，在图中底端一行上显示出一个字符'C'。这是由于 PC 机偶然产生了一个不是时钟中断和系统调用中断的其他中断。因为我们已经在程序中给所有其他中断安装了一个默认中断处理程序。当出现一个其他中断时，系统就会运行这个默认中断处理程序，于是就会在屏幕上显示一个字符'C'，然后退出中断。

下面给出 boot.s 和 head.s 程序的详细注释。有关这个简单内核示例的编译和运行方法请参考本书最后一章中“编译运行简单内核示例程序”一节内容。

## 4.9.2 引导启动程序 boot.s

为了尽量让程序简单，这个引导启动扇区程序仅能够加载长度不超过 16 个扇区的 head 代码，并且直接使用了 ROM BIOS 默认设置的中断向量号，即定时中断请求处理的中断号仍然是 8。这与 Linux 系统中使用的不同。Linux 系统会在内核初始化时重新设置 8259A 中断控制芯片，并把时钟中断请求信号对应到中断 0x20 上，详细说明参见“内核引导启动程序”一章内容。

```
01 ! boot.s 程序
02 ! 首先利用 BIOS 中断把内核代码（head 代码）加载到内存 0x10000 处，然后移动到内存 0 处。
03 ! 最后进入保护模式，并跳转到内存 0（head 代码）开始处继续运行。
04 BOOTSEG = 0x07c0                    ! 引导扇区（本程序）被 BIOS 加载到内存 0x7c00 处。
05 SYSSEG  = 0x1000                    ! 内核（head）先加载到 0x10000 处，然后移动到 0x0 处。
06 SYSLEN  = 17                        ! 内核占用的最大磁盘扇区数。
07 entry start
08 start:
09         jmpi    go,#BOOTSEG         ! 段间跳转至 0x7c0:go 处。当本程序刚运行时所有段寄存器值
10 go:     mov     ax,cs               ! 均为 0。该跳转语句会把 CS 寄存器加载为 0x7c0（原为 0）。
11         mov     ds,ax               ! 让 DS 和 SS 都指向 0x7c0 段。
```

```
12          mov     ss,ax
13          mov     sp,#0x400               ! 设置临时栈指针。其值需大于程序末端并有一定空间即可。
14
15 ! 加载内核代码到内存 0x10000 开始处。
16 load_system:
17          mov     dx,#0x0000              ! 利用 BIOS 中断 int 0x13 功能 2 从启动盘读取 head 代码。
18          mov     cx,#0x0002              ! DH - 磁头号；DL - 驱动器号；CH - 10 位磁道号低 8 位；
19          mov     ax,#SYSSEG              ! CL - 位 7、6 是磁道号高 2 位，位 5-0 起始扇区号（从 1 计）。
20          mov     es,ax                   ! ES:BX - 读入缓冲区位置（0x1000:0x0000）。
21          xor     bx,bx                   ! AH - 读扇区功能号；AL - 需读的扇区数（17）。
22          mov     ax,#0x200+SYSLEN
23          int     0x13
24          jnc     ok_load                 ! 若没有发生错误则跳转继续运行，否则死循环。
25 die:     jmp     die
26
27 ! 把内核代码移动到内存 0 开始处。共移动 8KB 字节（内核长度不超过 8KB）。
28 ok_load:
29          cli                             ! 关中断。
30          mov     ax, #SYSSEG             ! 移动开始位置 DS:SI = 0x1000:0；目的位置 ES:DI=0:0。
31          mov     ds, ax
32          xor     ax, ax
33          mov     es, ax
34          mov     cx, #0x1000             ! 设置共移动 4K 次，每次移动一个字（word）。
35          sub     si,si
36          sub     di,di
37          rep     movw                    ! 执行重复移动指令。
38 ! 加载 IDT 和 GDT 基地址寄存器 IDTR 和 GDTR。
39          mov     ax, #BOOTSEG
40          mov     ds, ax                  ! 让 DS 重新指向 0x7c0 段。
41          lidt    idt_48                  ! 加载 IDTR。6 字节操作数：2 字节表长度，4 字节线性基地址。
42          lgdt    gdt_48                  ! 加载 GDTR。6 字节操作数：2 字节表长度，4 字节线性基地址。
43
44 ! 设置控制寄存器 CR0（即机器状态字），进入保护模式。段选择符值 8 对应 GDT 表中第 2 个段描述符。
45          mov     ax,#0x0001              ! 在 CR0 中设置保护模式标志 PE（位 0）。
46          lmsw    ax                      ! 然后跳转至段选择符值指定的段中，偏移 0 处。
47          jmpi    0,8                     ! 注意此时段值已是段选择符。该段的线性基地址是 0。
48
49 ! 下面是全局描述符表 GDT 的内容。其中包含 3 个段描述符。第 1 个不用，另 2 个是代码和数据段描述符。
50 gdt:     .word   0,0,0,0                 ! 段描述符 0，不用。每个描述符项占 8 字节。
51
52          .word   0x07FF                  ! 段描述符 1。8Mb - 段限长值=2047 (2048*4096=8MB)。
53          .word   0x0000                  ! 段基地址=0x00000。
54          .word   0x9A00                  ! 是代码段，可读/执行。
55          .word   0x00C0                  ! 段属性颗粒度=4KB，80386。
56
57          .word   0x07FF                  ! 段描述符 2。8Mb - 段限长值=2047 (2048*4096=8MB)。
58          .word   0x0000                  ! 段基地址=0x00000。
59          .word   0x9200                  ! 是数据段，可读写。
60          .word   0x00C0                  ! 段属性颗粒度=4KB，80386。
61 ! 下面分别是 LIDT 和 LGDT 指令的 6 字节操作数。
62 idt_48: .word   0                       ! IDT 表长度是 0。
63          .word   0,0                     ! IDT 表的线性基地址也是 0。
64 gdt_48: .word   0x7ff                   ! GDT 表长度是 2048 字节，可容纳 256 个描述符项。
```

```
65          .word   0x7c00+gdt,0           ! GDT 表的线性基地址在 0x7c0 段的偏移 gdt 处。
66 .org 510
67          .word   0xAA55                 ! 引导扇区有效标志。必须处于引导扇区最后 2 字节处。
```

## 4.9.3 多任务内核程序 head.s

在进入保护模式后，head.s 程序重新建立和设置 IDT、GDT 表的主要原因是为了让程序在结构上比较清晰，也为了与后面 Linux 0.12 内核源代码中这两个表的设置方式保持一致。当然，就本程序来说我们完全可以直接使用 boot.s 中设置的 IDT 和 GDT 表位置，填入适当的描述符项即可。

```
01 # head.s 包含 32 位保护模式初始化设置代码、时钟中断代码、系统调用中断代码和两个任务的代码。
02 # 在初始化完成之后程序移动到任务 0 开始执行，并在时钟中断控制下进行任务 0 和 1 之间的切换操作。
03 LATCH           = 11930                # 定时器初始计数值，即每隔 10 毫秒发送一次中断请求。
04 SCRN_SEL        = 0x18                 # 屏幕显示内存段选择符。
05 TSS0_SEL        = 0x20                 # 任务 0 的 TSS 段选择符。
06 LDT0_SEL        = 0x28                 # 任务 0 的 LDT 段选择符。
07 TSS1_SEL        = 0X30                 # 任务 1 的 TSS 段选择符。
08 LDT1_SEL        = 0x38                 # 任务 1 的 LDT 段选择符。
09 .text
10 startup_32:
11 # 首先加载数据段寄存器 DS、堆栈段寄存器 SS 和堆栈指针 ESP。所有段的线性基地址都是 0。
12         movl $0x10,%eax                # 0x10 是 GDT 中数据段选择符。
13         mov %ax,%ds
14         lss init_stack,%esp
15 # 在新的位置重新设置 IDT 和 GDT 表。
16         call setup_idt                 # 设置 IDT。先把 256 个中断门都填默认处理过程的描述符。
17         call setup_gdt                 # 设置 GDT。
18         movl $0x10,%eax                # 在改变了 GDT 之后重新加载所有段寄存器。
19         mov %ax,%ds
20         mov %ax,%es
21         mov %ax,%fs
22         mov %ax,%gs
23         lss init_stack,%esp
24 # 设置 8253 定时芯片。把计数器通道 0 设置成每隔 10 毫秒向中断控制器发送一个中断请求信号。
25         movb $0x36, %al                # 控制字：设置通道 0 工作在方式 3、计数初值采用二进制。
26         movl $0x43, %edx               # 8253 芯片控制字寄存器写端口。
27         outb %al, %dx
28         movl $LATCH, %eax              # 初始计数值设置为 LATCH（1193180/100），即频率 100HZ。
29         movl $0x40, %edx               # 通道 0 的端口。
30         outb %al, %dx                  # 分两次把初始计数值写入通道 0。
31         movb %ah, %al
32         outb %al, %dx
33 # 在 IDT 表第 8 和第 128（0x80）项处分别设置定时中断门描述符和系统调用陷阱门描述符。
34         movl $0x00080000, %eax         # 中断程序属内核，即 EAX 高字是内核代码段选择符 0x0008。
35         movw $timer_interrupt, %ax     # 设置定时中断门描述符。取定时中断处理程序地址。
36         movw $0x8E00, %dx              # 中断门类型是 14（屏蔽中断），特权级 0 或硬件使用。
37         movl $0x08, %ecx               # 开机时 BIOS 设置的时钟中断向量号 8。这里直接使用它。
38         lea idt(,%ecx,8), %esi         # 把 IDT 描述符 0x08 地址放入 ESI 中，然后设置该描述符。
39         movl %eax,(%esi)
40         movl %edx,4(%esi)
41         movw $system_interrupt, %ax    # 设置系统调用陷阱门描述符。取系统调用处理程序地址。
```

```
42          movw $0xef00, %dx               # 陷阱门类型是 15，特权级 3 的程序可执行。
43          movl $0x80, %ecx                # 系统调用向量号是 0x80。
44          lea idt(,%ecx,8), %esi          # 把 IDT 描述符项 0x80 地址放入 ESI 中，然后设置该描述符。
45          movl %eax,(%esi)
46          movl %edx,4(%esi)
47 # 好了，现在我们为移动到任务 0（任务 A）中执行来操作堆栈内容，在堆栈中人工建立中断返回时的场景。
48          pushfl                          # 复位标志寄存器 EFLAGS 中的嵌套任务标志。
49          andl $0xffffbfff, (%esp)
50          popfl
51          movl $TSS0_SEL, %eax            # 把任务 0 的 TSS 段选择符加载到任务寄存器 TR。
52          ltr %ax
53          movl $LDT0_SEL, %eax            # 把任务 0 的 LDT 段选择符加载到局部描述符表寄存器 LDTR。
54          lldt %ax                        # TR 和 LDTR 只需人工加载一次，以后 CPU 会自动处理。
55          movl $0, current                # 把当前任务号 0 保存在 current 变量中。
56          sti                             # 现在开启中断，并在栈中营造中断返回时的场景。
57          pushl $0x17                     # 把任务 0 当前局部空间数据段（堆栈段）选择符入栈。
58          pushl $init_stack               # 把堆栈指针入栈（也可以直接把 ESP 入栈）。
59          pushfl                          # 把标志寄存器值入栈。
60          pushl $0x0f                     # 把当前局部空间代码段选择符入栈。
61          pushl $task0                    # 把代码指针入栈。
62          iret                            # 执行中断返回指令，从而切换到特权级 3 的任务 0 中执行。
63
64 # 以下是设置 GDT 和 IDT 中描述符项的子程序。
65 setup_gdt:                               # 使用 6 字节操作数 lgdt_opcode 设置 GDT 表位置和长度。
66          lgdt lgdt_opcode
67          ret
   # 这段代码暂时设置 IDT 表中所有 256 个中断门描述符都为同一个默认值，均使用默认的中断处理过程
   # ignore_int。设置的具体方法是：首先在 eax 和 edx 寄存器对中分别设置好默认中断门描述符的 0-3
   # 字节和 4-7 字节的内容，然后利用该寄存器对循环往 IDT 表中填充默认中断门描述符内容。
68 setup_idt:                               # 把所有 256 个中断门描述符设置为使用默认处理过程。
69          lea ignore_int,%edx             # 设置方法与设置定时中断门描述符的方法一样。
70          movl $0x00080000,%eax           # 选择符为 0x0008。
71          movw %dx,%ax
72          movw $0x8E00,%dx                # 中断门类型，特权级为 0。
73          lea idt,%edi
74          mov $256,%ecx                   # 循环设置所有 256 个门描述符项。
75 rp_idt: movl %eax,(%edi)
76          movl %edx,4(%edi)
77          addl $8,%edi
78          dec %ecx
79          jne rp_idt
80          lidt lidt_opcode                # 最后用 6 字节操作数加载 IDTR 寄存器。
81          ret
82
83 # 显示字符子程序。取当前光标位置并把 AL 中的字符显示在屏幕上。整屏可显示 80 X 25 个字符。
84 write_char:
85          push %gs                        # 首先保存要用到的寄存器，EAX 由调用者负责保存。
86          pushl %ebx
87          mov $SCRN_SEL, %ebx             # 然后让 GS 指向显示内存段（0xb8000）。
88          mov %bx, %gs
89          movl scr_loc, %bx               # 再从变量 scr_loc 中取目前字符显示位置值。
90          shl $1, %ebx                    # 因为在屏幕上每个字符还有一个属性字节，因此字符
91          movb %al, %gs:(%ebx)            # 实际显示位置对应的显示内存偏移地址要乘 2。
```

```
 92         shr $1, %ebx                    # 把字符放到显示内存后把位置值除 2 加 1，此时位置值对
 93         incl %ebx                       # 应下一个显示位置。如果该位置大于 2000，则复位成 0。
 94         cmpl $2000, %ebx
 95         jb 1f
 96         movl $0, %ebx
 97 1:      movl %ebx, scr_loc              # 最后把这个位置值保存起来（scr_loc），
 98         popl %ebx                       # 并弹出保存的寄存器内容，返回。
 99         pop %gs
100         ret
101
102 # 以下是 3 个中断处理程序：默认中断、定时中断和系统调用中断。
103 # ignore_int 是默认的中断处理程序，若系统产生了其他中断，则会在屏幕上显示一个字符'C'。
104 .align 2
105 ignore_int:
106         push %ds
107         pushl %eax
108         movl $0x10, %eax                # 首先让 DS 指向内核数据段，因为中断程序属于内核。
109         mov %ax, %ds
110         movl $67, %eax                  # 在 AL 中存放字符'C'的代码，调用显示程序显示在屏幕上。
111         call write_char
112         popl %eax
113         pop %ds
114         iret
115
116 # 这是定时中断处理程序。其中主要执行任务切换操作。
117 .align 2
118 timer_interrupt:
119         push %ds
120         pushl %eax
121         movl $0x10, %eax                # 首先让 DS 指向内核数据段。
122         mov %ax, %ds
123         movb $0x20, %al                 # 然后立刻允许其他硬件中断，即向 8259A 发送 EOI 命令。
124         outb %al, $0x20
125         movl $1, %eax                   # 接着判断当前任务，若是任务 1 则去执行任务 0，或反之。
126         cmpl %eax, current
127         je 1f
128         movl %eax, current              # 若当前任务是 0，则把 1 存入 current，并跳转到任务 1
129         ljmp $TSS1_SEL, $0              # 去执行。注意跳转的偏移值无用，但需要写上。
130         jmp 2f
131 1:      movl $0, current                # 若当前任务是 1，则把 0 存入 current，并跳转到任务 0
132         ljmp $TSS0_SEL, $0              # 去执行。
133 2:      popl %eax
134         pop %ds
135         iret
136
137 # 系统调用中断 int 0x80 处理程序。该示例只有一个显示字符功能。
138 .align 2
139 system_interrupt:
140         push %ds
141         pushl %edx
142         pushl %ecx
143         pushl %ebx
144         pushl %eax
```

```
145         movl $0x10, %edx                # 首先让 DS 指向内核数据段。
146         mov %dx, %ds
147         call write_char                 # 然后调用显示字符子程序 write_char，显示 AL 中的字符。
148         popl %eax
149         popl %ebx
150         popl %ecx
151         popl %edx
152         pop %ds
153         iret
154
155 /*********************************************/
156 current:.long 0                         # 当前任务号（0 或 1）。
157 scr_loc:.long 0                         # 屏幕当前显示位置。按从左上角到右下角顺序显示。
158
159 .align 2
160 lidt_opcode:
161         .word 256*8-1                   # 加载 IDTR 寄存器的 6 字节操作数：表长度和基地址。
162         .long idt
163 lgdt_opcode:
164         .word (end_gdt-gdt)-1           # 加载 GDTR 寄存器的 6 字节操作数：表长度和基地址。
165         .long gdt
166
167 .align 3
168 idt:    .fill 256,8,0                   # IDT 空间。共 256 个门描述符，每个 8 字节，占用 2KB。
169
170 gdt:    .quad 0x0000000000000000        # GDT 表。第 1 个描述符不用。
171         .quad 0x00c09a00000007ff        # 第 2 个是内核代码段描述符。其选择符是 0x08。
172         .quad 0x00c09200000007ff        # 第 3 个是内核数据段描述符。其选择符是 0x10。
173         .quad 0x00c0920b80000002        # 第 4 个是显示内存段描述符。其选择符是 0x18。
174         .word 0x68, tss0, 0xe900, 0x0   # 第 5 个是 TSS0 段的描述符。其选择符是 0x20
175         .word 0x40, ldt0, 0xe200, 0x0   # 第 6 个是 LDT0 段的描述符。其选择符是 0x28
176         .word 0x68, tss1, 0xe900, 0x0   # 第 7 个是 TSS1 段的描述符。其选择符是 0x30
177         .word 0x40, ldt1, 0xe200, 0x0   # 第 8 个是 LDT1 段的描述符。其选择符是 0x38
178 end_gdt:
179         .fill 128,4,0                   # 初始内核堆栈空间。
180 init_stack:                            # 刚进入保护模式时用于加载 SS:ESP 堆栈指针值。
181         .long init_stack                # 堆栈段偏移位置。
182         .word 0x10                      # 堆栈段同内核数据段。
183
184 # 下面是任务 0 的 LDT 表段中的局部段描述符。
185 .align 3
186 ldt0:   .quad 0x0000000000000000        # 第 1 个描述符，不用。
187         .quad 0x00c0fa00000003ff        # 第 2 个局部代码段描述符，对应选择符是 0x0f。
188         .quad 0x00c0f200000003ff        # 第 3 个局部数据段描述符，对应选择符是 0x17。
189 # 下面是任务 0 的 TSS 段的内容。注意其中标号等字段在任务切换时不会改变。
190 tss0:   .long 0                         /* back link */
191         .long krn_stk0, 0x10            /* esp0, ss0 */
192         .long 0, 0, 0, 0, 0             /* esp1, ss1, esp2, ss2, cr3 */
193         .long 0, 0, 0, 0, 0             /* eip, eflags, eax, ecx, edx */
194         .long 0, 0, 0, 0, 0             /* ebx esp, ebp, esi, edi */
195         .long 0, 0, 0, 0, 0, 0          /* es, cs, ss, ds, fs, gs */
196         .long LDT0_SEL, 0x8000000       /* ldt, trace bitmap */
197
```

```
198         .fill 128,4,0                   # 这是任务 0 的内核栈空间。
199 krn_stk0:
200
201 # 下面是任务 1 的 LDT 表段内容和 TSS 段内容。
202 .align 3
203 ldt1:   .quad 0x0000000000000000        # 第 1 个描述符，不用。
204         .quad 0x00c0fa00000003ff        # 选择符是 0x0f，基地址 = 0x00000。
205         .quad 0x00c0f200000003ff        # 选择符是 0x17，基地址 = 0x00000。
206
207 tss1:   .long 0                         /* back link */
208         .long krn_stk1, 0x10            /* esp0, ss0 */
209         .long 0, 0, 0, 0, 0             /* esp1, ss1, esp2, ss2, cr3 */
210         .long task1, 0x200              /* eip, eflags */
211         .long 0, 0, 0, 0                /* eax, ecx, edx, ebx */
212         .long usr_stk1, 0, 0, 0         /* esp, ebp, esi, edi */
213         .long 0x17,0x0f,0x17,0x17,0x17,0x17    /* es, cs, ss, ds, fs, gs */
214         .long LDT1_SEL, 0x8000000       /* ldt, trace bitmap */
215
216         .fill 128,4,0                   # 这是任务 1 的内核栈空间。其用户栈直接使用初始栈空间。
217 krn_stk1:
218
219 # 下面是任务 0 和任务 1 的程序，它们分别循环显示字符'A'和'B'。
220 task0:
221         movl $0x17, %eax                # 首先让 DS 指向任务的局部数据段。
222         movw %ax, %ds                   # 因为任务没有使用局部数据，所以这两句可省略。
223         movl $65, %al                   # 把需要显示的字符'A'放入 AL 寄存器中。
224         int $0x80                       # 执行系统调用，显示字符。
225         movl $0xfff, %ecx               # 执行循环，起延时作用。
226 1:      loop 1b
227         jmp task0                       # 跳转到任务代码开始处继续显示字符。
228 task1:
229         movl $66, %al                   # 把需要显示的字符'B'放入 AL 寄存器中。
230         int $0x80                       # 执行系统调用，显示字符。
231         movl $0xfff, %ecx               # 延时一段时间，并跳转到开始处继续循环显示。
232 1:      loop 1b
233         jmp task1
234
235         .fill 128,4,0                   # 这是任务 1 的用户栈空间。
236 usr_stk1:
```

# 第5章 Linux 内核体系结构

本章首先介绍 Linux 内核的编制模式和体系结构，然后详细描述 Linux 内核源代码目录中组织形式，以及子目录中各个代码文件的主要功能以及基本调用层次关系。接下来就直接切入正题，从内核源文件 Linux/目录下的第一个文件 Makefile 开始，对其中每一行代码进行详细说明。本章内容可以看作是对内核源代码的总结概述，可作为阅读后续章节的参考信息。对于这里较难理解的地方可以先跳过，待阅读到后面相关内容时再返回来参考本章内容。在阅读本章之前请先复习或学习有关 80X86 保护模式运行方式工作原理。

一个完整可用的操作系统主要由 4 部分组成：硬件、操作系统内核、操作系统服务和用户应用程序，见图 5-1 所示。用户应用程序是指那些字处理程序、Internet 浏览器程序或用户自行编制的各种应用程序；操作系统服务程序是指那些向用户提供的服务被看作是操作系统部分功能的程序。在 Linux 操作系统上，这些程序包括 X 窗口系统、shell 命令解释系统以及那些内核编程接口等系统程序；操作系统内核程序即是本书所感兴趣的部分，它主要用于对硬件资源的抽象和访问调度。

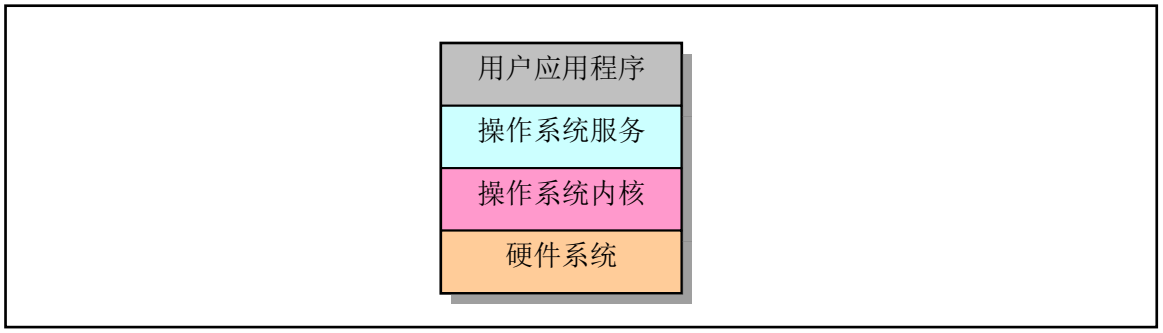



**图 5-1 操作系统组成部分。**

Linux 内核的主要用途就是为了与计算机硬件进行交互，实现对硬件部件的编程控制和接口操作，调度对硬件资源的访问，并为计算机上的用户程序提供一个高级的执行环境和对硬件的虚拟接口。
在本章内容中，我们首先基于 Linux 0.12 版的内核源代码，简明地描述 Linux 内核的基本体系结构、主要构成模块。然后对源代码中出现的几个重要数据结构进行说明。最后描述了构建 Linux 0.12 内核编译实验环境的方法。

## 5.1 Linux 内核模式

目前，操作系统内核结构模式主要可分为整体式的单内核模式和层次式的微内核模式。本书所述的 Linux 0.12 内核采用的是单内核模式。这种单内核模式的主要优点是内核代码结构紧凑、执行速度快，不足之处主要是层次结构性不强，扩展内核功能比较复杂一些。

在单内核模式的系统中，操作系统提供服务的流程为：应用主程序使用指定的参数值执行系统调用指令(int x80)，使 CPU 从用户态（User Mode）切换到核心态（Kernel Model），然后操作系统根据具体的参数值调用特定的系统调用服务程序，而这些服务程序则根据需要再调用底层的一些支持函数或硬件驱动程序以完成特定的功能服务。在完成了应用程序所要求的服务后，操作系统又使 CPU 从核心态切换回

用户态，从而返回到应用程序中继续执行后面的指令。因此概要地讲，单内核模式的内核也可粗略地分为三个层次：调用服务的主程序层、执行系统调用的服务层和支持系统调用的底层函数。见图 5-2 所示。

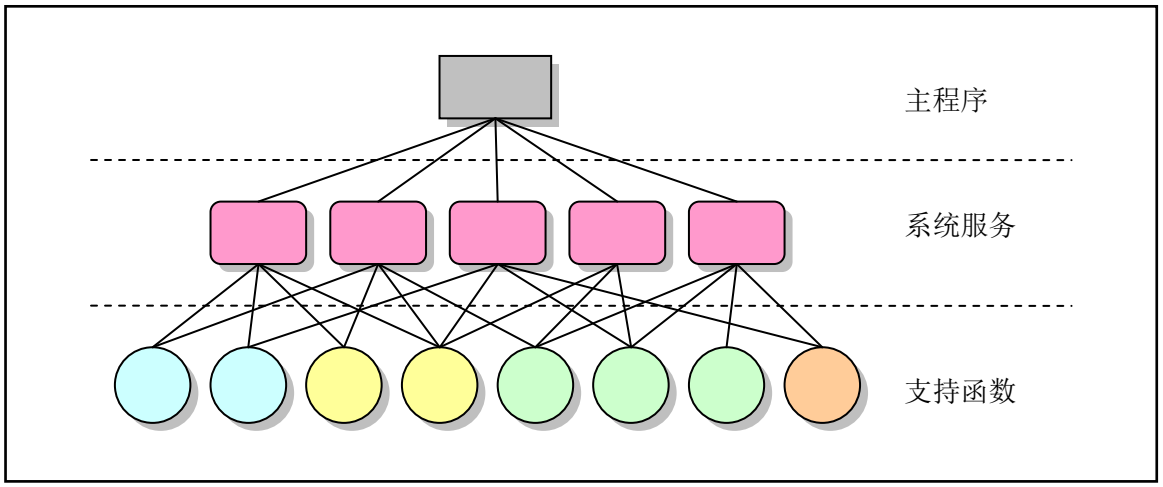



图 5-2 单内核模式的简单结构模型

## 5.2 Linux 内核系统体系结构

Linux 内核主要由 5 个模块构成，它们分别是：进程调度模块、内存管理模块、文件系统模块、进程间通信模块和网络接口模块，见图 5-3 所示。

进程调度模块用于负责控制进程对 CPU 资源的使用，所采取的调度策略是各进程能够公平合理地访问 CPU，同时保证内核能及时地执行硬件操作。内存管理模块用于确保所有进程能够安全地共享机器主内存区，同时，内存管理模块还支持虚拟内存管理方式，使得 Linux 支持进程使用比实际内存空间更多的内存容量，并可以利用文件系统把暂时不用的内存数据块交换到外部存储设备上去，当需要时再交换回来。文件系统模块用于支持对外部设备的驱动和存储。虚拟文件系统模块通过向所有的外部存储设备提供一个通用的文件接口，隐藏了各种硬件设备的不同细节。从而提供并支持与其他操作系统兼容的多种文件系统类型和格式。进程间通信模块子系统用于支持多种进程间的信息交换方式。网络接口模块提供对多种网络通信标准的访问并支持许多网络硬件。

这几个模块之间的依赖关系见图 5-3 所示。其中的连线代表它们之间的依赖关系，虚线和虚框部分表示 Linux 0.12 中还未实现（从 Linux 0.95 版才开始逐步实现虚拟文件系统，而网络接口的支持到 0.96 版才有）。

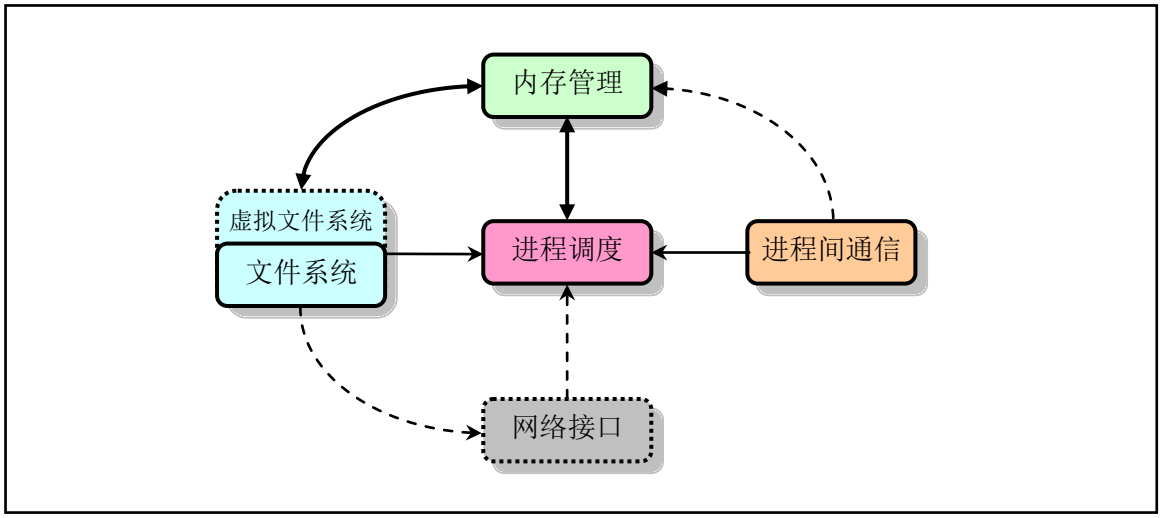



图 5-3 Linux 内核系统模块结构及相互依赖关系

由图可以看出，所有模块都与进程调度模块存在依赖关系。因为它们都需要依靠进程调度程序来挂起（暂停）或重新运行它们的进程。通常，一个模块会在等待硬件操作期间被挂起，而在操作完成后才可继续运行。例如，当一个进程试图将一数据块写到软盘上去时，软盘驱动程序就会在启动软盘旋转期间将该进程置为挂起等待状态，待软盘进入到正常稳态转速后再让该进程继续运行。另外 3 个模块也是由于类似的原因而与进程调度模块存在依赖关系。

其他几个模块的依赖关系不太明显，但同样也很重要。进程调度子系统需要使用内存管理来调整一特定进程所使用的物理内存空间。进程间通信子系统则需要依靠内存管理器来支持共享内存通信机制。这种通信机制允许两个进程访问内存的同一个区域以进行进程间信息的交换。虚拟文件系统也会使用网络接口来支持网络文件系统（NFS），同样也能使用内存管理子系统提供内存虚拟盘（ramdisk）设备。而内存管理子系统也会使用文件系统来支持内存数据块的交换操作。

若从单内核模式结构模型出发，我们还可以根据 Linux 0.12 内核源代码的结构将内核主要模块绘制成图 5-4 所示的框图结构。

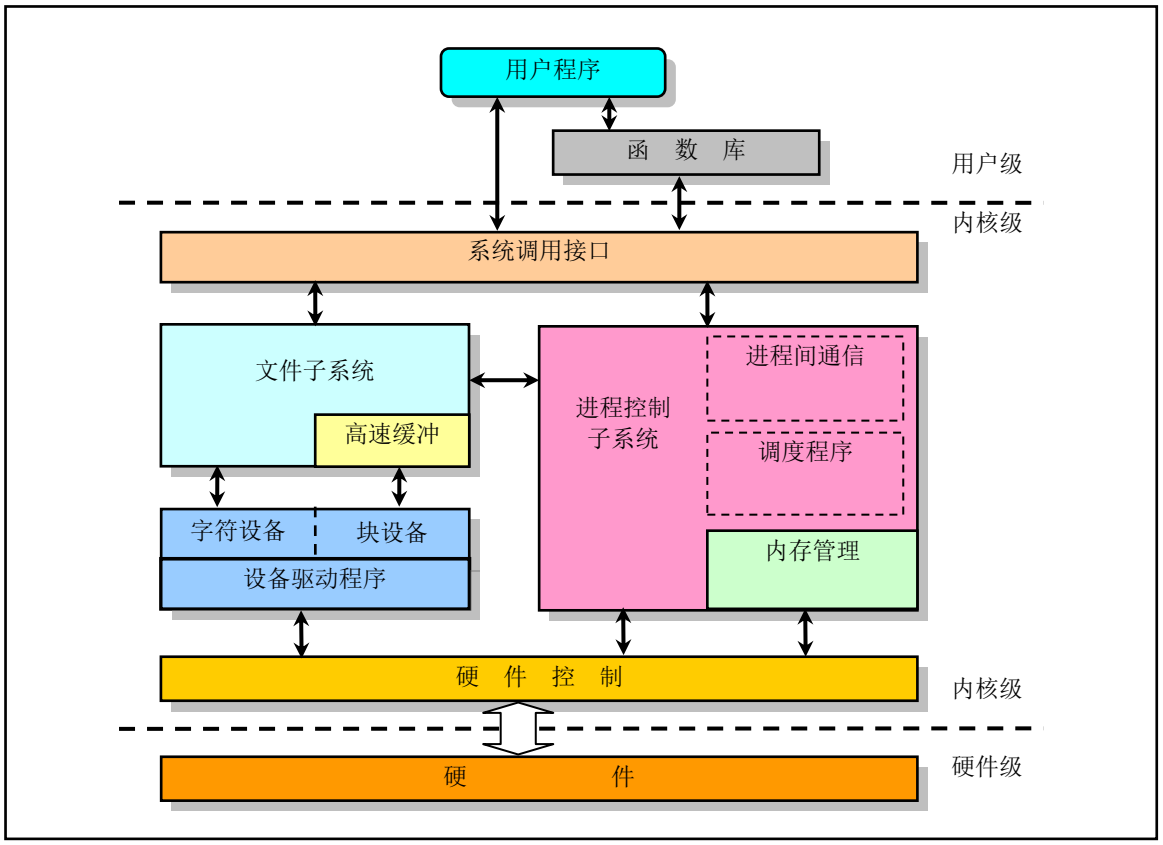



图 5-4 内核结构框图

其中内核级中的几个方框，除了硬件控制方框以外，其他粗线方框分别对应内核源代码的目录组织结构。

除了图 5-3 和图 5-4 中给出的依赖关系以外，所有这些模块还会依赖于内核中的通用资源。这些资源包括内核所有子系统都会调用的内存分配和收回函数、打印警告或出错信息函数以及一些系统调试函数。

# 5.3 Linux 内核对内存的管理和使用

在第 4 章中我们详细介绍了 80X86 CPU 系统编程和内存管理方式，这里根据 Linux 0.12 介绍内核中内存管理具体方法。本节则首先说明 Linux 0.12 系统中比较直观的物理内存使用情况，然后结合 Linux 0.12 内核中的应用情况，再分别概要描述内存的分段和分页管理机制以及 CPU 多任务操作和保护方式。最后我们再综合说明 Linux 0.12 系统中内核代码和数据以及各个任务的代码和数据在虚拟地址、线性地址和物理地址之间的对应关系。

## 5.1.1 物理内存

在 Linux 0.12 内核中，为了有效地使用机器中的物理内存，在系统初始化阶段内核代码会把内存划分成几个功能区域，见图 5-5 所示。

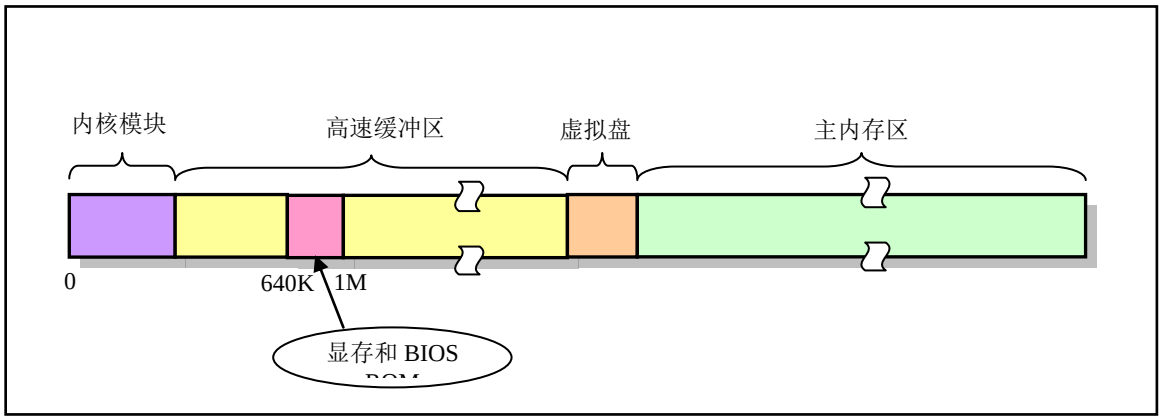



图 5-5 物理内存使用的功能分布图

其中，Linux 内核程序占据物理内存的开始部分，随后是供硬盘或软盘等块设备使用的高速缓冲区部分（其中要扣除显示卡内存和 ROM BIOS 所占用的内存地址范围 640K--1MB）。当一个进程需要读取块设备中的数据时，系统会首先把数据读到高速缓冲区中；当有数据需要写到块设备上去时，系统也是先将数据放到高速缓冲区中，然后由块设备驱动程序写到相应的设备上。内存的最后部分是供所有程序可以随时申请和使用的主内存区。内核程序在使用主内存区时，也同样首先要向内核内存管理模块提出申请，并在申请成功后方能使用。对于含有 RAM 虚拟盘的系统，主内存区头部还要划去一部分，供虚拟盘存放数据。

由于计算机系统中所含实际物理内存容量有限，因此 CPU 中通常都提供内存管理机制对系统中的内存进行有效的管理。在 Intel 80386 及以后的 CPU 中提供了两种内存管理（地址变换）系统：内存分段系统（Segmentation System）和分页系统（Paging System）。其中分页管理系统是可选的，由系统程序员通过编程来确定是否采用。为了能有效地使用物理内存，Linux 系统同时采用了内存分段和分页管理机制。

## 5.1.2 内存地址空间概念

Linux 0.12 内核中，在进行地址映射操作时，我们需要首先分清 3 种地址以及它们之间的变换概念：a. 程序（进程）的虚拟和逻辑地址；b. CPU 的线性地址；c. 实际物理内存地址。

虚拟地址（Virtual Address）是指由程序产生的由段选择符和段内偏移地址两个部分组成的地址。因为这两部分组成的地址并没有直接用来访问物理内存，而是需要通过分段地址变换机制处理或映射后才对应到物理内存地址上，因此这种地址被称为虚拟地址。虚拟地址空间由全局描述符表 GDT 映射的全局地址空间和由局部描述符表 LDT 映射的局部地址空间组成。16 位长的选择符的索引部分由 13 个比特位表示，加上区分 GDT 和 LDT 的 1 个比特位，因此 Intel 80X86 CPU 共可以索引 16384 个选择符。若每个段的长度都取最大值 4G，则最大虚拟地址空间范围是 16384 * 4G = 64T。

逻辑地址（Logical Address）是指由程序产生的与段相关的偏移地址部分。在 Intel 保护模式下即是指程序执行代码段限长内的偏移地址（假定代码段、数据段完全一样）。应用程序员仅需与逻辑地址打交道，而分段和分页机制对他来说是完全透明的，仅由系统编程人员涉及。不过有些资料并不区分逻辑地址和虚拟地址的概念，而是将它们统称为逻辑地址。

线性地址（Linear Address）是虚拟地址到物理地址变换之间的中间层，是处理器可寻址的内存空间（称为线性地址空间）中的地址。程序代码会产生逻辑地址，或者说是段中的偏移地址，加上相应段的基地址就生成一个线性地址。如果启用了分页机制，那么线性地址可以再经变换以产生一个物理地址。若没有启用分页机制，那么线性地址直接就是物理地址。Intel 80386 的线性地址空间容量为 4G。

物理地址（Physical Address）是指出现在 CPU 外部地址总线上的寻址物理内存的地址信号，是地址变换的最终结果地址。如果启用了分页机制，那么线性地址会使用页目录和页表中的项变换成物理地址。

如果没有启用分页机制，那么线性地址就直接成为物理地址了。

虚拟存储（或虚拟内存）（Virtual Memory）是指系统运行计算机呈现出要比实际拥有的内存大得多的内存量。因此它允许程序员编制并运行比实际系统拥有的内存大得多的程序。这使得许多大型项目也能够在具有有限内存资源的系统上实现。一个很恰当的比喻是：你不需要很长的轨道就可以让一列火车从上海开到北京。你只需要足够长的铁轨（比如说 3 公里）就可以完成这个任务。采取的方法是把后面的铁轨立刻铺到火车的前面，只要你的操作足够快并能满足要求，列车就能象在一条完整的轨道上运行。这也就是虚拟内存管理需要完成的任务。在 Linux 0.12 内核中，给每个程序（进程）都划分了总容量为 64MB 的虚拟内存空间。因此程序的逻辑地址范围是 0x0000000 到 0x4000000。

如上所述，有时我们也把逻辑地址称为虚拟地址。因为逻辑地址与虚拟内存空间的概念类似，并且也是与实际物理内存容量无关。

## 5.1.3 内存分段机制

在内存分段系统中，一个程序的逻辑地址通过分段机制自动地映射（变换）到中间层的 4GB（$2^{32}$）线性地址空间中。程序每次对内存的引用都是对内存段中内存的引用。当程序引用一个内存地址时，通过把相应的段基址加到程序员看得见的逻辑地址上就形成了一个对应的线性地址。此时若没有启用分页机制，则该线性地址就被送到 CPU 的外部地址总线上，用于直接寻址对应的物理内存。见图 4-4 所示。

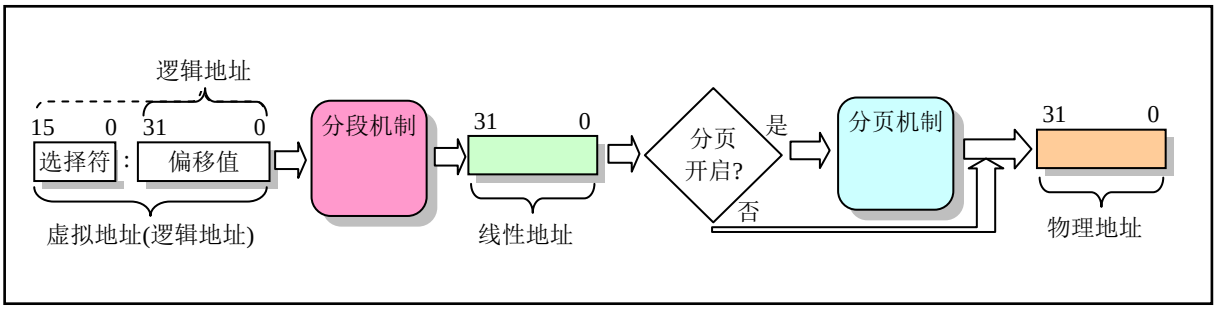



**图 5-6 虚拟地址（逻辑地址）到物理地址的变换过程**

CPU 进行地址变换（映射）的主要目的是为了解决虚拟内存空间到物理内存空间的映射问题。虚拟内存空间的含义是指一种利用二级或外部存储空间，使程序能不受实际物理内存量限制而使用内存的一种方法。通常虚拟内存空间要比实际物理内存容量大得多。

那么虚拟存储管理是怎样实现的呢？原理与上述列车运行的比喻类似。首先，当一个程序需要使用一块不存在的内存页面时（也即在内存页表项中已标出相应内存页面不在内存中），CPU 就需要一种方法来得知这个情况。这是通过 80386 的内存页错误异常中断来实现的。当一个进程引用一个不存在页面中的内存地址时，就会触发 CPU 产生页出错异常中断，并把引起中断的线性地址放到 CR2 控制寄存器中。因此处理该中断的服务过程就可以知道发生页异常的确切地址，从而可以把进程要求的页面从二级存储空间（比如硬盘上）加载到物理内存中。如果此时物理内存已经被全部占用，那么可以借助二级存储空间的一部分作为交换缓冲区（Swapper）把内存中暂时不使用的页面交换到二级缓冲区中，然后把要求的页面调入内存中。这也就是内存管理的缺页加载机制，在 Linux 0.12 内核中是在程序 mm/memory.c 中实现。

Intel CPU 使用段（Segment）的概念来对程序进行寻址。每个段定义了内存中的某个区域以及访问的优先级等信息。假定大家知晓实模式下内存寻址原理，现在我们根据 CPU 在实模式和保护模式下寻址方式的不同，用比较的方法来简单说明 32 位保护模式运行机制下内存寻址的主要特点。

在实模式下，寻址一个内存地址主要是使用段和偏移值，段值被存放在段寄存器中（例如 ds），并且段长度被固定为 64KB。段内偏移地址存放在任意一个可用于寻址的寄存器中（例如 si）。因此，根据

段寄存器和偏移寄存器中的值，就可以算出实际指向的内存地址，见图 5-7 (a)所示。

而在保护模式运行方式下，段寄存器中存放的不再是被寻址段的基地址，而是一个段描述符表（Segment Descriptor Table）中某一描述符项在表中的索引值。索引值指定的段描述符项中含有需要寻址的内存段的基地址、段的长度值和段的访问特权级别等信息。寻址的内存位置由该段描述符项中指定的段基地址值与一个段内偏移值组合而成。段的长度可变，由描述符中的内容指定。可见，和实模式下的寻址相比，段寄存器值换成了段描述符表中相应段描述符的索引值以及段表选择位和特权级，称为段选择符（Segment Selector），但偏移值还是使用了原实模式下的概念。这样，在保护模式下寻址一个内存地址就需要比实模式下多一道手续，也即需要使用段描述符表。这是由于在保护模式下访问一个内存段需要的信息比较多，而一个 16 位的段寄存器放不下这么多内容。示意图见图 5-7 (b)所示。注意，如果不在一个段描述符中定义一个内存线性地址空间区域，那么该地址区域就完全不能被寻址，CPU 将拒绝访问该地址区域。

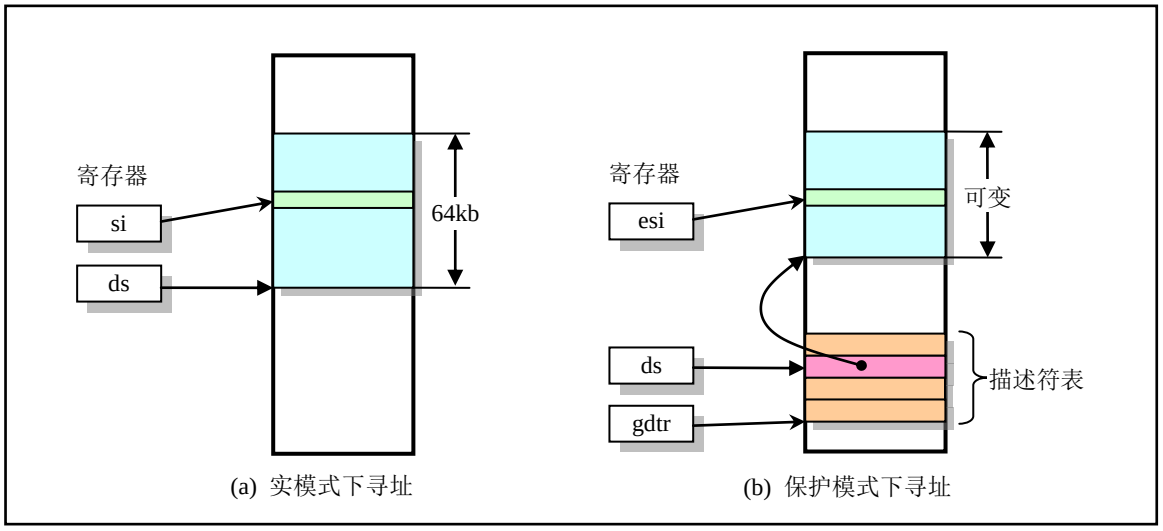



**图 5-7 实模式与保护模式下寻址方式的比较**

每个描述符占用 8 个字节，其中含有所描述段在线性地址空间中的起始地址（基址）、段的长度、段的类型（例如代码段和数据段）、段的特权级别和其他一些信息。一个段可以定义的最大长度是 4GB。

保存描述符项的描述符表有 3 种类型，每种用于不同目的。全局描述符表 GDT（Global Descriptor Table）是主要的基本描述符表，该表可被所有程序用于引用访问一个内存段。中断描述符表 IDT（Interrupt Descriptor Table）保存有定义中断或异常处理过程的段描述符。IDT 表直接替代了 8086 系统中的中断向量表。为了能在 80X86 保护模式下正常运行，我们必须为 CPU 定义一个 GDT 表和一个 IDT 表。最后一种类型的表是局部描述符表 LDT（Local Descriptor Table）。该表应用于多任务系统中，通常每个任务使用一个 LDT 表。作为对 GDT 表的扩充，每个 LDT 表为对应任务提供了更多的可用描述符项，因而也为每个任务提供了可寻址内存空间的范围。这些表可以保存在线性地址空间的任何地方。为了让 CPU 能定位 GDT 表、IDT 表和当前的 LDT 表，需要为 CPU 分别设置 GDTR、IDTR 和 LDTR 三个特殊寄存器。这些寄存器中将存储对应表的 32 位线性基地址和表的限长字节值。表限长值是表的长度值-1。

当 CPU 要寻址一个段时，就会使用 16 位的段寄存器中的选择符来定位一个段描述符。在 80X86 CPU 中，段寄存器中的值右移 3 位即是描述符表中一个描述符的索引值。13 位的索引值最多可定位 8192（0--8191）个的描述符项。选择符中位 2（TI）用来指定使用哪个表。若该位是 0 则选择符指定的是 GDT 表中的描述符，否则是 LDT 表中的描述符。

每个程序都可有若干个内存段组成。程序的逻辑地址（或称为虚拟地址）即是用于寻址这些段和段中具体地址位置。在 Linux 0.12 中，程序逻辑地址到线性地址的变换过程使用了 CPU 的全局段描述符表

GDT 和局部段描述符表 LDT。由 GDT 映射的地址空间称为全局地址空间，由 LDT 映射的地址空间则称为局部地址空间，而这两者构成了虚拟地址的空间。具体的使用方式见图 5-8 所示。

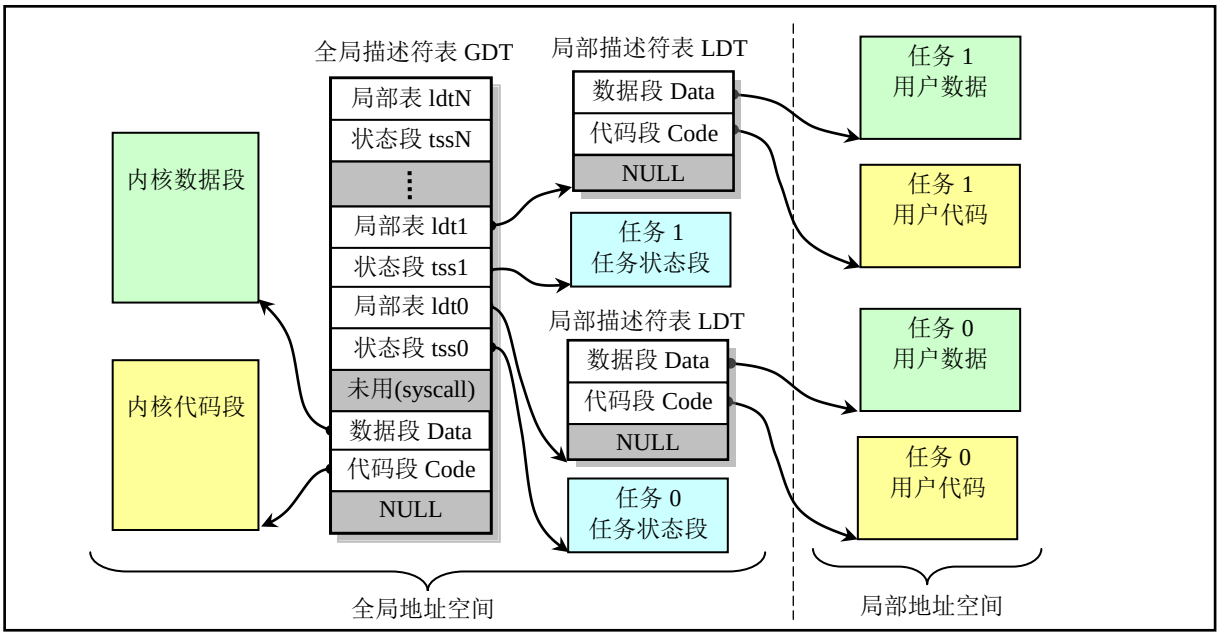



图 5-8 Linux 系统中虚拟地址空间分配图

图中画出了具有两个任务时的情况。可以看出，每个任务的局部描述符表 LDT 本身也是由 GDT 中描述符定义的一个内存段，在该段中存放着对应任务的代码段和数据段描述符，因此 LDT 段很短，其段限长通常只要大于 24 字节即可。同样，每个任务的任务状态段 TSS 也是由 GDT 中描述符定义的一个内存段，其段限长也只要满足能够存放一个 TSS 数据结构就够了。

对于中断描述符表 idt，它保存在内核代码段中。由于在 Linux 0.12 内核中，内核代码段和数据段都分别被映射到线性地址空间中相同基址处，且段限长也一样，因此内核的代码段和数据段是重叠的，各任务的代码段和数据段分别也是重叠的，参见图 5-10 或图 5-11 所示。任务状态段 TSS（Task State Segment）用于在任务切换时 CPU 自动保存或恢复相关任务的当前执行上下文（CPU 当前状态）。例如对于切换出的任务，CPU 就把其寄存器等信息保存在该任务的 TSS 段中，同时 CPU 使用新切换进任务的 TSS 段中的信息来设置各寄存器，以恢复该任务的执行环境，参见图 4-37 所示。在 Linux 0.12 中，每个任务的 TSS 段内容被保存在该任务的任务数据结构中。另外，Linux 0.12 内核中没有使用到 GDT 表中第 4 个描述符（图中 syscall 描述符项）。从如下所示的 include/linux/sched.h 文件中第 201 行上的原英文注释可以猜想到，Linus 当时设计内核时曾经想把系统调用的代码独立放在这个专门的段中。

```
200 /*
201  * Entry into gdt where to find first TSS. 0-nul, 1-cs, 2-ds, 3-syscall
202  * 4-TSS0, 5-LDT0, 6-TSS1 etc ...
203 */
```

## 5.1.4 内存分页管理

若采用了分页机制，则此时线性地址只是一个中间结果，还需要使用分页机制进行变换，再最终映射到实际物理内存地址上。与分段机制类似，分页机制允许我们重新定向（变换）每次内存引用，以适应我们的特殊要求。使用分页机制最普遍的场合是当系统内存实际上被分成很多凌乱的块时,它可以建立一个大而连续的内存空间映像，好让程序不用操心和管理这些分散的内存块。分页机制增强了分段机制

的性能。另外，页地址变换建立在段变换基础之上，任何分页机制的保护措施并不会取代段变换的保护措施而只是进行更进一步的检查操作。

内存分页管理机制的基本原理是将 CPU 整个线性内存区域划分成 4096 字节为 1 页的内存页面。程序申请使用内存时，系统就以内存页为单位进行分配。内存分页机制的实现方式与分段机制很相似，但并不如分段机制那么完善。因为分页机制是在分段机制之上实现的，所以其结果是对系统内存具有非常灵活的控制权，并且在分段机制的内存保护上更增加了分页保护机制。为了在 80X86 保护模式下使用分页机制，需要把控制寄存器 CR0 的最高比特位（位 31）置位。

在使用这种内存分页管理方法时，每个执行中的进程（任务）可以使用比实际内存容量大得多的连续地址空间。为了在使用分页机制的条件下把线性地址映射到容量相对很小的物理内存空间上，80386 使用了页目录表和页表。页目录表项与页表项格式基本相同，都占用 4 个字节，并且每个页目录表或页表必须只能包含 1024 个页表项。因此一个页目录表或一个页表分别共占用 1 页内存。页目录项和页表项的小区别在于页表项有个已写位 D（Dirty），而页目录项则没有。

线性地址到物理地址的变换过程见图 5-9 所示。图中控制寄存器 CR3 保存着是当前页目录表在物理内存中的基地址（因此 CR3 也被称为页目录基地址寄存器 PDBR）。32 位的线性地址被分成三个部分，分别用来在页目录表和页表中定位对应的页目录项和页表项以及在对应的物理内存页面中指定页面内的偏移位置。因为 1 个页表可有 1024 项，因此一个页表最多可以映射 1024 * 4KB = 4MB 内存；又因为一个页目录表最多有 1024 项，对应 1024 个二级页表，因此一个页目录表最多可以映射 1024 * 4MB = 4GB 容量的内存。即一个页目录表就可以映射整个线性地址空间范围。

由于 Linux 0.1x 系统中内核和所有任务都共用同一个页目录表，使得任何时刻处理器线性地址空间到物理地址空间的映射函数都一样。因此为了让内核和所有任务都不互相重叠和干扰，它们都必须从虚拟地址空间映射到线性地址空间的不同位置，即占用不同的线性地址空间范围。

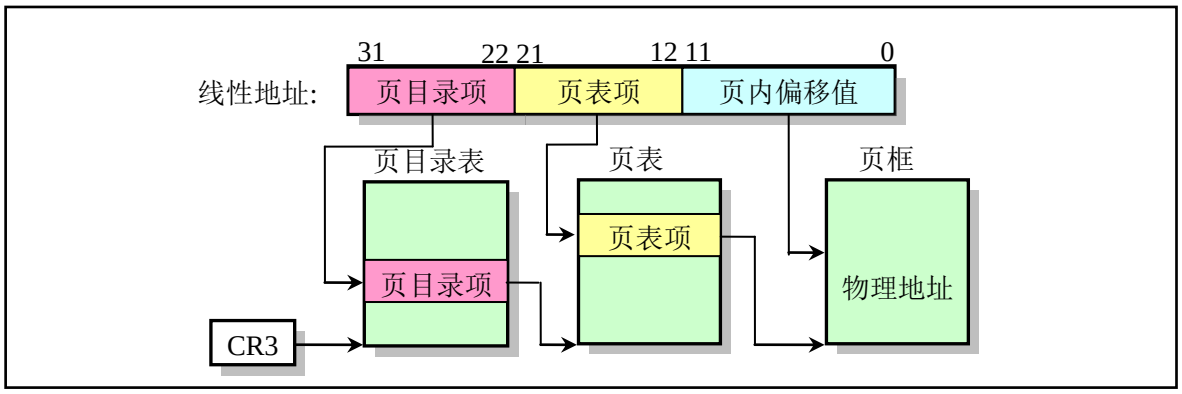



**图 5-9 线性地址到物理地址的变换示意图**

对于 Intel 80386 系统，其 CPU 可以提供多达 4G 的线性地址空间。一个任务的虚拟地址需要首先通过其局部段描述符变换为 CPU 整个线性地址空间中的地址，然后再使用页目录表 PDT（一级页表）和页表 PT（二级页表）映射到实际物理地址页上。为了使用实际物理内存，每个进程的线性地址通过二级内存页表动态地映射到主内存区域的不同物理内存页上。由于 Linux 0.12 中把每个进程最大可用虚拟内存空间定义为 64MB，因此每个进程的逻辑地址通过加上(任务号)*64MB，即可转换为线性空间中的地址。不过在注释中，在不至于搞混的情况下我们有时将进程中的此类地址简单地称为逻辑地址或线性地址。

对于 Linux 0.12 系统，内核设置全局描述符表 GDT 中的段描述符项数最大为 256，其中 2 项空闲、2 项系统使用，每个进程使用两项。因此，此时系统可以最多容纳(256-4)/2 =126 个任务，并且虚拟地址

范围是 ((256-4)/2)* 64MB 约等于 8G。但 0.12 内核中人工定义最大任务数 NR_TASKS = 64 个，每个任务逻辑地址范围是 64M，并且各个任务在线性地址空间中的起始位置是 (任务号)*64MB。因此全部任务所使用的线性地址空间范围是 64MB*64 =4G，见图 5-10 所示。图中示出了当系统具有 4 个任务时的情况。内核代码段和数据段被映射到线性地址空间的开始 16MB 部分，并且代码和数据段都映射到同一个区域，完全互相重叠。而第 1 个任务（任务 0）是由内核“人工”启动运行的，其代码和数据包含在内核代码和数据中，因此该任务所占用的线性地址空间范围比较特殊。任务 0 的代码段和数据段的长度是从线性地址 0 开始的 640KB 范围，其代码和数据段也完全重叠，并且与内核代码段和数据段有重叠的部分。实际上，Linux 0.12 中所有任务的指令空间 I（Instruction）和数据空间 D（Data）都合用一块内存，即一个进程的所有代码、数据和堆栈部分都处于同一内存段中，也即是 I&D 不分离的一种使用方式。

任务 1 的线性地址空间范围也只有从 64MB 开始的 640KB 长度。它们之间的详细对应关系见后面说明。任务 2 和任务 3 分别被映射线性地址 128MB 和 192MB 开始的地方，并且它们的逻辑地址范围均是 64MB。由于 4G 地址空间范围正好是 CPU 的线性地址空间范围和可寻址的最大物理地址空间范围，而且在把任务 0 和任务 1 的逻辑地址范围看作 64MB 时，系统中同时可有任务的逻辑地址范围总和也是 4GB，因此在 0.12 内核中比较容易混淆三种地址概念。

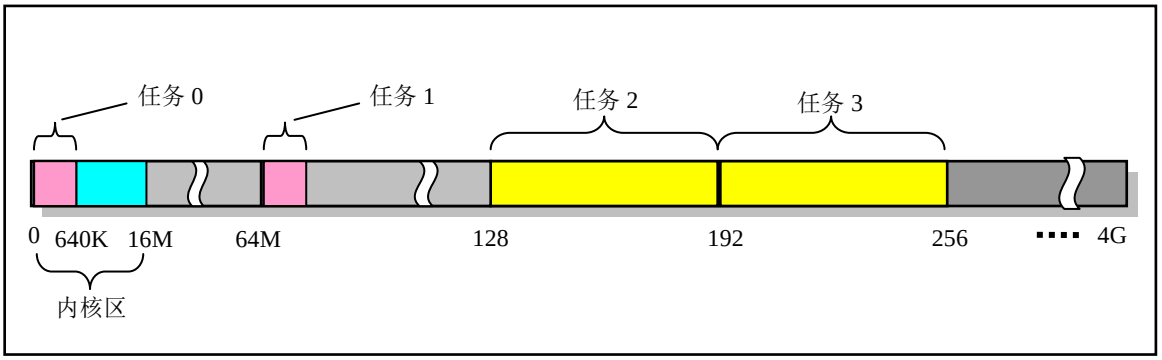



图 5-10 Linux 0.12 线性地址空间的使用示意图

如果也按照线性空间中任务的排列顺序排列虚拟空间中的任务，那么我们可以有图 5-11 所示的系统同时可拥有所有任务在虚拟地址空间中的示意图，所占用虚拟空间范围也是 4GB。其中没有考虑内核代码和数据在虚拟空间中所占用的范围。另外，在图中对于进程 2 和进程 3 还分别给出了各自逻辑空间中代码段和数据段（包括数据和堆栈内容）的位置示意图。

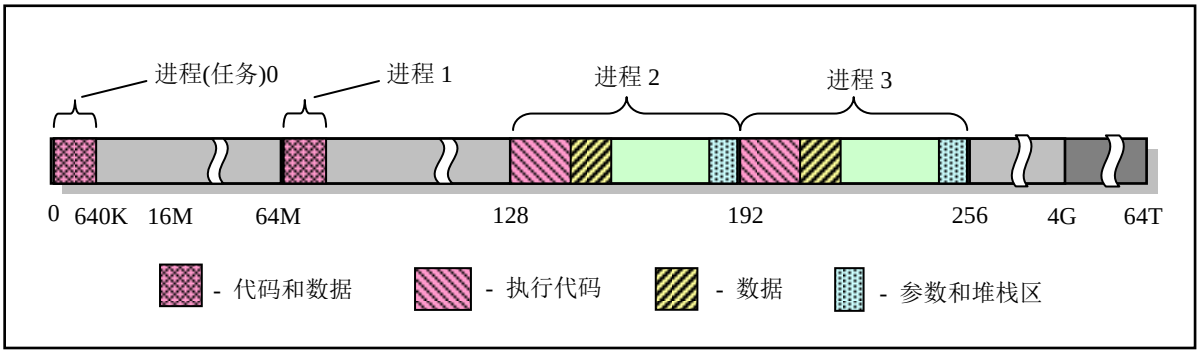



图 5-11 Linux 0.12 系统任务在虚拟空间中顺序排列所占的空间范围

请还需注意，进程逻辑地址空间中代码段（Code Section）和数据段（Data Section）的概念与 CPU 分段机制中的代码段和数据段不是同一个概念。CPU 分段机制中段的概念确定了在线性地址空间中一个

段的用途以及被执行或访问的约束和限制，每个段可以设置在 4GB 线性地址空间中的任何地方，它们可以相互独立也可以完全重叠或部分重叠。而进程在其逻辑地址空间中的代码段和数据段则是指由编译器在编译程序和操作系统在加载程序时规定的在进程逻辑空间中顺序排列的代码区域、初始化和未初始化的数据区域以及堆栈区域。进程逻辑地址空间中代码段和数据段等结构形式见图所示。有关逻辑地址空间的说明请参见内存管理一章内容。

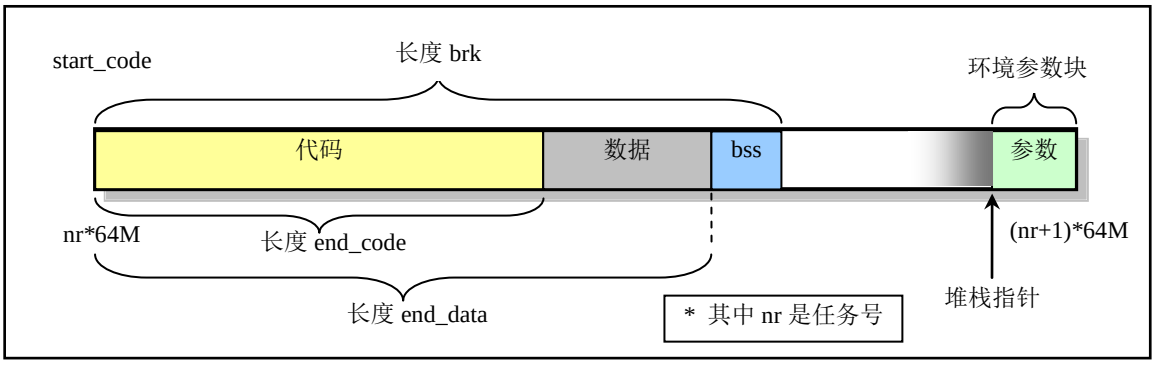



图 5-12 进程代码和数据在其逻辑地址空间中的分布

## 5.1.5 CPU 多任务和保护方式

Intel 80X86 CPU 共分 4 个保护级，0 级具有最高优先级，而 3 级优先级最低。Linux 0.12 操作系统使用了 CPU 的 0 和 3 两个保护级。内核代码本身会由系统中的所有任务共享。而每个任务则都有自己的代码和数据区，这两个区域保存于局部地址空间，因此系统中的其他任务是看不见的（不能访问的）。而内核代码和数据是由所有任务共享的，因此它保存在全局地址空间中。图 5-13 给出了这种结构的示意图。图中同心圆代表 CPU 的保护级别（保护层），这里仅使用了 CPU 的 0 级和 3 级。而径向射线则用来区分系统中的各个任务。每条径向射线指出了各任务的边界。除了每个任务虚拟地址空间的全局地址区域，任务 1 中的地址与任务 2 中相同地址处是无关的。

当一个任务（进程）执行系统调用而陷入内核代码中执行时，我们就称进程处于内核运行态（或简称为内核态）。此时处理器处于特权级最高的（0 级）内核代码中执行。当进程处于内核态时，执行的内核代码会使用当前进程的内核栈。每个进程都有自己的内核栈。当进程在执行用户自己的代码时，则称其处于用户运行态（用户态）。即此时处理器在特权级最低的（3 级）用户代码中运行。当正在执行用户程序而突然被中断程序中断时，此时用户程序也可以象征性地称为处于进程的内核态。因为中断处理程序将使用当前进程的内核栈。这与处于内核态的进程的状态有些类似。进程的内核态和用户态将在后面有关进程运行状态一节中作更详细的说明。

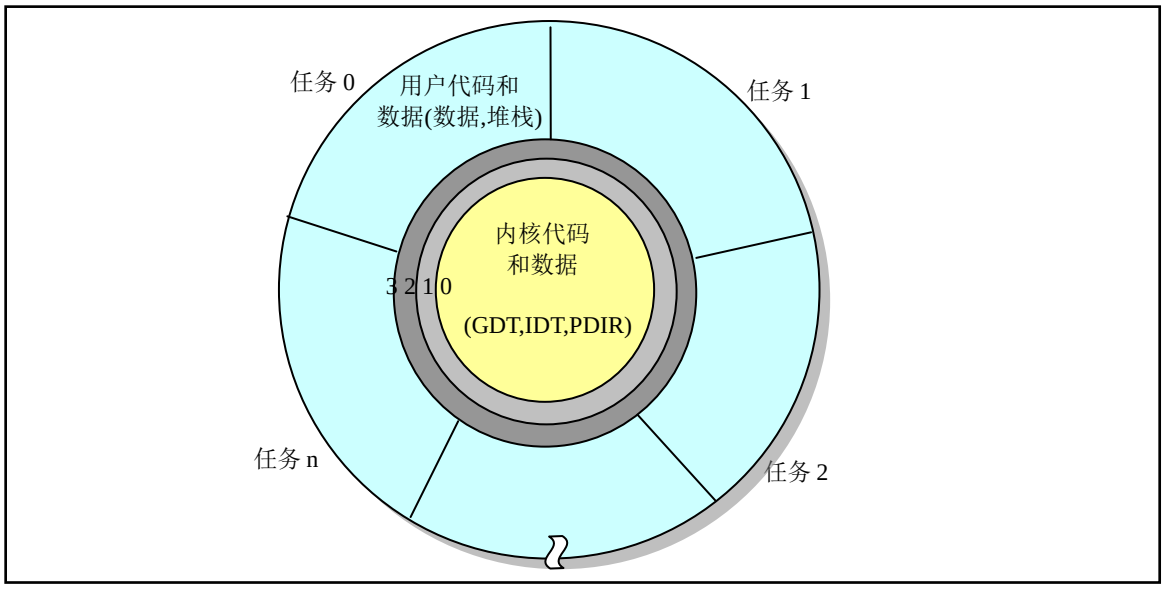



图 5-13 多任务系统

## 5.1.6 虚拟地址、线性地址和物理地址之间的关系

前面我们根据内存分段和分页机制详细说明了 CPU 的内存管理方式。现在我们以 Linux 0.12 系统为例，详细说明内核代码和数据以及各任务的代码和数据在虚拟地址空间、线性地址空间和物理地址空间中的对应关系。由于任务 0 和任务 1 的生成或创建过程比较特殊，我们将对它们分别进行描述。

### 5.1.6.1 内核代码和数据的地址

对于 Linux 0.12 内核代码和数据来说，在 head.s 程序的初始化操作中已经把内核代码段和数据段都设置成为长度为 16MB 的段。在线性地址空间中这两个段的范围重叠，都是从线性地址 0 开始到地址 0xFFFFFF 共 16MB 地址范围。在该范围中含有内核所有的代码、内核段表（GDT、IDT、TSS）、页目录表和内核的二级页表、内核局部数据以及内核临时堆栈（将被用作第 1 个任务即任务 0 的用户堆栈）。其页目录表和二级页表已设置成把 0--16MB 的线性地址空间一一对应到物理地址上，占用了 4 个目录项，即 4 个二级页表。因此对于内核代码或数据的地址来说，我们可以直接把它们看作是物理内存中的地址。此时内核的虚拟地址空间、线性地址空间和物理地址空间三者之间的关系可用图 5-14 来表示。

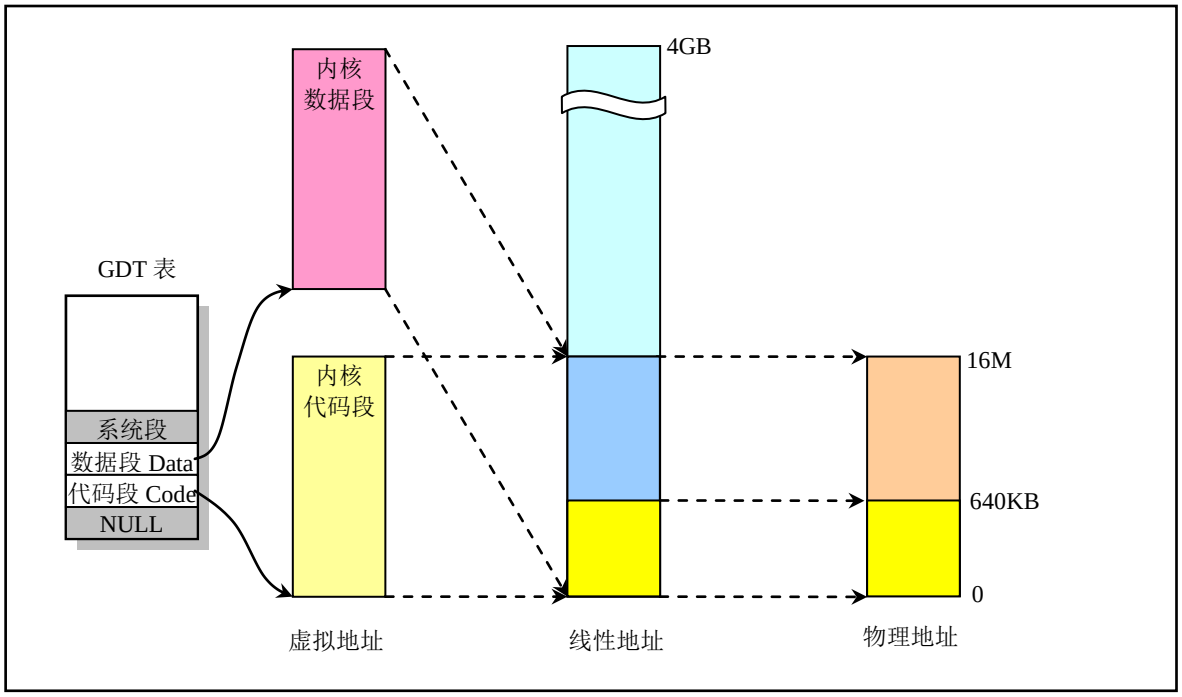



**图 5-14 内核代码和数据段在三种地址空间中的关系**

因此，默认情况下 Linux 0.12 内核最多可管理 16MB 的物理内存，共有 4096 个物理页面（页帧），每个页面 4KB。通过上述分析可以看出：①内核代码段和数据段区域在线性地址空间和物理地址空间中是一样的。这样设置可以大大简化内核的初始化操作。②GDT 和 IDT 在内核数据段中，因此它们的线性地址也同样等于它们的物理地址。在实模式下的 setup.s 程序初始化操作中，我们曾经设置过临时的 GDT 和 IDT，这是进入保护模式之前必须设置的。由于这两个表当时处于物理内存大约 0x90200 处，而进入保护模式后内核系统模块处于物理内存 0 开始位置，并且 0x90200 处的空间将被挪作他用（用于高速缓冲），因此在进入保护模式后，在运行的第 1 个程序 head.s 中我们需要重新设置这两个表。即设置 GDTR 和 IDTR 指向新的 GDT 和 IDT，描述符也需要重新加载。但由于开启分页机制时这两个表的位置没有变动，因此无须再重新建立或移动表位置。③除任务 0 以外，所有其他任务使用的物理内存页面与线性地址中的页面起码有部分不同，因此内核需要动态地在主内存区中为它们作映射操作，动态地建立页目录项和页表项。虽然任务 1 的代码和数据也在内核中，但由于他需要另行分配获得内存，因此也需要自己的映射表项。

虽然 Linux 0.12 默认可管理 16MB 物理内存，但是系统中并不是一定要有这些物理内存。机器中只要有 4MB（甚至 2MB）物理内存就完全可以运行 Linux 0.12 系统了。若机器只有 4MB 物理内存，那么此时内核 4MB--16MB 地址范围就会映射到不存在的物理内存地址上。但这并不妨碍系统的运行。因为在初始化时内核内存管理程序会知道机器中所含物理内存量的确切大小，因而不会让 CPU 分页机制把线性地址页面映射到不存在的 4MB--16MB 中去。内核中这样的默认设置主要是为了便于系统物理内存的扩展，实际并不会用到不存在的物理内存区域。如果系统有多于 16MB 的物理内存，由于在 init/main.c 程序中初始化时限制了对 16MB 以上内存的使用，并且这里内核也仅映射了 0--16MB 的内存范围，因此在 16MB 之上的物理内存将不会用到。

通过在这里为内核增加一些页表，并且对 init/main.c 程序稍作修改，我们可以对此限制进行扩展。例如在系统中有 32MB 物理内存的情况下，我们就需要为内核代码和数据段建立 8 个二级页表项来把 32MB 的线性地址范围映射到物理内存上。

### 5.1.6.2 任务 0 的地址对应关系

任务 0 是系统中一个人工启动的第一个任务。它的代码段和数据段长度被设置为 640KB。该任务的代码和数据直接包含在内核代码和数据中，是从线性地址 0 开始的 640KB 内容，因此可以它直接使用内核代码已经设置好的页目录和页表进行分页地址变换。同样，它的代码和数据段在线性地址空间中也是重叠的。对应的任务状态段 TSS0 也是手工预设置好的，并且位于任务 0 数据结构信息中，参见 include/linux/sched.h 第 156 行开始的数据。TSS0 段位于内核 sched.c 程序的代码中，长度为 104 字节，具体位置可参见图 5-24 中“任务 0 结构信息”一项所示。三个地址空间中的映射对应关系见图 5-15 所示。

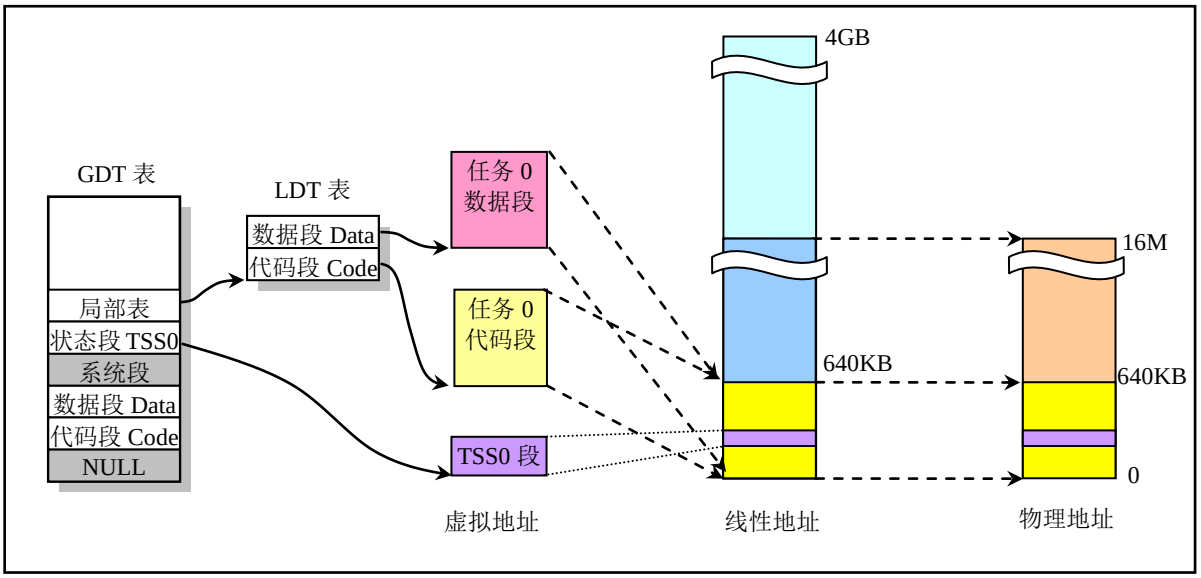



图 5-15 任务 0 在三个地址空间中的相互关系

由于任务 0 直接被包含在内核代码中，因此不需要为其再另外分配内存页。它运行时所需要的内核态堆栈和用户态堆栈空间也都在内核代码区中，并且由于在内核初始化时（head.s）这些内核页面在页表项中的属性都已经被设置成了 0b111，即对应页面用户可读写并且存在，因此用户堆栈 user_stack[]空间虽然在内核空间中，但任务 0 仍然能对其进行读写操作。

### 5.1.6.3 任务 1 的地址对应关系

与任务 0 类似，任务 1 也是一个特殊的任务。它的代码也在内核代码区域中。与任务 0 不同的是在线性地址空间中，系统在使用 fork()创建任务 1（init 进程）时为存放任务 1 的二级页表而在主内存区申请了一页内存来存放，并复制了父进程（任务 0）的页目录和二级页表项。因此任务 1 有自己的页目录和页表表项，它把任务 1 占用的线性空间范围 64MB--128MB（实际上是 64MB--64MB+640KB）也同样映射到了物理地址 0--640KB 处。此时任务 1 的长度也是 640KB，并且其代码段和数据段相重叠，只占用一个页目录项和一个二级页表。另外，系统还会为任务 1 在主内存区域中申请一页内存用来存放它的任务数据结构和用作任务 1 的内核堆栈空间。任务数据结构（也称进程控制块 PCB）信息中包括任务 1 的 TSS 段结构信息。见图 5-16 所示。

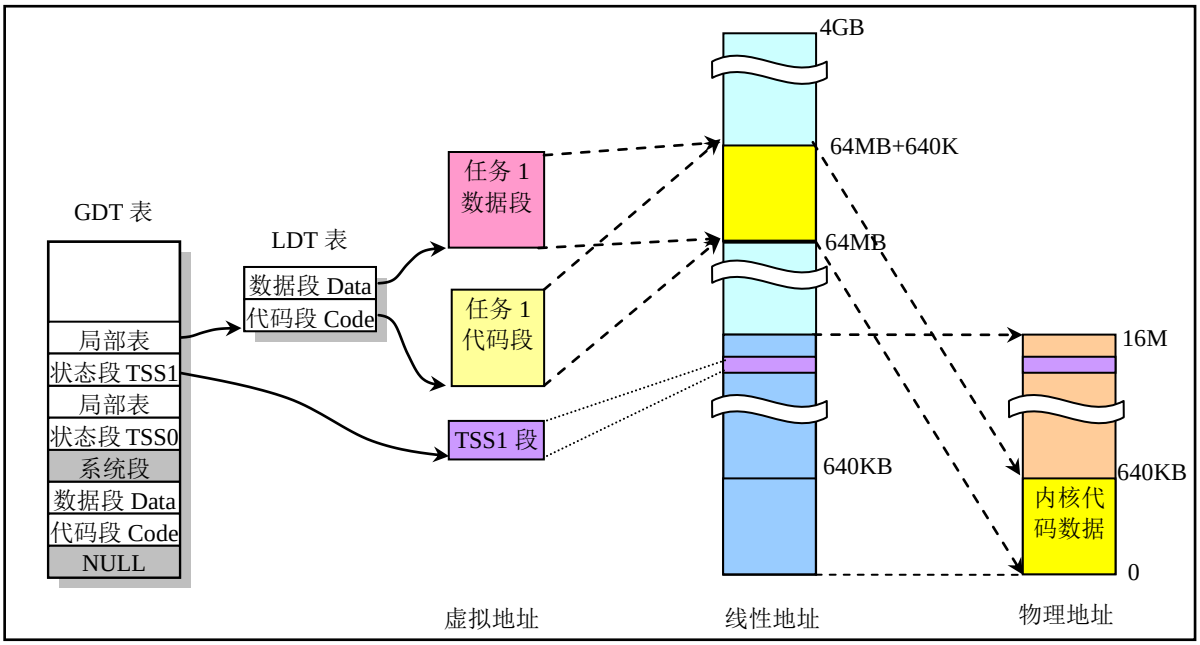



图 5-16 任务 1 在三种地址空间中的关系

任务 1 的用户态堆栈空间将直接共享使用处于内核代码和数据区域（线性地址 0--640KB）中任务 0 的用户态堆栈空间 user_stack[]（参见 kernel/sched.c，第 82--87 行），因此这个堆栈需要在任务 1 实际使用之前保持“干净”，以确保被复制用于任务 1 的堆栈不含有无用数据。在刚开始创建任务 1 时，任务 0 的用户态堆栈 user_stack[]与任务 1 共享使用，但当任务 1 开始运行时，由于任务 1 映射到 user_stack[]处的页表项被设置成只读，使得任务 1 在执行堆栈操作时将会引起写页面异常，从而由内核另行分配主内存区页面作为堆栈空间使用。

### 5.1.6.4 其他任务的地址对应关系

对于被创建的从任务 2 开始的其他任务，它们的父进程都是 init（任务 1）进程。我们已经知道，在 Linux 0.12 系统中共可以有 64 个进程同时存在。下面我们以任务 2 为例来说明其他任何任务对地址空间的使用情况。

从任务 2 开始，如果任务号以 nr 来表示，那么任务 nr 在线性地址空间中的起始位置将被设定在 nr*64MB 处。例如任务 2 的开始位置= nr*64MB = 2 * 64MB = 128MB。任务代码段和数据段的最大长度被设置为 64MB，因此任务 2 占有的线性地址空间范围是 128MB--192MB，共占用 64MB/4MB = 16 个页目录项。虚拟空间中任务代码段和数据段都被映射到线性地址空间相同的范围，因此它们也完全重叠。图 5-17 显示出了任务 2 的代码段和数据段在三种地址空间中的对应关系。

在任务 2 被创建出来之后，将在其中运行 execve()函数来执行 shell 程序。当内核通过复制任务 1 刚创建任务 2 时，除了占用线性地址空间范围不同外（128MB--128MB+640KB），此时任务 2 的代码和数据在三种地址空间中的关系与任务 1 的类似。当任务 2 的代码（init()）调用 execve()系统调用开始加载并执行 shell 程序时，该系统调用会释放掉从任务 1 复制的页目录和页表表项及相应内存页面，然后为新的执行程序 shell 重新设置相关页目录和页表表项。图 5-17 给出的是任务 2 中开始执行 shell 程序时的情况，即任务 2 原先复制任务 1 的代码和数据被 shell 程序的代码段和数据段替换后的情况。图中显示出已经映射了一页物理内存页面的情况。这里请注意，在执行 execve()函数时，系统虽然在线性地址空间为任务 2 分配了 64MB 的空间范围，但是内核并不会立刻为其分配和映射物理内存页面。只有当任务 2 开始执行时由于发生缺页而引起异常时才会由内存管理程序为其在主内存区中分配并映射一页物理内存到其线性地址空间中。这种分配和映射物理内存页面的方法称为需求加载（Load on demand）。参见内存管

理一章中的相关描述。

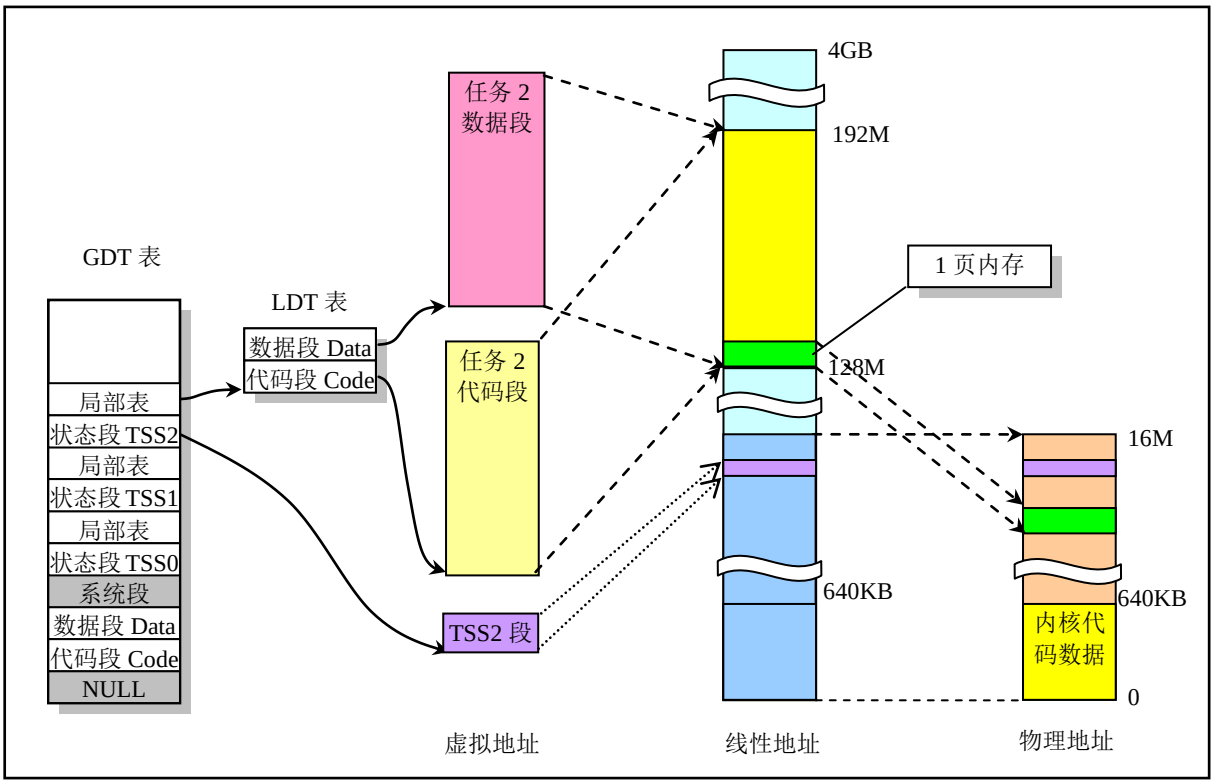



图 5-17 其他任务地址空间中的对应关系

从 Linux 内核 0.99 版以后，对内存空间的使用方式发生了变化。每个进程可以单独享用整个 4G 的地址空间范围。如果我们能理解本节说描述的内存管理概念，那么对于现在所使用的 Linux 2.x 内核中所使用的内存管理原理也能立刻明白。由于篇幅所限，这里对此不再说明。

## 5.1.7 用户申请内存的动态分配

当用户应用程序使用 C 函数库中的内存分配函数 malloc()申请内存时，这些动态申请的内存容量或大小均由高层次的 C 库函数 malloc()来进行管理，内核本身并不会插手管理。因为内核已经为每个进程（除了任务 0 和 1，它们与内核代码一起常驻内存中）在 CPU 的 4G 线性地址空间中分配了 64MB 的空间，所以只要进程执行时寻址的范围在它的 64MB 范围内，内核也同样会通过内存缺页管理机制自动为寻址对应的页面分配物理内存页面并进行映射操作。但是内核会为进程使用的代码和数据空间维护一个当前位置值 brk，这个值保存在每个进程的数据结构中。它指出了进程代码和数据（包括动态分配的数据空间）在进程地址空间中的末端位置。当 malloc()函数为程序分配内存时，它会通过系统调用 brk()把程序要求新增的空间长度通知内核，内核代码从而可以根据 malloc()所提供的信息来更新 brk 的值，但并此时并不为新申请的空间映射物理内存页面。只有当程序寻址到某个不存在对应物理页面的地址时，内核才会进行相关物理内存页面的映射操作。

若进程代码寻址的某个数据所在的页面不存在，并且该页面所处位置属于进程堆范围，即不属于其执行文件映像文件对应的内存范围中，那么 CPU 就会产生一个缺页异常，并在异常处理程序中为指定的页面分配并映射一页物理内存页面。至于用户程序此次申请内存的字节长度数量和在对应物理页面中的具体位置，则均由 C 库中内存分配函数 malloc()负责管理。内核以页面为单位分配和映射物理内存，该函数则具体记录用户程序使用了一页内存的多少字节。剩余的容量将保留给程序再申请内存时使用。

当用户使用内存释放函数 free()动态释放已申请的内存块时，C 库中的内存管理函数就会把所释放的

内存块标记为空闲，以备程序再次申请内存时使用。在这个过程中内核为该进程所分配的这个物理页面并不会被释放掉。只有当进程最终结束时内核才会全面收回已分配和映射到该进程地址空间范围的所有物理内存页面。有关库函数 malloc()和 free()的具体代码实现请参见内核库中的 lib/malloc.c 程序。

# 5.4 中断机制

本节介绍中断机制基本原理和相关的可编程控制器硬件逻辑以及 Linux 系统中使用中断的方法。有关可编程控制器的具体编程方法请参见下一章 setup.s 程序后的说明。

## 5.1.8 中断操作原理

微型计算机系统通常包括输入输出设备。处理器向这些设备提供服务的一种方法是使用轮询方式。在这种方法中处理器顺序地查询系统中的每个设备，“询问”它们是否需要服务。这种方法的优点是软件编程简单，但缺点是太耗处理器资源，影响系统性能。向设备提供服务的另一种方法是在设备需要服务时自己向处理器提出请求。处理器也只有在设备提出请求时才为其提供服务。

当设备向处理器提出服务请求时，处理器会在执行完当前的一条指令后立刻应答设备的请求，并转而执行该设备的相关服务程序。当服务程序执行完成后，处理器会接着去做刚才被中断的程序。这种处理方式就叫做中断（Interrupt）方法，而设备向处理器发出的服务请求则称为中断请求（IRQ - Interrupt Request）。处理器响应请求而执行的设备相关程序则被称为中断服务程序或中断服务过程（ISR - Interrupt Service Routine）。

可编程中断控制器（PIC - Programmable Interrupt Controller）是微机系统中管理设备中断请求的管理者。它通过连接到设备的中断请求引脚接受设备发出的终端服务请求信号。当设备激活其中断请求 IRQ 信号时，PIC 立刻会检测到。在同时收到几个设备的中断服务请求的情况下，PIC 会对它们进行优先级比较并选出最高优先级的中断请求进行处理。如果此时处理器正在执行一个设备的中断服务过程，那么 PIC 还需要把选出的中断请求与正在处理的中断请求的优先级进行比较，并基于该比较结果来确定是否向处理器发出一个中断信号。当 PIC 向处理器的 INT 引脚发出一个中断信号时，处理器会立刻停下当时所做的事情并询问 PIC 需要执行哪个中断服务请求。PIC 则通过向数据总线发送出与中断请求对应的中断号来告知处理器要执行哪个中断服务过程。处理器则根据读取的中断号通过查询中断向量表（或 32 位保护模式下的中断描述符表）取得相关设备的中断向量（即中断服务程序的地址）并开始执行中断服务程序。当中断服务程序执行结束，处理器就继续执行被中断信号打断的程序。

以上描述的是输入输出设备的中断服务处理过程。但是中断方法并非一定与硬件相关，它也可以用于软件中。通过使用 int 指令并使用其操作数指明中断号，就可以让处理器去执行相应的中断处理过程。PC/AT 系列微机共提供了对 256 个中断的支持，其中大部分都用于软件中断或异常，异常是处理器在处理过程中检测到错误而产生的中断操作。只有下面提及的一些中断被用于设备上。

## 5.1.9 80X86 微机的中断子系统

在使用 80X86 组成的微机机系统中采用了 8259A 可编程中断控制器芯片。每个 8259A 芯片可以管理 8 个中断源。通过多片级联方式，8259A 能构成最多管理 64 个中断向量的系统。在 PC/AT 系列兼容机中，使用了两片 8259A 芯片，共可管理 15 级中断向量。其级连示意图见图 5-18 所示。其中从芯片的 INT 引脚连接到主芯片的 IR2 引脚上，即 8259A 从芯片发出的中断信号将作为 8259A 主芯片的 IRQ2 输入信号。主 8259A 芯片的端口基地址是 0x20，从芯片是 0xA0。IRQ9 引脚的作用与 PC/XT 的 IRQ2 相同，即 PC/AT 机利用硬件电路把使用 IRQ2 的设备的 IRQ2 引脚重新定向到了 PIC 的 IRQ9 引脚上，并利用 BIOS 中的软件把 IRQ9 的中断 int 71 重新定向到了 IRQ2 的中断 int 0x0A 的中断处理过程。这样一来可使得任何使用 IRQ2 的 PC/XT 的 8 位设配卡在 PC/AT 机下面仍然能正常使用。做到了 PC 机系列的向下兼容性。

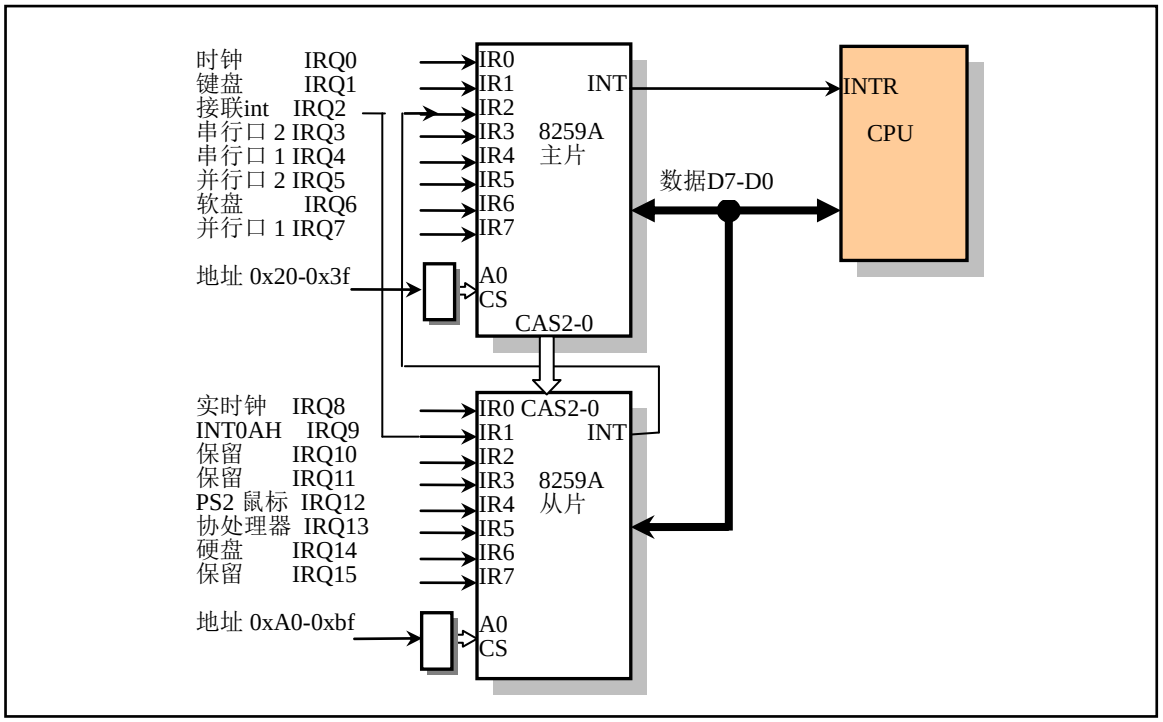



图 5-18 PC/AT 微机级连式 8259 控制系统

在总线控制器控制下，8259A 芯片可以处于编程状态和操作状态。编程状态是 CPU 使用 IN 或 OUT 指令对 8259A 芯片进行初始化编程的状态。一旦完成了初始化编程，芯片即进入操作状态，此时芯片即可随时响应外部设备提出的中断请求（IRQ0 – IRQ15），同时系统还可以使用操作命令字随时修改其中断处理方式。通过中断判优选择，芯片将选中当前最高优先级的中断请求作为中断服务对象，并通过 CPU 引脚 INT 通知 CPU 外中断请求的到来，CPU 响应后，芯片从数据总线 D7-D0 将编程设定的当前服务对象的中断号送出，CPU 由此获取对应的中断向量值，并执行中断服务程序。

## 5.1.10 中断向量表

上节已指出 CPU 是根据中断号获取中断向量值，即对应中断服务程序的入口地址值。因此为了让 CPU 由中断号查找到对应得中断向量，就需要在内存中建立一张查询表，即中断向量表（在 32 位保护模式下该表称为中断描述符表，见下面说明）。80X86 微机支持 256 个中断，对应每个中断需要安排一个中断服务程序。在 80X86 实模式运行方式下，每个中断向量由 4 个字节组成。这 4 个字节指明了一个中断服务程序的段值和段内偏移值。因此整个向量表的长度为 1024 字节。当 80X86 微机启动时，ROM BIOS 中的程序会在物理内存开始地址 0x0000:0x0000 处初始化并设置中断向量表，而各中断的默认中断服务程序则在 BIOS 中给出。由于中断向量表中的向量是按中断号顺序排列，因此给定一个中断号 N，那么它对应的中断向量在内存中的位置就是 0x0000:N*4，即对应的中断服务程序入口地址保存在物理内存 0x0000:N*4 位置处。

在 BIOS 执行初始化操作时，它设置了两个 8259A 芯片支持的 16 个硬件中断向量和 BIOS 提供的中断号为 0x10—0x1f 的中断调用功能向量等。对于实际没有使用的向量则填入临时的哑中断服务程序的地址。以后在系统引导加载操作系统时会根据实际需要修改某些中断向量的值。例如，对于 DOS 操作系统，它会重新设置中断 0x20—0x2f 的中断向量值。而对于 Linux 系统，除了在刚开始加载内核时需要用到 BIOS 提供的显示和磁盘读操作中断功能，在内核正常运行之前则会在 setup.s 程序中重新初始化 8259A 芯片并且在 head.s 程序中重新设置一张中断向量表（中断描述符表）。完全抛弃了 BIOS 所提供的中断服

务功能。

当 Intel CPU 运行在 32 位保护模式下时，需要使用中断描述符表 IDT（Interrupt Descriptor Table）来管理中断或异常。IDT 是 Intel 8086 -- 80186 CPU 中使用的中断向量表的直接替代物。其作用也类似于中断向量表，只是其中每个中断描述符项中除了含有中断服务程序地址以外，还包含有关特权级和描述符类别等信息。Linux 操作系统工作于 80X86 的保护模式下，因此它使用中断描述符表来设置和保存各中断的“向量”信息。

## 5.1.11 Linux 内核的中断处理

对于 Linux 内核来说，中断信号通常分为两类：硬件中断和软件中断(异常)。每个中断是由 0-255 之间的一个数字来标识。对于中断 int0--int31(0x00--0x1f)，每个中断的功能由 Intel 公司固定设定或保留用，属于软件中断，但 Intel 公司称之为异常。因为这些中断是在 CPU 执行指令时探测到异常情况而引起的。通常还可分为故障(Fault)和陷阱(traps)两类。中断 int32--int255 (0x20--0xff)可以由用户自己设定。所有中断的分类以及执行后 CPU 的动作方式见表 5–1 所示。

表 5－1 中断分类以及中断退出后 CPU 的处理方式

| 中断 | 英文名称 | 名称 | CPU 检测方式 | 处理方式 |
|---|---|---|---|---|
| 硬件 | Maskable | 可屏蔽中断 | CPU 引脚 INTR | 清标志寄存器 eflags 的 IF 标志可屏蔽中断。 |
| | Nonmaskable | 不可屏蔽中断 | CPU 引脚 NMI | 不可屏蔽中断。 |
| 软件 | Fault | 错误 | 在错误发生之前检测到 | CPU 重新执行引起错误的指令。 |
| | Trap | 陷阱 | 在错误发生之后检测到 | CPU 继续执行后面的指令。 |
| | Abort | 放弃（终止） | 在错误发生之后检测到 | 引起这种错误的程序应该被终止。 |

在 Linux 系统中，则将 int32--int47（0x20--0x2f）对应于 8259A 中断控制芯片发出的硬件中断请求信号 IRQ0--IRQ15（见表 5–2 所示），并把程序编程发出的系统调用（system call）中断设置为 int128（0x80）。系统调用中断是用户程序使用操作系统资源的唯一界面接口。

表 5－2 Linux 系统中 8259A 芯片中断请求发出的中断号列表

| 中断请求号 | 中断号 | 用途 |
|---|---|---|
| IRQ0 | 0x20 （32） | 8253 发出的 100HZ 时钟中断 |
| IRQ1 | 0x21 （33） | 键盘中断 |
| IRQ2 | 0x22 （34） | 接连从芯片 |
| IRQ3 | 0x23 （35） | 串行口 2 |
| IRQ4 | 0x24 （36） | 串行口 1 |
| IRQ5 | 0x25 （37） | 并行口 2 |
| IRQ6 | 0x26 （38） | 软盘驱动器 |
| IRQ7 | 0x27 （39） | 并行口 1 |
| IRQ8 | 0x28 （40） | 实时钟中断 |
| IRQ9 | 0x29 （41） | 保留 |
| IRQ10 | 0x2a （42） | 保留 |
| IRQ11 | 0x2b （43） | 保留（网络接口） |
| IRQ12 | 0x2c （44） | PS/2 鼠标口中断 |
| IRQ13 | 0x2d （45） | 数学协处理器中断 |
| IRQ14 | 0x2e （46） | 硬盘中断 |

| | | | |
|---|---|---|---|
| IRQ15 | 0x2f （47） | 保留 | |

在系统初始化时，内核在 head.s 程序中首先使用一个哑中断向量（中断描述符）对中断描述符表（Interrupt Descriptor Table - IDT）中所有 256 个描述符进行了默认设置（boot/head.s，78）。这个哑中断向量指向一个默认的“无中断”处理过程（boot/head.s，150）。当发生了一个中断而又没有重新设置过该中断向量时就会显示信息“未知中断（Unknown interrupt）”。这里对所有 256 项都进行设置可以有效防止出现一般保护性错误（A gerneal protection fault）(异常 13)。否则的话，如果设置的 IDT 少于 256 项，那么在一个要求的中断所指定的描述符项大于设置的最大描述符项时，CPU 就会产生一个一般保护出错（异常 13）。另外，如果硬件出现问题而没有把设备的向量放到数据总线上，此时 CPU 通常会从数据总线上读入全 1（0xff）作为向量，因此会去读取 IDT 表中的第 256 项，因此也会造成一般保护出错。对于系统中需要使用的一些中断，内核会在其继续初始化的处理过程中（init/main.c）重新设置这些中断的中断描述符项，让它们指向对应的实际处理过程。通常，异常中断处理过程（int0 --int 31）都在 traps.c 的初始化函数中进行了重新设置（kernl/traps.c，第 185 行），而系统调用中断 int128 则在调度程序初始化函数中进行了重新设置（kernel/sched.c，第 417 行）。

另外，在设置中断描述符表 IDT 时 Linux 内核使用了中断门和陷阱门两种描述符。它们之间的区别在于对标志寄存器 EFLAGS 中的中断允许标志 IF 的影响。由中断门描述符执行的中断会复位 IF 标志，因此可以避免其它中断干扰当前中断的处理，随后的中断结束指令 iret 会从堆栈上恢复 IF 标志的原值；而通过陷阱门执行的中断则不会影响 IF 标志。参见第 11 章中对 include/asm/system.h 文件的说明。

### 5.1.12 标志寄存器的中断标志

为了避免竞争条件和中断对临界代码区的干扰，在 Linux 0.12 内核代码中许多地方使用了 cli 和 sti 指令。cli 指令用来复位 CPU 标志寄存器中的中断标志，使得系统在执行 cli 指令后不会响应外部中断。sti 指令用来设置标志寄存器中的中断标志，以允许 CPU 能识别并响应外部设备发出的中断。当进入可能引起竞争条件的代码区时，内核中就会使用 cli 指令来关闭对外部中断的响应，而在执行完竞争代码区时内核就会执行 sti 指令以重新允许 CPU 响应外部中断。例如，在修改文件超级块的锁定标志和任务进入/退出等待队列操作时都需要首先使用 cli 指令关闭 CPU 对外部中断的响应，在操作完成之后再使用 sti 指令开启对外部中断的响应。如果不使用 cli、sti 指令对，即在需要修改一个文件超级块时不使用 cli 来关闭对外部中断的响应，那么在修改之前判断出该超级块锁定标志没有置位而想设置这个标志时，若此时正好发生系统时钟中断而切换到其他任务去运行，并且碰巧其他任务也需要修改这个超级块，那么此时这个其他任务会先设置超级块的锁定标志并且对超级块进行修改操作。当系统又切换回原来的任务时，此时该任务不会再去判断锁定标志就会继续执行设置超级块的锁定标志，从而造成两个任务对临界代码区的同时多重操作，引起超级块数据的不一致性，严重时会导致内核系统崩溃。

## 5.5 Linux 的系统调用

### 5.1.13 系统调用接口

系统调用（通常称为 syscalls）是 Linux 内核与上层应用程序进行交互通信的唯一接口，参见图 5-4 所示。从对中断机制的说明可知，用户程序通过直接或间接（通过库函数）调用中断 int 0x80，并在 eax 寄存器中指定系统调用功能号，即可使用内核资源，包括系统硬件资源。不过通常应用程序都是使用具有标准接口定义的 C 函数库中的函数间接地使用内核的系统调用，见图 5-19 所示。

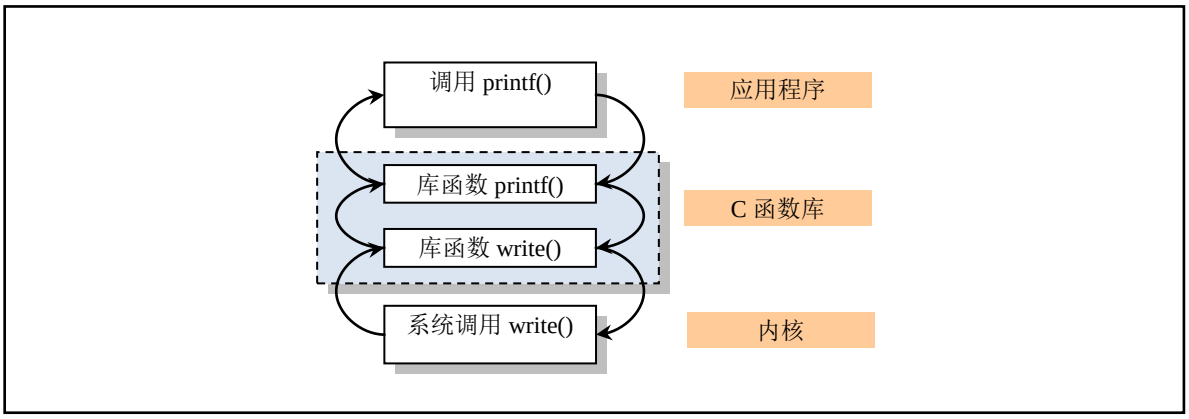



图 5-19 应用程序、库函数和内核系统调用之间的关系

通常系统调用使用函数形式进行调用，因此可带有一个或多个参数。对于系统调用执行的结果，它会在返回值中表示出来。通常负值表示错误，而 0 则表示成功。在出错的情况下，错误的类型码被存放在全局变量 errno 中。通过调用库函数 perror()，我们可以打印出该错误码对应的出错字符串信息。

在 Linux 内核中，每个系统调用都具有唯一的一个系统调用功能号。这些功能号定义在文件 include/unistd.h 中第 62 行开始处。例如，write 系统调用的功能号是 4，定义为符号__NR_write。这些系统调用功能号实际上对应于 include/linux/sys.h 中定义的系统调用处理程序指针数组表 sys_call_table[]中项的索引值。因此 write()系统调用的处理程序指针就位于该数组的项 4 处。

当我们想在自己的程序中使用这些系统调用符号时，需要象下面所示在包括进文件“<unistd.h>”之前定义符号“__LIBRARY__”。

```
#define __LIBRARY__
#include <unistd.h>
```

另外，我们从 sys_call_table[]中可以看出，内核中所有系统调用处理函数的名称基本上都是以符号'sys_'开始的。例如系统调用 read()在内核源代码中的实现函数就是 sys_read()。

## 5.1.14 系统调用处理过程

当应用程序经过库函数向内核发出一个中断调用 int 0x80 时，就开始执行一个系统调用。其中寄存器 eax 中存放着系统调用号，而携带的参数可依次存放在寄存器 ebx、ecx 和 edx 中。因此 Linux 0.12 内核中用户程序能够向内核最多直接传递三个参数，当然也可以不带参数。处理系统调用中断 int 0x80 的过程是程序 kernel/system_call.s 中的 system_call。

为了方便执行系统调用，内核源代码在 include/unistd.h 文件（150—200 行）中定义了宏函数 _syscalln()，其中 n 代表携带的参数个数，可以分别 0 至 3。因此最多可以直接传递 3 个参数。若需要传递大块数据给内核，则可以传递这块数据的指针值。例如对于 read()系统调用，其定义是：

```
int read(int fd, char *buf, int n);
```

若我们在用户程序中直接执行对应的系统调用，那么该系统调用的宏的形式为：

```
#define __LIBRARY__
#include <unistd.h>

_syscall3(int, read, int, fd, char *, buf, int, n)
```

因此我们可以在用户程序中直接使用上面的_syscall3()来执行一个系统调用 read()，而不用通过 C 函数库作中介。实际上 C 函数库中函数最终调用系统调用的形式和这里给出的完全一样。

对于 include/unistd.h 中给出的每个系统调用宏，都有 2+2*n 个参数。其中第 1 个参数对应系统调用返回值的类型；第 2 个参数是系统调用的名称；随后是系统调用所携带参数的类型和名称。这个宏会被扩展成包含内嵌汇编语句的 C 函数，见如下所示。

```
int read(int fd, char *buf, int n)
{
    long __res;
    __asm__ volatile (
        "int $0x80"
        : "=a" (__res)
        : "0" (__NR_read), "b" ((long)(fd)), "c" ((long)(buf)), "d" ((long)(n)));
    if (__res>=0)
        return int __res;
    errno=-__res;
    return -1;
}
```

可以看出，这个宏经过展开就是一个读操作系统调用的具体实现。其中使用了嵌入汇编语句以功能号__NR_read（3）执行了 Linux 的系统中断调用 0x80。该中断调用在 eax（__res）寄存器中返回了实际读取的字节数。若返回的值小于 0，则表示此次读操作出错，于是将出错号取反后存入全局变量 errno 中，并向调用程序返回-1 值。

如果有某个系统调用需要多于 3 个参数，那么内核通常采用的方法是直接把这些参数作为一个参数缓冲块，并把这个缓冲块的指针作为一个参数传递给内核。因此对于多于 3 个参数的系统调用，我们只需要使用带一个参数的宏_syscall1()，把第一个参数的指针传递给内核即可。例如，select()函数系统调用具有 5 个参数，但我们只需传递其第 1 个参数的指针，参见对 fs/select.c 程序的说明。

当进入内核中的系统调用处理程序 kernel/sys_call.s 后，system_call 的代码会首先检查 eax 中的系统调用功能号是否在有效系统调用号范围内，然后根据 sys_call_table[]函数指针表调用执行相应的系统调用处理程序。

```
call _sys_call_table(,%eax, 4)                    // kernel/sys_call.s  第 99 行。
```

这句汇编语句操作数的含义是间接调用地址在_sys_call_table + %eax * 4 处的函数。由于 sys_call_table[]指针每项 4 个字节，因此这里需要给系统调用功能号乘上 4。然后用所得到的值从表中获取被调用处理函数的地址。

## 5.1.15 Linux 系统调用的参数传递方式

关于 Linux 用户进程向系统中断调用过程传递参数方面，Linux 系统使用了通用寄存器传递方法，例如寄存器 ebx、ecx 和 edx。这种使用寄存器传递参数方法的一个明显优点就是：当进入系统中断服务程序而保存寄存器值时，这些传递参数的寄存器也被自动地放在了内核态堆栈上，因此用不着再专门对传递参数的寄存器进行特殊处理。这种方法是 Linus 当时所知的最简单最快速的参数传递方法。另外还有一种使用 Intel CPU 提供的系统调用门（System Call gate）的参数传递方法，它在进程用户态堆栈和内核态堆栈自动复制传递的参数。但这种方法使用起来步骤比较复杂。

另外，在每个系统调用处理函数中应该对传递的参数进行验证，以保证所有参数都合法有效。尤其

是用户提供的指针，应该进行严格地审查。以保证指针所指的内存区域范围有效，并且具有相应的读写权限。

# 5.6 系统时间和定时

## 5.1.16 系统时间

为了让操作系统能自动地准确提供当前时间和日期信息，PC/AT 微机系统中提供了用电池供电的实时钟 RT（Real Time）电路支持。通常这部分电路与保存系统信息的少量 CMOS RAM 集成在一个芯片上，因此这部分电路被称为 RT/CMOS RAM 电路。PC/AT 微机或其兼容机中使用了 Motorola 公司的 MC146818 芯片。

在初始化时，Linux 0.12 内核通过 init/main.c 程序中的 time_init()函数读取这块芯片中保存的当前时间和日期信息，并通过 kernel/mktime.c 程序中的 kernel_mktime()函数转换成从 1970 年 1 月 1 日午夜 0 时开始计起到当前的以秒为单位的时间，我们称之为 UNIX 日历时间。该时间确定了系统开始运行的日历时间，被保存在全局变量 startup_time 中供内核所有代码使用。用户程序可以使用系统调用 time()来读取 startup_time 的值，而超级用户则可以通过系统调用 stime()来修改这个系统时间值。

另外，再通过下面介绍的从系统启动开始计数的系统滴答值 jiffies，程序就可以唯一地确定运行时刻的当前时间值。由于每个滴答定时值是 10 毫秒，因此内核代码中定义了一个宏来方便代码对当前时间的访问。这个宏定义在 include/linux/sched.h 文件第 192 行上，其形式如下：

```
#define CURRENT_TIME (startup_time + jiffies/HZ)
```

其中，HZ = 100，是内核系统时钟频率。当前时间宏 CURRENT_TIME 被定义为系统开机时间 startup_time 加上开机后系统运行的时间 jiffies/100。在修改一个文件被访问时间或其 i 节点被修改时间时均使用了这个宏。

## 5.1.17 系统定时

在 Linux 0.12 内核的初始化过程中，PC 机的可编程定时芯片 Intel 8253（8254）的计数器通道 0 被设置成运行在方式 3 下（方波发生器方式），并且初始计数值 LATCH 被设置成每隔 10 毫秒在通道 0 输出端 OUT 发出一个方波上升沿。由于 8254 芯片的时钟输入频率为 1.193180MHz，因此初始计数值 LATCH=1193180/100，约为 11931。由于 OUT 引脚被连接到可编程中断控制芯片的 0 级上，因此系统每隔 10 毫秒就会发出一个时钟中断请求（IRQ0）信号。这个时间节拍就是操作系统运行的脉搏，我们称之为 1 个系统滴答或一个系统时钟周期。因此每经过 1 个滴答时间，系统就会调用一次时钟中断处理程序（timer_interrupt）。

时钟中断处理程序 timer_interrupt 主要用来通过 jiffies 变量来累计自系统启动以来经过的时钟滴答数。每当发生一次时钟中断 jiffies 值就增 1。然后调用 C 语言函数 do_timer()作进一步的处理。调用时所带的参数 CPL 是从被中断程序的段选择符（保存在堆栈中的 CS 段寄存器值）中取得当前代码特权级 CPL。

do_timer()函数则根据特权级对当前进程运行时间作累计。如果 CPL=0，则表示进程运行在内核态时被中断，因此内核就会把进程的内核态运行时间统计值 stime 增 1，否则把进程用户态运行时间统计值增 1。如果软盘处理程序 floppy.c 在操作过程中添加过定时器，则对定时器链表进行处理。若某个定时器时间到（递减后等于 0），则调用该定时器的处理函数。然后对当前进程运行时间进行处理，把当前进程运行时间片减 1。时间片是一个进程在被切换掉之前所能持续运行的 CPU 时间，其单位是上面定义的嘀嗒数。如果进程时间片值递减后还大于 0，表示其时间片还没有用完，于是就退出 do_timer()继续运行当前

进程。如果此时进程时间片已经递减为 0，表示该进程已经用完了此次使用 CPU 的时间片，于是程序就会根据被中断程序的级别来确定进一步处理的方法。若被中断的当前进程是工作在用户态的（特权级别大于 0），则 do_timer()就会调用调度程序 schedule()切换到其他进程去运行。如果被中断的当前进程工作在内核态，也即在内核程序中运行时被中断，则 do_timer()会立刻退出。因此这样的处理方式决定了 Linux 系统的进程在内核态运行时不会被调度程序切换。即进程在内核态程序中运行时是不可抢占的（nonpreemptive），但当处于用户态程序中运行时则是可以被抢占的（preemptive）。但从 Linux 2.4 版内核起，Robert Love 已开发出可抢占式的内核升级包。这使得在内核空间低优先级的进程也能被高优先级的进程抢占，从而能使系统响应性能最大提高 200%。这方面可参见 Robert Love 编著的《Linux 内核开发》一书。

注意，上述定时器专门用于软盘马达开启和关闭定时操作。这种定时器类似现代 Linux 系统中的动态定时器（Dynamic Timer），仅供内核使用。这种定时器可以在需要时动态地创建，而在定时到期时动态地撤销。在 Linux 0.12 内核中定时器同时最多可以有 64 个。定时器的处理代码在 sched.c 程序 283--368 行。

# 5.7 Linux 进程控制

程序是一个可执行的文件，而进程（process）是一个执行中的程序实例。利用分时技术，在 Linux 操作系统上同时可以运行多个进程。分时技术的基本原理是把 CPU 的运行时间划分成一个个规定长度的时间片(time slice)，让每个进程在一个时间片内运行。当进程的时间片用完时系统就利用调度程序切换到另一个进程去运行。因此实际上对于具有单个 CPU 的机器来说某一时刻只能运行一个进程。但由于每个进程运行的时间片很短（例如 15 个系统滴答=150 毫秒），所以表面看来好象所有进程在同时运行着。

对于 Linux 0.12 内核来讲，系统最多可有 64 个进程同时存在。除了第一个进程用“手工”建立以外，其余的都是现有进程使用系统调用 fork 创建的新进程，被创建的进程称为子进程（child process），创建者，则称为父进程（parent process）。内核程序使用进程标识号（process ID，pid）来标识每个进程。进程由可执行的指令代码、数据和堆栈区组成。进程中的代码和数据部分分别对应一个执行文件中的代码段、数据段。每个进程只能执行自己的代码和访问自己的数据及堆栈区。进程之间的通信需要通过系统调用来进行。对于只有一个 CPU 的系统，在某一时刻只能有一个进程正在运行。内核通过调度程序分时调度各个进程运行。

我们已经知道，Linux 系统中一个进程可以在内核态（kernel mode）或用户态（user mode）下执行，并且分别使用各自独立的内核态堆栈和用户态堆栈。用户堆栈用于进程在用户态下临时保存调用函数的参数、局部变量等数据；内核堆栈则含有内核程序执行函数调用时的信息。

另外在 Linux 内核中，进程通常被称作任务（task），而把运行在用户空间的程序称作进程。本书将在尽量遵守这个默认规则的同时混用这两个术语。

## 5.1.18 任务数据结构

内核程序通过进程表对进程进行管理，每个进程在进程表中占有一项。在 Linux 系统中，进程表项是一个 task_struct 任务结构指针。任务数据结构定义在头文件 include/linux/sched.h 中。有些书上称其为进程控制块 PCB（Process Control Block）或进程描述符 PD（Processor Descriptor）。其中保存着用于控制和管理进程的所有信息。主要包括进程当前运行的状态信息、信号、进程号、父进程号、运行时间累计值、正在使用的文件和本任务的局部描述符以及任务状态段信息。该结构每个字段的具体含义如下所示。

```
struct task_struct {
   long state;                    // 任务的运行状态（-1 不可运行，0 可运行(就绪)，>0 已停止）。
```

```
    long counter;                // 任务运行时间计数(递减)（滴答数），运行时间片。
    long priority;               // 优先数。任务开始运行时 counter=priority，越大运行越长。
    long signal;                 // 信号位图，每个比特位代表一种信号，信号值=位偏移值+1。
    struct sigaction sigaction[32]; // 信号执行属性结构，对应信号将要执行的操作和标志信息。
    long blocked;                // 进程信号屏蔽码（对应信号位图）。
    int exit_code;               // 任务停止执行后的退出码，其父进程会来取。
    unsigned long start_code;    // 代码段地址。
    unsigned long end_code;      // 代码长度（字节数）。
    unsigned long end_data;      // 代码长度 + 数据长度（字节数）。
    unsigned long brk;           // 总长度（字节数）。
    unsigned long start_stack;   // 堆栈段地址。
    long pid;                    // 进程标识号(进程号)。
    long pgrp;                   // 进程组号。
    long session;                // 会话号。
    long leader;                 // 会话首领。
    int groups[NGROUPS];         // 进程所属组号。一个进程可属于多个组。
    task_struct *p_pptr;         // 指向父进程的指针。
    task_struct *p_cptr;         // 指向最新子进程的指针。
    task_struct *p_ysptr;        // 指向比自己后创建的相邻进程的指针。
    task_struct *p_osptr;        // 指向比自己早创建的相邻进程的指针。
    unsigned short uid;          // 用户标识号（用户 id）。
    unsigned short euid;         // 有效用户 id。
    unsigned short suid;         // 保存的用户 id。
    unsigned short gid;          // 组标识号（组 id）。
    unsigned short egid;         // 有效组 id。
    unsigned short sgid;         // 保存的组 id。
    long alarm;                  // 报警定时值（滴答数）。
    long utime;                  // 用户态运行时间（滴答数）。
    long stime;                  // 系统态运行时间（滴答数）。
    long cutime;                 // 子进程用户态运行时间。
    long cstime;                 // 子进程系统态运行时间。
    long start_time;             // 进程开始运行时刻。
    struct rlimit rlim[RLIM_NLIMITS];  // 进程资源使用统计数组。
    unsigned int flags;          // 各进程的标志，在下面第 149 行开始定义（还未使用）。
    unsigned short used_math;    // 标志：是否使用了协处理器。
    int tty;                     // 进程使用 tty 终端的子设备号。-1 表示没有使用。
    unsigned short umask;        // 文件创建属性屏蔽位。
    struct m_inode * pwd;        // 当前工作目录 i 节点结构指针。
    struct m_inode * root;       // 根目录 i 节点结构指针。
    struct m_inode * executable; // 执行文件 i 节点结构指针。
    struct m_inode * library;    // 被加载库文件 i 节点结构指针。
    unsigned long close_on_exec; // 执行时关闭文件句柄位图标志。（参见 include/fcntl.h）
    struct file * filp[NR_OPEN]; // 文件结构指针表，最多 32 项。表项号即是文件描述符的值。
    struct desc_struct ldt[3];   // 局部描述符表。0-空，1-代码段 cs，2-数据和堆栈段 ds&ss。
    struct tss_struct tss;       // 进程的任务状态段信息结构。
};
```

◆long state 字段含有进程的当前状态代号。如果进程正在等待使用 CPU 或者进程正被运行，那么 state 的值是 TASK_RUNNING。如果进程正在等待某一事件的发生因而处于空闲状态，那么 state 的值就是 TASK_INTERRUPTIBLE 或者 TASK_UNINTERRUPTIBLE。这两个值含义的区别在于处于 TASK_INTERRUPTIBLE 状态的进程能够被信号唤醒并激活，而处于 TASK_UNINTERRUPTIBLE 状态的进程则通常是在直接或间接地等待硬件条件的满足因而不会接受任何信号。TASK_STOPPED 状态用

于说明一个进程正处于停止状态。例如进程在收到一个相关信号时（例如 SIGSTOP、SIGTTIN 或 SIGTTOU 等）或者当进程被另一个进程使用 ptrace 系统调用监控并且控制权在监控进程中时。TASK_ZOMBIE 状态用于描述一个进程已经被终止，但其任务数据结构项仍然存在于任务结构表中。一个进程在这些状态之间的转换过程见下节说明。

◆long counter 字段保存着进程在被暂时停止本次运行之前还能执行的时间滴答数，即在正常情况下还需要经过几个系统时钟周期才切换到另一个进程。调度程序会使用进程的 counter 值来选择下一个要执行的进程，因此 counter 可以看作是一个进程的动态特性。在一个进程刚被创建时 counter 的初值等于 priority。

◆long priority 用于给 counter 赋初值。在 Linux 0.12 中这个初值为 15 个系统时钟周期时间（15 个嘀嗒）。当需要时调度程序会使用 priority 的值为 counter 赋一个初值，参见 sched.c 程序和 fork.c 程序。当然，priority 的单位也是时间滴答数。

◆long signal 字段是进程当前所收到信号的位图，共 32 个比特位，每个比特位代表一种信号，信号值=位偏移值+1。因此 Linux 内核最多有 32 个信号。在每个系统调用处理过程的最后，系统会使用该信号位图对信号进行预处理。

◆struct sigaction sigaction[32] 结构数组用来保存处理各信号所使用的操作和属性。数组的每一项对应一个信号。

◆long blocked 字段是进程当前不想处理的信号的阻塞位图。与 signal 字段类似，其每一比特位代表一种被阻塞的信号。

◆int exit 字段是用来保存程序终止时的退出码。在子进程结束后父进程可以查询它的这个退出码。

◆unsigned long start_code 字段是进程代码在 CPU 线性地址空间中的开始地址，在 Linux 0.1x 内核中其值是 64MB 的整数倍。

◆unsigned long end_code 字段保存着进程代码的字节长度值。

◆unsigned long end_data 字段保存着进程的代码长度 + 数据长度的总字节长度值。

◆unsigned long brk 字段也是进程代码和数据的总字节长度值（指针值），但是还包括未初始化的的数据区 bss，参见图 13-6 所示。这是 brk 在一个进程开始执行时的初值。通过修改这个指针，内核可以为进程添加和释放动态分配的内存。这通常是通过调用 malloc()函数并通过 brk 系统调用由内核进行操作。

◆unsigned long start_stack 字段值指向进程逻辑地址空间中堆栈的起始处。同样请参见图 13-6 中的堆栈指针位置。

◆long pid 是进程标识号，即进程号。它被用来唯一地标识进程。

◆long pgrp 是指进程所属进程组号。

◆long session 是进程的会话号，即所属会话的进程号。

◆long leader 是会话首进程号。有关进程组和会话的概念请参见第 7 章程序列表后的说明。

◆int groups[NGROUPS] 是进程所属各个组的组号数组。一个进程可属于多个组。

◆task_struct *p_pptr 是指向父进程任务结构的指针。

◆task_struct *p_cptr 是指向最新子进程任务结构的指针。

◆task_struct *p_ysptr 是指向比自己后创建的相邻进程的指针。

◆task_struct *p_osptr 是指向比自己早创建的相邻进程的指针。以上 4 个指针的关系参见图 5-20 所示。在 Linux 0.11 内核的任务数据结构中专门有一个父进程号字段 father，但是 0.12 内核中已经不用。此时我们可以使用进程的 pptr->pid 来取得父进程的进程号。

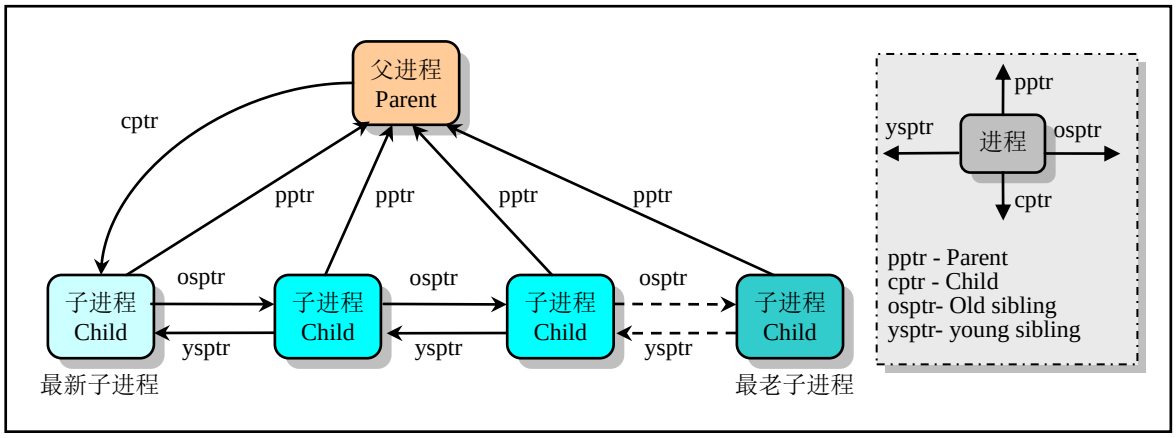



图 5-20 进程指针间的关系

◆unsigned short uid 是拥有该进程的用户标识号（用户 id）。

◆unsigned short euid 是有效用户标识号，用于指明访问文件的权力。

◆unsigned short suid 是保存的用户标识号。当执行文件的设置用户 ID 标志（set-user-ID）置位时，suid 中保存着执行文件的 uid。否则 suid 等于进程的 euid。

◆unsigned short gid 是用户所属组标识号（组 id）。指明了拥有该进程的用户组。

◆unsigned short egid 是有效组标识号，用于指明该组用户访问文件的权限。

◆unsigned short sgid 是保存的用户组标识号。当执行文件的设置组 ID 标志（set-group-ID）置位时，sgid 中保存着执行文件的 gid。否则 sgid 等于进程的 egid。有关这些用户号和组号的描述请参见第 5 章 sys.c 程序前的概述。

◆long timeout 内核定时超时值。

◆long alarm 是进程的报警定时值（滴答数）。如果进程使用系统调用 alarm()设置过该字段值（alarm()在 kernel/sched.c 第 370 行开始处。内核会把该函数以秒为单位的参数值转换成滴答值，加上系统当前时间滴答值之后保存在该字段中），那么此后当系统时间滴答值超过了 alarm 字段值时，内核就会向该进程发送一个 SIGALRM 信号。默认时该信号会终止程序的执行。当然我们也可以使用信号捕捉函数（signal()或 sigaction()）来捕捉该信号进行指定的操作。

◆long utime 是累计进程在用户态运行的时间（滴答数）。

◆long stime 是累计进程在系统态（内核态）运行的时间（滴答数）。

◆long cutime 是累计进程的子进程在用户态运行的时间（滴答数）。

◆long cstime 是累计进程的子进程内核态运行的时间（滴答数）。

◆long start_time 是进程生成并开始运行的时刻。

◆`struct rlimit rlim[RLIM_NLIMITS]` 进程资源使用统计数组。

◆`unsigned int flags` 各进程的标志，0.12 内核还未使用。

◆unsigned short used_math 是一个标志，指明本进程是否使用了协处理器。

◆int tty 是进程使用 tty 终端的子设备号。-1 表示没有使用。

◆unsigned short umask 是进程创建新文件时所使用的 16 位属性屏蔽字（每位表示文件的一种属性），即新建文件所设置的访问属性。若屏蔽字某位被置位，则表示对应的属性被禁止（屏蔽）掉。该属性屏蔽字会与创建文件时给出的属性值一起使用（mode &~umask）以作为新建文件的实际访问属性。有关屏蔽字和文件属性各位的具体含义请参见文件 include/fcntl.h 和 include/sys/state.h。

◆struct m_inode * pwd 是进程的当前工作目录 i 节点结构。每个进程都有一个当前工作目录，用于解析相对路径名，并且可以使用系统调用 chdir 来改变之。

◆struct m_inode * root 是进程自己的根目录 i 节点结构。每个进程都可有自己指定的根目录，用于解析绝对路径名。只有超级用户能通过系统调用 chroot 来修改这个根目录。

◆struct m_inode * executable 是进程运行的执行文件在内存中 i 节点结构指针。系统可根据该字段来判断系统中是否还有另一个进程在运行同一个执行文件。如果有的话那么这个内存中 i 节点引用计数值 executable->i_count 会大于 1。在进程被创建时该字段被赋予和父进程同一字段相同的值，即表示正在与父进程运行同一个程序。当在进程中调用 exec()类函数而去执行一个指定的执行文件时，该字段值就会被替换成 exec()函数所执行程序的内存 i 节点指针。当进程调用 exit()函数而执行退出处理时该字段所指内存 i 节点的引用计数会被减 1，并且该字段将被置空。该字段的主要作用体现在 memory.c 程序的 share_page()函数中。该函数代码根据进程的 executable 所指节点的引用计数可判断系统中当前运行的程序是否有多个拷贝存在（起码 2 个）。若是的话则在他们之间尝试页面共享操作。

在系统初始化时，在第 1 次调用执行 execve()函数之前，系统创建的所有任务的 executable 都是 0。这些任务包括任务 0、任务 1 以及任务 1 直接创建的没有执行过 execve()的所有任务，即代码直接包含在内核代码中的所有任务的 executable 都是 0。因为任务 0 的代码包含在内核代码中，它不是由系统从文件系统上加载运行的执行文件，因此内核代码中固定设置它的 executable 值为 0。另外，创建新进程时，fork()会复制父进程的任务数据结构，因此任务 1 的 executable 也是 0。但在执行了 execve()之后，executable 就被赋予了被执行文件的内存 i 节点的指针。此后所有任务的该值就均不会为 0 了。

◆unsigned m_inode * library 是程序执行时被加载的库文件的 i 节点结构指针。

◆unsigned long close_on_exec 是一个进程文件描述符（文件句柄）位图标志。每个比特位代表一个文件描述符，用于确定在调用系统调用 execve()时需要关闭的文件描述符（参见 include/fcntl.h）。当一个程序使用 fork()函数创建了一个子进程时，通常会在该子进程中调用 execve()函数加载执行另一个新程序。此时子进程将完全被新程序替换掉，并在子进程中开始执行新程序。若一个文件描述符在 close_on_exec 中的对应比特位是置位状态，那么在子进程执行 execve()调用时对应打开着的文件描述符将被关闭，即在新程序中该文件描述符被关闭。否则该文件描述符将始终处于打开状态。

◆struct file * filp[NR_OPEN] 是进程使用的所有打开文件的文件结构指针表，最多 32 项。文件描述符的值即是该结构中的索引值。其中每一项用于文件描述符定位文件指针和访问文件。

◆struct desc_struct ldt[3] 是该进程局部描述符表结构。定义了该任务在虚拟地址空间中的代码段和数据段。其中数组项 0 是空项，项 1 是代码段描述符，项 2 是数据段（包含数据和堆栈）描述符。

◆struct tss_struct tss 是进程的任务状态段 TSS（Task State Segment）信息结构。在任务从执行中被切换出时 tss_struct 结构保存了当前处理器的所有寄存器值。当任务又被 CPU 重新执行时，CPU 就会利用这些值恢复到任务被切换出时的状态，并开始执行。

当一个进程在执行时，CPU 的所有寄存器中的值、进程的状态以及堆栈中的内容被称为该进程的上下文。当内核需要切换（switch）至另一个进程时，它就需要保存当前进程的所有状态，也即保存当前进程的上下文，以便在再次执行该进程时，能够恢复到切换时的状态执行下去。在 Linux 中，当前进程上下文均保存在进程的任务数据结构中。在发生中断时，内核就在被中断进程的上下文中，在内核态下执行中断服务例程。但同时会保留所有需要用到的资源，以便中断服务结束时能恢复被中断进程的执行。

## 5.1.19 进程运行状态

一个进程在其生存期内，可处于一组不同的状态下，称为进程状态。见图 5-21 所示。进程状态保存在进程任务结构的 state 字段中。当进程正在等待系统中的资源而处于等待状态时，则称其处于睡眠等待状态。在 Linux 系统中，睡眠等待状态被分为可中断的和不可中断的等待状态。

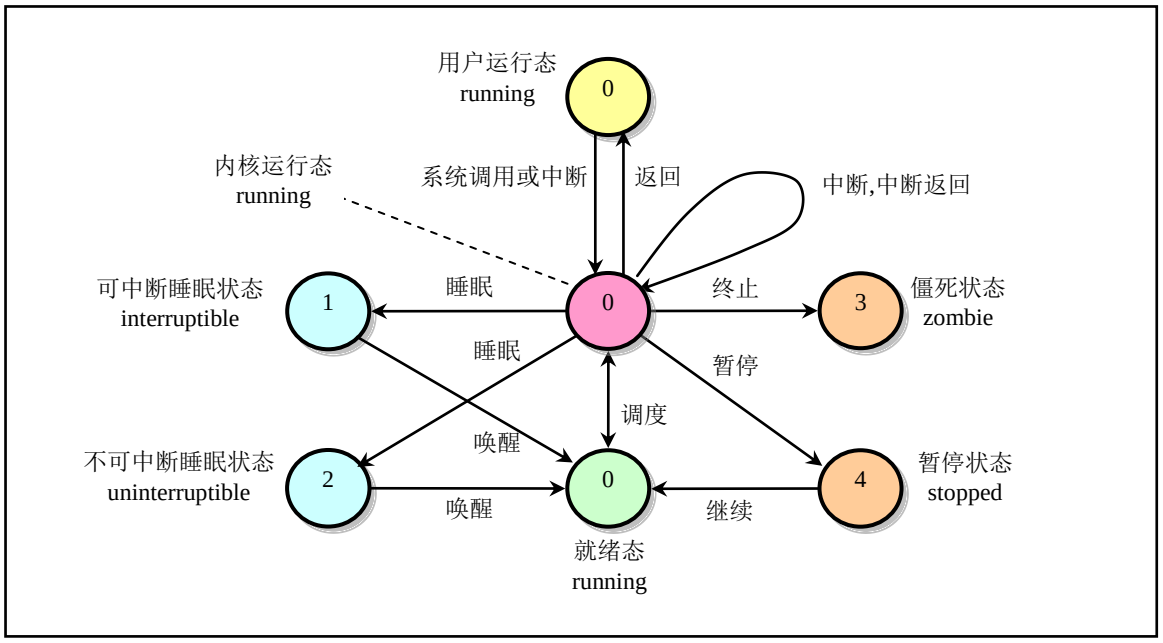



图 5-21 进程状态及转换关系

◆运行状态（TASK_RUNNING）

当进程正在被 CPU 执行，或已经准备就绪随时可由调度程序执行，则称该进程为处于运行状态（running）。若此时进程没有被 CPU 执行，则称其处于就绪运行状态。见图 5-21 中三个标号为 0 的状态。进程可以在内核态运行，也可以在用户态运行。当一个进程在内核代码中运行时，我们称其处于内核运行态，或简称为内核态；当一个进程正在执行用户自己的代码时，我们称其为处于用户运行态（用户态）。当系统资源已经可用时，进程就被唤醒而进入准备运行状态，该状态称为就绪态。这些状态（图中中间一列）在内核中表示方法相同，都被成为处于 TASK_RUNNING 状态。当一个新进程刚被创建出后就处于本状态中（最下一个 0 处）。

◆可中断睡眠状态（TASK_INTERRUPTIBLE）

当进程处于可中断等待（睡眠）状态时，系统不会调度该进程执行。当系统产生一个中断或者释放了进程正在等待的资源，或者进程收到一个信号，都可以唤醒进程转换到就绪状态（即可运行状态）。

◆不可中断睡眠状态（TASK_UNINTERRUPTIBLE）

除了不会因为收到信号而被唤醒，该状态与可中断睡眠状态类似。但处于该状态的进程只有被使用 wake_up()函数明确唤醒时才能转换到可运行的就绪状态。该状态通常在进程需要不受干扰地等待或者所等待事件会很快发生时使用。

◆暂停状态（TASK_STOPPED）

当进程收到信号 SIGSTOP、SIGTSTP、SIGTTIN 或 SIGTTOU 时就会进入暂停状态。可向其发送 SIGCONT 信号让进程转换到可运行状态。进程在调试期间接收到任何信号均会进入该状态。在 Linux 0.12 中，还未实现对该状态的转换处理。处于该状态的进程将被作为进程终止来处理。

◆僵死状态（TASK_ZOMBIE）

当进程已停止运行，但其父进程还没有调用 wait()询问其状态时，则称该进程处于僵死状态。为了了让父进程能够获取其停止运行的信息，此时子进程的任务数据结构信息还需要保留着。一旦父进程调用 wait()取得了子进程的信息，则处于该状态进程的任务数据结构就会被释放掉。

当一个进程的运行时间片用完，系统就会使用调度程序强制切换到其他的进程去执行。另外，如果进程在内核态执行时需要等待系统的某个资源，此时该进程就会调用 sleep_on()或 interruptible_sleep_on()

自愿地放弃 CPU 的使用权，而让调度程序去执行其他进程。进程则进入睡眠状态（TASK_UNINTERRUPTIBLE 或 TASK_INTERRUPTIBLE）。

只有当进程从“内核运行态”转移到“睡眠状态”时，内核才会进行进程切换操作。在内核态下运行的进程不能被其他进程抢占，而且一个进程不能改变另一个进程的状态。为了避免进程切换时造成内核数据错误，内核在执行临界区代码时会禁止一切中断。

## 5.1.20 进程初始化

在 boot/目录中，引导程序把内核从磁盘上加载到内存中，并让系统进入保护模式下运行后，就开始执行系统初始化程序 init/main.c。该程序首先确定如何分配使用系统物理内存，然后调用内核各部分的初始化函数分别对内存管理、中断处理、块设备和字符设备、进程管理以及硬盘和软盘硬件进行初始化处理。在完成了这些操作之后，系统各部分已经处于可运行状态。此后程序把自己“手工”移动到任务 0（进程 0）中运行，并使用 fork()调用首次创建出进程 1。在进程 1 中程序将继续进行应用环境的初始化并执行 shell 登录程序。而原进程 0 则会在系统空闲时被调度执行，此时任务 0 仅执行 pause()系统调用，其中又会去执行调度函数。

“移动到任务 0 中执行”这个过程由宏 move_to_user_mode（include/asm/system.h）完成。它把 main.c 程序执行流从内核态（特权级 0）移动到了用户态（特权级 3）的任务 0 中继续运行。在移动之前，系统在对调度程序的初始化过程（sched_init()）中，首先对任务 0 的运行环境进行了设置。这包括人工预先设置好任务 0 数据结构各字段的值（include/linux/sched.h）、在全局描述符表中添入任务 0 的任务状态段（TSS）描述符和局部描述符表（LDT）的段描述符，并把它们分别加载到任务寄存器 tr 和局部描述符表寄存器 ldtr 中。

这里需要强调的是，内核初始化是一个特殊过程，内核初始化代码也即是任务 0 的代码。从任务 0 数据结构中设置的初始数据可知，任务 0 的代码段和数据段的基址是 0、段限长是 640KB。而内核代码段和数据段的基址是 0、段限长是 16MB，因此任务 0 的代码段和数据段分别包含在内核代码段和数据段中。内核初始化程序 main.c 也即是任务 0 中的代码，只是在移动到任务 0 之前系统正以内核态特权级 0 运行着 main.c 程序。宏 move_to_user_mode 的功能就是把运行特权级从内核态的 0 级变换到用户态的 3 级，但是仍然继续执行原来的代码指令流。

在移动到任务 0 的过程中，宏 move_to_user_mode 使用了中断返回指令造成特权级改变的方法。使用这种方法进行控制权转移是由 CPU 保护机制造成的。CPU 允许低级别（如特权级 3）代码通过调用门或中断、陷阱门来调用或转移到高级别代码中运行，但反之则不行。因此内核采用了这种模拟 IRET 返回低级别代码的方法。该方法的主要思想是在堆栈中构筑中断返回指令需要的内容，把返回地址的段选择符设置成任务 0 代码段选择符，其特权级为 3。此后执行中断返回指令 iret 时将导致系统 CPU 从特权级 0 跳转到外层的特权级 3 上运行。参见图 5-22 所示的特权级发生变化时中断返回堆栈结构示意图。

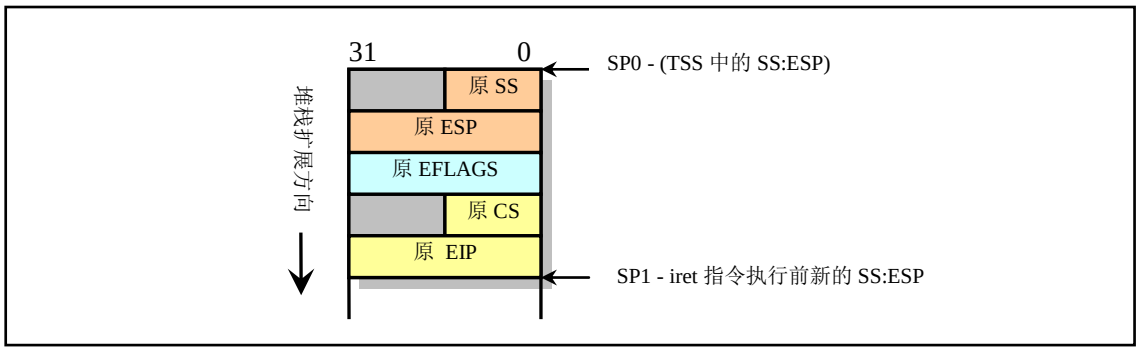



图 5-22 特权级发生变化时中断返回堆栈结构示意图

宏 move_to_user_mode 首先往内核堆栈中压入任务 0 堆栈段（即数据段）选择符和内核堆栈指针。然后压入标志寄存器内容。最后压入任务 0 代码段选择符和执行中断返回后需要执行的下一条指令的偏移位置。该偏移位置是 iret 后的一条指令处。

当执行 iret 指令时，CPU 把返回地址送入 CS:EIP 中，同时弹出堆栈中标志寄存器内容。由于 CPU 判断出目的代码段的特权级是 3，与当前内核态的 0 级不同。于是 CPU 会把堆栈中的堆栈段选择符和堆栈指针弹出到 SS:ESP 中。由于特权级发上了变化，段寄存器 DS、ES、FS 和 GS 的值变得无效，此时 CPU 会把这些段寄存器清零。因此在执行了 iret 指令后需要重新加载这些段寄存器。此后，系统就开始以特权级 3 运行在任务 0 的代码上。所使用的用户态堆栈还是原来在移动之前使用的堆栈。而其内核态堆栈则被指定为其任务数据结构所在页面的顶端开始（PAGE_SIZE + (long)&init_task）。由于以后在创建新进程时，需要复制任务 0 的任务数据结构，包括其用户堆栈指针，因此要求任务 0 的用户态堆栈在创建任务 1（进程 1）之前保持“干净”状态。

## 5.1.21 创建新进程

Linux 系统中创建新进程使用 fork()系统调用。所有进程都是通过复制进程 0 而得到的，都是进程 0 的子进程。

在创建新进程的过程中，系统首先在任务数组中找出一个还没有被任何进程使用的空项（空槽）。如果系统已经有 64 个进程在运行，则 fork()系统调用会因为任务数组表中没有可用空项而出错返回。然后系统为新建进程在主内存区中申请一页内存来存放其任务数据结构信息，并复制当前进程任务数据结构中的所有内容作为新进程任务数据结构的模板。为了防止这个还未处理完成的新建进程被调度函数执行，此时应该立刻将新进程状态置为不可中断的等待状态（TASK_UNINTERRUPTIBLE）。

随后对复制的任务数据结构进行修改。把当前进程设置为新进程的父进程，清除信号位图并复位新进程各统计值，并设置初始运行时间片值为 15 个系统滴答数（150 毫秒）。接着根据当前进程设置任务状态段（TSS）中各寄存器的值。由于创建进程时新进程返回值应为 0，所以需要设置 tss.eax = 0。新建进程内核态堆栈指针 tss.esp0 被设置成新进程任务数据结构所在内存页面的顶端，而堆栈段 tss.ss0 被设置成内核数据段选择符。tss.ldt 被设置为局部表描述符在 GDT 中的索引值。如果当前进程使用了协处理器，则还需要把协处理器的完整状态保存到新进程的 tss.i387 结构中。

此后系统设置新任务的代码和数据段基址、限长，并复制当前进程内存分页管理的页表。注意，此时系统并不为新的进程分配实际的物理内存页面，而是让它共享其父进程的内存页面。只有当父进程或新进程中任意一个有写内存操作时，系统才会为执行写操作的进程分配相关的独自使用的内存页面。这种处理方式称为写时复制（Copy On Write）技术。有关该技术的详细说明，请参见内存管理一章中的：写时复制机制。

随后，如果父进程中有文件是打开的，则应将对应文件的打开次数增 1。接着在 GDT 中设置新任务的 TSS 和 LDT 描述符项，其中基地址信息指向新进程任务结构中的 tss 和 ldt。最后再将新任务设置成可运行状态并返回新进程号。

另外请注意，创建一个新的子进程和加载运行一个执行程序文件是两个不同的概念。当创建子进程时，它完全复制了父进程的代码和数据区，并会在其中执行子进程部分的代码。而执行块设备上的一个程序时，一般是在子进程中运行 exec()系统调用来操作的。在进入 exec()后，子进程原来的代码和数据区就会被清掉（释放）。待该子进程开始运行新程序时，由于此时内核还没有从块设备上加载该程序的代码，CPU 就会立刻产生代码页面不存在的异常（Fault），此时内存管理程序就会从块设备上加载相应的代码页面，然后 CPU 又重新执行引起异常的指令。到此时新程序的代码才真正开始被执行。

## 5.1.22 进程调度

内核中的调度程序用于选择系统中下一个要运行的进程。这种选择运行机制是多任务操作系统的基础。调度程序可以看作为在所有处于运行状态的进程之间分配 CPU 运行时间的管理代码。由前面描述可

知，Linux 进程是抢占式的，但被抢占的进程仍然处于 TASK_RUNNING 状态，只是暂时没有被 CPU 运行。进程的抢占发生在进程处于用户态执行阶段，在内核态执行时是不能被抢占的。

为了能让进程有效地使用系统资源，又能使进程有较快的响应时间，就需要对进程的切换调度采用一定的调度策略。在 Linux 0.12 中采用了基于优先级排队的调度策略。

#### 5.1.22.1 调度程序

schedule()函数首先扫描任务数组。通过比较每个就绪态（TASK_RUNNING）任务的运行时间递减滴答计数 counter 的值来确定当前哪个进程运行的时间最少。哪一个的值大，就表示运行时间还不长，于是就选中该进程，并使用任务切换宏函数切换到该进程运行。

如果此时所有处于 TASK_RUNNING 状态进程的时间片都已经用完，系统就会根据每个进程的优先权值 priority，对系统中所有进程（包括正在睡眠的进程）重新计算每个任务需要运行的时间片值 counter。计算的公式是：

$$counter = \frac{counter}{2} + priority$$

这样对于正在睡眠的进程当它们被唤醒时就具有较高的时间片 counter 值。然后 schedule()函数重新扫描任务数组中所有处于 TASK_RUNNING 状态的进程，并重复上述过程，直到选择出一个进程为止。最后调用 switch_to()执行实际的进程切换操作。

如果此时没有其他进程可运行，系统就会选择进程 0 运行。对于 Linux 0.12 来说，进程 0 会调用 pause()把自己置为可中断的睡眠状态并再次调用 schedule()。不过在调度进程运行时，schedule()并不在意进程 0 处于什么状态。只要系统空闲就调度进程 0 运行。

#### 5.1.22.2 进程切换

每当选择出一个新的可运行进程时，schedule()函数就会调用定义在 include/asm/system.h 中的 switch_to()宏执行实际进程切换操作。该宏会把 CPU 的当前进程状态（上下文）替换成新进程的状态。在进行切换之前，switch_to()首先检查要切换到的进程是否就是当前进程，如果是则什么也不做，直接退出。否则就首先把内核全局变量 current 置为新任务的指针，然后长跳转到新任务的任务状态段 TSS 组成的地址处，造成 CPU 执行任务切换操作。此时 CPU 会把其所有寄存器的状态保存到当前任务寄存器 TR 中 TSS 段选择符所指向的当前进程任务数据结构的 tss 结构中，然后把新任务状态段选择符所指向的新任务数据结构中 tss 结构中的寄存器信息恢复到 CPU 中，系统就正式开始运行新切换的任务了。这个过程可参见图 5-23 所示。

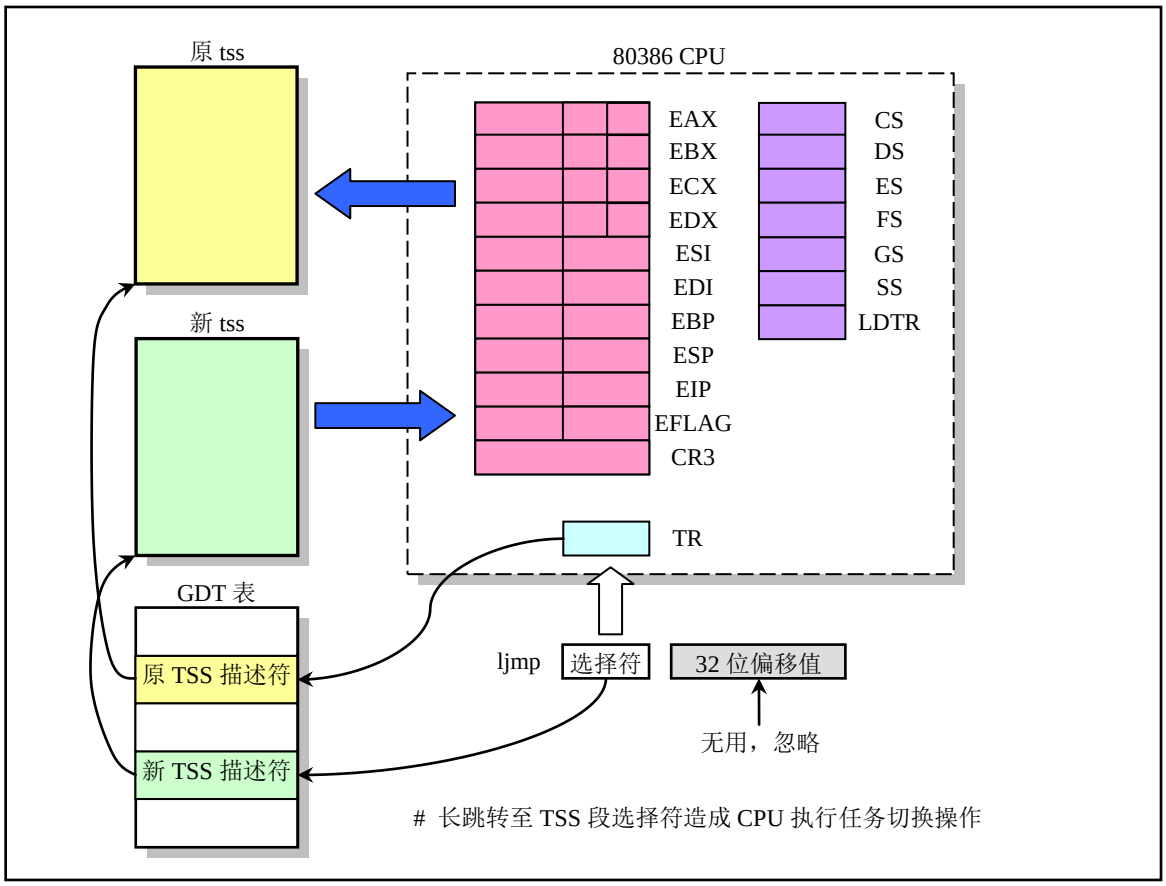



图 5-23 任务切换操作示意图

### 5.1.23 终止进程

当一个进程结束了运行或在半途中终止了运行，那么内核就需要释放该进程所占用的系统资源。这包括进程运行时打开的文件、申请的内存等。

当一个用户程序调用 exit()系统调用时，就会执行内核函数 do_exit()。该函数会首先释放进程代码段和数据段占用的内存页面，关闭进程打开着的所有文件，对进程使用的当前工作目录、根目录和运行程序的 i 节点进行同步操作。如果进程有子进程，则让 init 进程作为其所有子进程的父进程。如果进程是一个会话头进程并且有控制终端，则释放控制终端，并向属于该会话的所有进程发送挂断信号 SIGHUP，这通常会终止该会话中的所有进程。然后把进程状态置为僵死状态 TASK_ZOMBIE。并向其原父进程发送 SIGCHLD 信号，通知其某个子进程已经终止。最后 do_exit()调用调度函数去执行其他进程。由此可见在进程被终止时，它的任务数据结构仍然保留着。因为其父进程还需要使用其中的信息。

在子进程在执行期间，父进程通常使用 wait()或 waitpid()函数等待其某个子进程终止。当等待的子进程被终止并处于僵死状态时，父进程就会把子进程运行所使用的时间累加到自己进程中。最终释放已终止子进程任务数据结构所占用的内存页面，并置空子进程在任务数组中占用的指针项。

## 5.8 Linux 系统中堆栈的使用方法

本节内容概要描述了 Linux 内核从开机引导到系统正常运行过程中对堆栈的使用方式。这部分内容的说明与内核代码关系比较密切，可以先跳过。在开始阅读相应代码时再回来仔细研究。

Linux 0.12 系统中共使用了四种堆栈。一种是系统引导初始化时临时使用的堆栈；一种是进入保护

模式之后提供内核程序初始化使用的堆栈，位于内核代码地址空间固定位置处。该堆栈也是后来任务 0 使用的用户态堆栈；另一种是每个任务通过系统调用，执行内核程序时使用的堆栈，我们称之为任务的内核态堆栈。每个任务都有自己独立的内核态堆栈；最后一种是任务在用户态执行的堆栈，位于任务（进程）逻辑地址空间近末端处。

使用多个栈或在不同情况下使用不同栈的主要原因有两个。首先是由于从实模式进入保护模式，使得 CPU 对内存寻址访问方式发生了变化，因此需要重新调整设置栈区域。另外，为了解决不同 CPU 特权级共享使用堆栈带来的保护问题，执行 0 级的内核代码和执行 3 级的用户代码需要使用不同的栈。当一个任务进入内核态运行时，就会使用其 TSS 段中给出的特权级 0 的堆栈指针 tss.ss0、tss.esp0，即内核栈。原用户栈指针会被保存在内核栈中。而当从内核态返回用户态时，就会恢复使用用户态的堆栈。下面分别对它们进行说明。

## 5.1.24 初始化阶段

### 开机初始化时(bootsect.s，setup.s)

当 bootsect 代码被 ROM BIOS 引导加载到物理内存 0x7c00 处时，并没有设置堆栈段，当然程序也没有使用堆栈。直到 bootsect 被移动到 0x9000:0 处时，才把堆栈段寄存器 SS 设置为 0x9000，堆栈指针 esp 寄存器设置为 0xff00（0xff00-12 = 0xfef4），也即堆栈顶端在 0x9000:0xff00 处，参见 boot/bootsect.s 第 67、68 行。setup.s 程序中也沿用了 bootsect 中设置的堆栈段。这就是系统初始化时临时使用的堆栈。

### 进入保护模式时(head.s)

从 head.s 程序起，系统开始正式在保护模式下运行。此时堆栈段被设置为内核数据段（0x10），堆栈指针 esp 设置成指向 user_stack 数组的顶端（参见 head.s，第 31 行），保留了 1 页内存（4K）作为堆栈使用。user_stack 数组定义在 sched.c 的 82--87 行，共含有 1024 个长字。它在物理内存中的位置示意图可参见下图 5-24 所示。此时该堆栈是内核程序自己使用的堆栈。其中的给出地址是大约值，它们与编译时的实际设置参数有关。这些地址位置是从编译内核时生成的 system.map 文件中查到的。

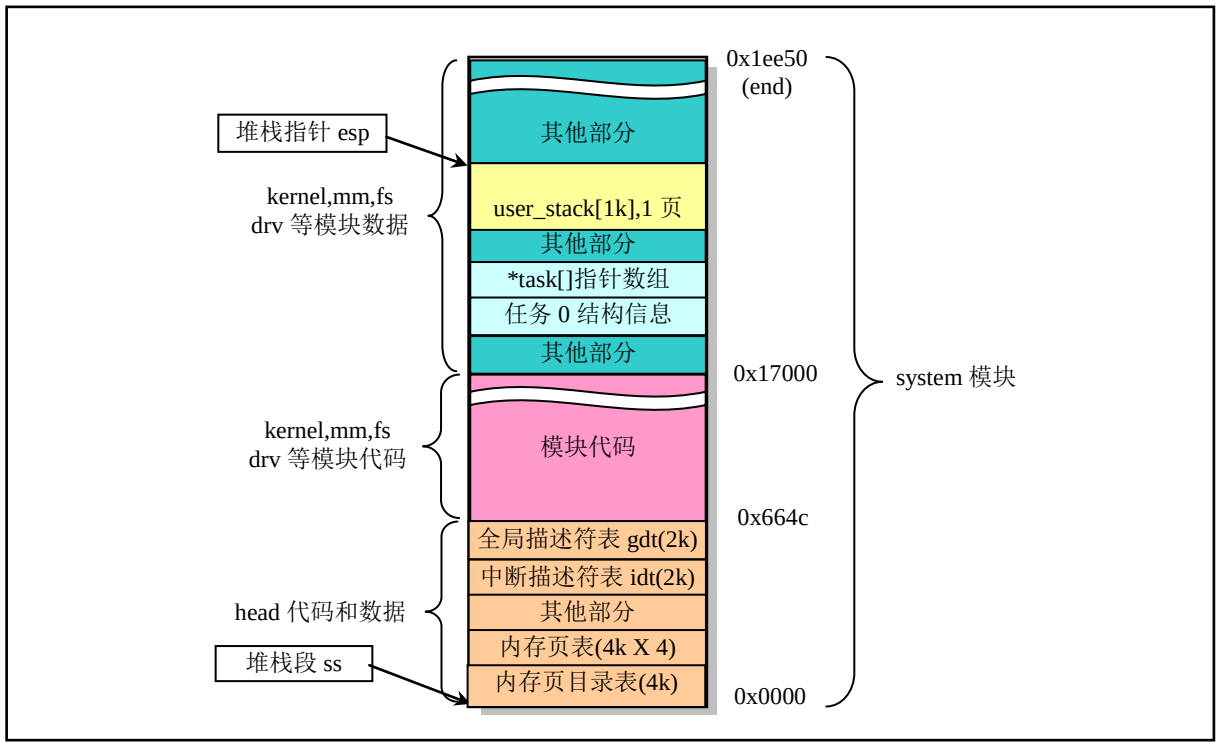



图 5-24 刚进入保护模式时内核使用的堆栈示意图

### 初始化时(main.c)

在 init/main.c 程序中，在执行 move_to_user_mode()代码把控制权移交给任务 0 之前，系统一直使用上述堆栈。而在执行过 move_to_user_mode()之后，main.c 的代码被“切换”成任务 0 中执行。通过执行 fork()系统调用，main.c 中的 init()将在任务 1 中执行，并使用任务 1 的堆栈。而 main()本身则在被“切换”成为任务 0 后，仍然继续使用上述内核程序自己的堆栈作为任务 0 的用户态堆栈。关于任务 0 所使用堆栈的详细描述见后面说明。

## 5.1.25 任务的堆栈

每个任务都有两个堆栈，分别用于用户态和内核态程序的执行，并且分别称为用户态堆栈和内核态堆栈。除了处于不同 CPU 特权级中，这两个堆栈之间的主要区别在于任务的内核态堆栈很小，所保存的数据量最多不能超过（4096 – 任务数据结构块）个字节，大约为 3K 字节。而任务的用户态堆栈却可以在用户的 64MB 空间内延伸。

### 在用户态运行时

每个任务（除了任务 0 和任务 1）有自己的 64MB 地址空间。当一个任务（进程）刚被创建时，它的用户态堆栈指针被设置在其地址空间的靠近末端（64MB 顶端）部分。实际上末端部分还要包括执行程序的参数和环境变量，然后才是用户堆栈空间，见图 5-25 所示。应用程序在用户态下运行时就一直使用这个堆栈。堆栈实际使用的物理内存则由 CPU 分页机制确定。由于 Linux 实现了写时复制功能（Copy on Write），因此在进程被创建后，若该进程及其父进程都没有使用堆栈，则两者共享同一堆栈对应的物理内存页面。只有当其中一个进程执行堆栈写操作（例如 push 操作）时内核内存管理程序才会为写操作进程分配新的内存页面。而进程 0 和进程 1 的用户堆栈比较特殊，见后面说明。

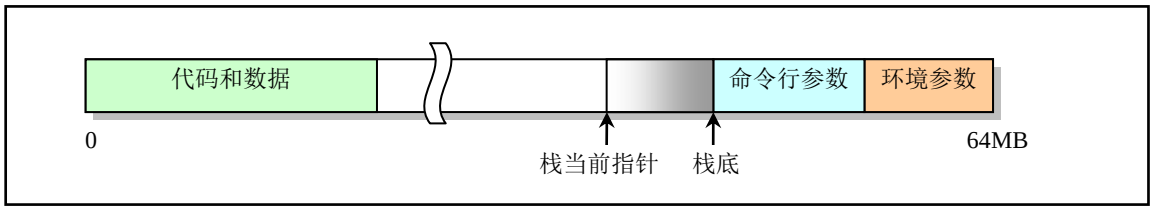



图 5-25 逻辑空间中的用户态堆栈

### 在内核态运行时

每个任务有其自己的内核态堆栈，用于任务在内核代码中执行期间。其所在线性地址中的位置由该任务 TSS 段中 ss0 和 esp0 两个字段指定。ss0 是任务内核态堆栈的段选择符，esp0 是堆栈栈低指针。因此每当任务从用户代码转移进入内核代码中执行时，任务的内核态栈总是空的。任务内核态堆栈被设置在位于其任务数据结构所在页面的末端，即与任务的任务数据结构（task_struct）放在同一页面内。这是在建立新任务时，fork()程序在任务 tss 段的内核级堆栈字段（tss.esp0 和 tss.ss0）中设置的，参见 kernel/fork.c，92 行：

```
p->tss.esp0 = PAGE_SIZE + (long)p;
p->tss.ss0 = 0x10;
```

其中 p 是新任务的任务数据结构指针，tss 是任务状态段结构。内核为新任务申请内存用作保存其 task_struct 结构数据，而 tss 结构（段）是 task_struct 中的一个字段。该任务的内核堆栈段值 tss.ss0 也被设置成为 0x10（即内核数据段选择符），而 tss.esp0 则指向保存 task_struct 结构页面的末端。见图 5-26 所示。实际上 tss.esp0 被设置成指向该页面（外）上一字节处（图中堆栈底处）。这是因为 Intel CPU 执行堆栈操作时是先递减堆栈指针 esp 值，然后在 esp 指针处保存入栈内容。

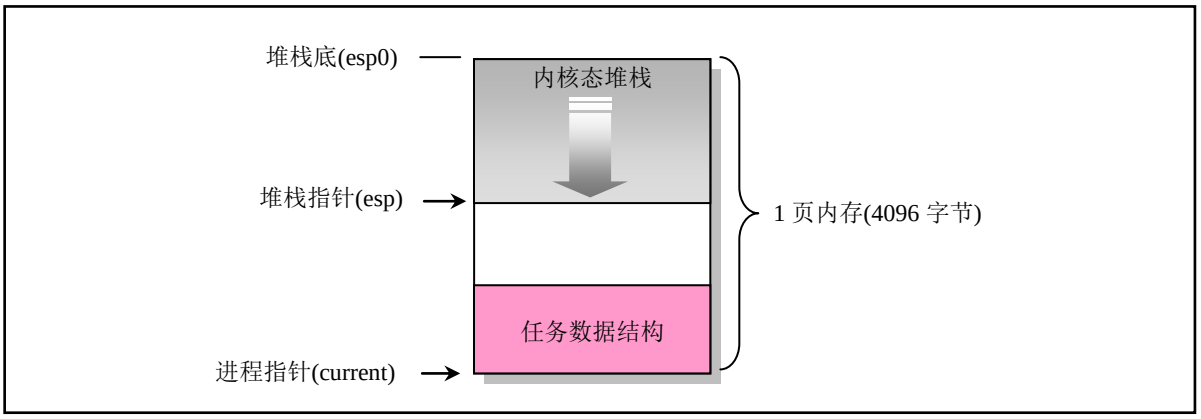



图 5-26 进程的内核态堆栈示意图

为什么从主内存区申请得来的用于保存任务数据结构的一页内存也能被设置成内核数据段中的数据呢，也即 tss.ss0 为什么能被设置成 0x10 呢？这是因为用户内核态栈仍然属于内核数据空间。我们可以从内核代码段的长度范围来说明。在 head.s 程序的末端，分别设置了内核代码段和数据段的描述符，段长度都被设置成了 16MB。这个长度值是 Linux 0.12 内核所能支持的最大物理内存长度（参见 head.s，110 行开始的注释）。因此，内核代码可以寻址到整个物理内存范围中的任何位置，当然也包括主内存区。每当任务执行内核程序而需要使用其内核栈时，CPU 就会利用 TSS 结构把它的内核态堆栈设置成由 tss.ss0 和 tss.esp0 这两个值构成。在任务切换时，老任务的内核栈指针 esp0 不会被保存。对 CPU 来讲，这两个值是只读的。因此每当一个任务进入内核态执行时，其内核态堆栈总是空的。

**任务 0 和任务 1 的堆栈**

任务 0（空闲进程 idle）和任务 1（初始化进程 init）的堆栈比较特殊，需要特别予以说明。任务 0 和任务 1 的代码段和数据段相同，限长也都是 640KB，但它们被映射到不同的线性地址范围中。任务 0 的段基地址从线性地址 0 开始，而任务 1 的段基地址从 64MB 开始。但是它们全都映射到物理地址 0--640KB 范围中。这个地址范围也就是内核代码和基本数据所存放的地方。在执行了 move_to_user_mode()之后，任务 0 和任务 1 的内核态堆栈分别位于各自任务数据结构所在页面的末端，而任务 0 的用户态堆栈就是前面进入保护模式后所使用的堆栈，即 sched.c 的 user_stack[]数组的位置。由于任务 1 在创建时复制了任务 0 的用户堆栈，因此刚开始时任务 0 和任务 1 共享使用同一个用户堆栈空间。但是当任务 1 开始运行时，由于任务 1 映射到 user_stack[]处的页表项被设置成只读，使得任务 1 在执行堆栈操作时将会引起写页面异常，从而内核会使用写时复制机制[1]为任务 1 另行分配主内存区页面作为堆栈空间使用。只有到此时，任务 1 才开始使用自己独立的用户堆栈内存页面。因此任务 0 的堆栈需要在任务 1 实际开始使用之前保持“干净”，即任务 0 此时不能使用堆栈，以确保复制的堆栈页面中不含有任务 0 的数据。

任务 0 的内核态堆栈是在其人工设置的初始化任务数据结构中指定的，而它的用户态堆栈是在执行 move_to_user_mode()时，在模拟 iret 返回之前的堆栈中设置的，参见图 5-22 所示。我们知道，当进行特权级会发生变化的控制权转移时，目的代码会使用新特权级的堆栈，而原特权级代码堆栈指针将保留在新堆栈中。因此这里先把任务 0 用户堆栈指针压入当前处于特权级 0 的堆栈中，同时把代码指针也压入堆栈，然后执行 IRET 指令即可实现把控制权从特权级 0 的代码转移到特权级 3 的任务 0 代码中。在这个人工设置内容的堆栈中，原 esp 值被设置成仍然是 user_stack 中原来的位置值，而原 ss 段选择符被设置成 0x17，即设置成用户态局部表 LDT 中的数据段选择符。然后把任务 0 代码段选择符 0x0f 压入堆栈作为栈中原 CS 段的选择符，把下一条指令的指针作为原 EIP 压入堆栈。这样，通过执行 IRET 指令即可“返回”到任务 0 的代码中继续执行了。

[1] 关于写时复制（Copy on Write）技术的说明请参见第 10 章内存管理，10.2 节。

### 5.1.26 任务内核态堆栈与用户态堆栈之间的切换

在 Linux 0.12 系统中，所有中断服务程序都属于内核代码。如果一个中断产生时任务正在用户代码中执行，那么该中断就会引起 CPU 特权级从 3 级到 0 级的变化，此时 CPU 就会进行用户态堆栈到内核态堆栈的切换操作。CPU 会从当前任务的任务状态段 TSS 中取得新堆栈的段选择符和偏移值。因为中断服务程序在内核中，属于 0 级特权级代码，所以 48 比特的内核态堆栈指针会从 TSS 的 ss0 和 esp0 字段中获得。在定位了新堆栈（内核态堆栈）之后，CPU 就会首先把原用户态堆栈指针 ss 和 esp 压入内核态堆栈，随后把标志寄存器 eflags 的内容和返回位置 cs、eip 压入内核态堆栈。

内核的系统调用是一个软件中断，因此任务调用系统调用时就会进入内核并执行内核中的中断服务代码。此时内核代码就会使用该任务的内核态堆栈进行操作。同样，当进入内核程序时，由于特权级别发生了改变（从用户态转到内核态），用户态堆栈的堆栈段和堆栈指针以及 eflags 会被保存在任务的内核态堆栈中。而在执行 iret 退出内核程序返回到用户程序时，将恢复用户态的堆栈和 eflags。这个过程见图 5-27 所示。

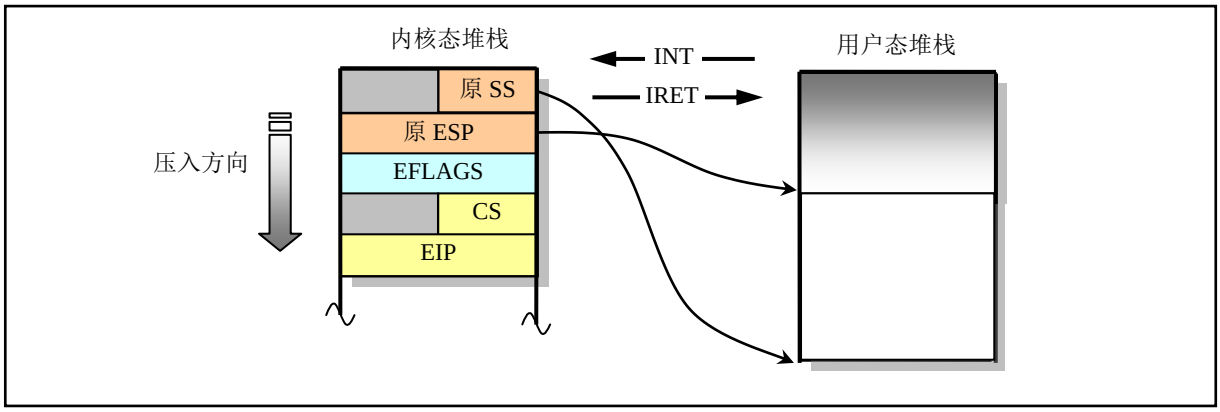



图 5-27 内核态和用户态堆栈的切换

如果一个任务正在内核态中运行，那么若 CPU 响应中断就不再需要进行堆栈切换操作，因为此时该任务运行的内核代码已经在使用内核态堆栈，并且不涉及优先级别的变化，所以 CPU 仅把 eflags 和中断返回指针 cs、eip 压入当前内核态堆栈，然后执行中断服务过程。

## 5.9 Linux 0.12 采用的文件系统

内核代码若要正常运行就需要文件系统的支持。用于向内核提供最基本信息和支持的是根文件系统，即 Linux 系统引导启动时，默认使用的文件系统是根文件系统。其中包括操作系统最起码的一些配置文件和命令执行程序。对于 Linux 系统中使用的 UNIX 类文件系统，其中主要包括一些规定的目录、配置文件、设备驱动程序、开发程序以及所有其他用户数据或文本文件等。其中一般都包括以下一些子目录和文件：

etc/ 目录主要含有一些系统配置文件；
dev/ 含有设备特殊文件，用于使用文件操作语句操作设备；
bin/ 存放系统执行程序。例如 sh、mkfs、fdisk 等；
usr/ 存放库函数、手册和其他一些文件；
usr/bin 存放用户常用的普通命令；
var/ 用于存放系统运行时可变的数据或者是日志等信息。

存放文件系统的设备就是文件系统设备。比如，对于一般使用的 Windows2000 操作系统，硬盘 C 盘就是文件系统设备，而硬盘上按一定规则存放的文件就组成文件系统，Windows2000 有 NTFS 或 FAT32 等文件系统。而 Linux 0.12 内核所支持的文件系统是 MINIX 1.0 文件系统。目前 Linux 系统上使用最广泛的则是 ext2 或 ext3 文件系统。

对于第 1 章中介绍的在软盘上运行的 Linux 0.12 系统，它由简单的 2 张软盘组成：bootimage 盘和 rootimage 盘。bootimage 是引导启动 Image 文件，其中主要包括磁盘引导扇区代码、操作系统加载程序和内核执行代码。rootimage 就是用于向内核提供最基本支持的根文件系统。这两个盘合起来就相当于一张可启动的 DOS 操作系统盘。

当 Linux 启动盘加载根文件系统时，会根据启动盘上引导扇区第 509、510 字节处一个字（ROOT_DEV）中的根文件系统设备号从指定的设备中加载根文件系统。如果这个设备号是 0 的话，则表示需要从引导盘所在当前驱动器中加载根文件系统。若该设备号是一个硬盘分区设备号的话，就会从该指定硬盘分区中加载根文件系统。

# 5.10 Linux 内核源代码的目录结构

由于 Linux 内核是一种单内核模式的系统，因此，内核中所有的程序几乎都有紧密的联系，它们之间的依赖和调用关系非常密切。所以在阅读一个源代码文件时往往需要参阅其他相关的文件。因此有必要在开始阅读内核源代码之前，先熟悉一下源代码文件的目录结构和安排。

这里我们首先列出 Linux 内核完整的源代码目录，包括其中的子目录。然后逐一介绍各个目录中所包含程序的主要功能，使得整个内核源代码的安排形式能在我们的头脑中建立起一个大概的框架，以便于下一章开始的源代码阅读工作。

当我们使用 tar 命令将 linux-0.12.tar.gz 解开时，内核源代码文件被放到了 linux/目录中。其中的目录结构见图 5-28 所示：

```
linux
├── boot            系统引导汇编程序
├── fs              文件系统
├── include         头文件(*.h)
│   ├── asm         与 CPU 体系结构相关的部分
│   ├── linux       Linux 内核专用部分
│   └── sys         系统数据结构部分
├── init            内核初始化程序
├── kernel          内核进程调度、信号处理、系统调用等程序
│   ├── blk_drv     块设备驱动程序
│   ├── chr_drv     字符设备驱动程序
│   └── math        数学协处理器仿真处理程序
├── lib             内核库函数
├── mm              内存管理程序
└── tools           生成内核 Image 文件的工具程序
```

图 5-28 Linux 内核源代码目录结构

该内核版本的源代码目录中含有 14 个子目录，总共包括 102 个代码文件。下面逐个对这些子目录中的内容进行描述。

## 5.1.27 内核主目录 linux

linux 目录是源代码的主目录，在该主目录中除了包括所有的 14 个子目录以外，还含有唯一的一个

Makefile 文件。该文件是编译辅助工具软件 make 的参数配置文件。make 工具软件的主要用途是通过识别哪些文件已被修改过，从而自动地决定在一个含有多个源程序文件的程序系统中哪些文件需要被重新编译。因此，make 工具软件是程序项目的管理软件。

linux 目录下的这个 Makefile 文件还嵌套地调用了所有子目录中包含的 Makefile 文件，这样，当 linux 目录（包括子目录）下的任何文件被修改过时，make 都会对其进行重新编译。因此为了编译整个内核所有的源代码文件，只要在 linux 目录下运行一次 make 软件即可。

## 5.1.28 引导启动程序目录 boot

boot 目录中含有 3 个汇编语言文件，是内核源代码文件中最先被编译的程序。这 3 个程序完成的主要功能是当计算机加电时引导内核启动，将内核代码加载到内存中，并做一些进入 32 位保护运行方式前的系统初始化工作。其中 bootsect.s 和 setup.s 程序需要使用 as86 软件来编译，使用的是 as86 的汇编语言格式（与微软的类似），而 head.s 需要用 GNU as 来编译，使用的是 AT&T 格式的汇编语言。这两种汇编语言在下一章的代码注释里以及代码列表后面的说明中会有简单的介绍。

bootsect.s 程序是磁盘引导块程序，编译后会驻留在磁盘的第一个扇区中（引导扇区，0 磁道（柱面），0 磁头，第 1 个扇区）。在 PC 机加电 ROM BIOS 自检后，将被 BIOS 加载到内存 0x7C00 处进行执行。

setup.s 程序主要用于读取机器的硬件配置参数，并把内核模块 system 移动到适当的内存位置处。

head.s 程序会被编译连接在 system 模块的最前部分，主要进行硬件设备的探测设置和内存管理页面的初始设置工作。

## 5.1.29 文件系统目录 fs

Linux 0.12 内核的文件系统采用了 1.0 版的 MINIX 文件系统，这是由于 Linux 是在 MINIX 系统上开发的，采用 MINIX 文件系统便于进行交叉编译，并且可以从 MINIX 中加载 Linux 分区。虽然使用的是 MINIX 文件系统，但 Linux 对其处理方式与 MINIX 系统不同。主要的区别在于 MINIX 对文件系统采用单线程处理方式，而 Linux 则采用了多线程方式。由于采用了多线程处理方式，Linux 程序就必须处理多线程带来的竞争条件、死锁等问题，因此 Linux 文件系统代码要比 MINIX 系统的复杂得多。为了避免竞争条件的发生，Linux 系统对资源分配进行了严格地检查，并且在内核模式下运行时，如果任务没有主动睡眠（调用 sleep()），就不让内核切换任务。

fs/目录是文件系统实现程序的目录，共包含 18 个 C 语言程序。这些程序之间的主要引用关系见图 5-29 所示。图中每个方框代表一个文件，从上到下按基本引用关系放置。其中各文件名均略去了后缀.c，虚框中是的程序文件不属于文件系统，带箭头的线条表示引用关系，粗线条表示有相互引用关系。

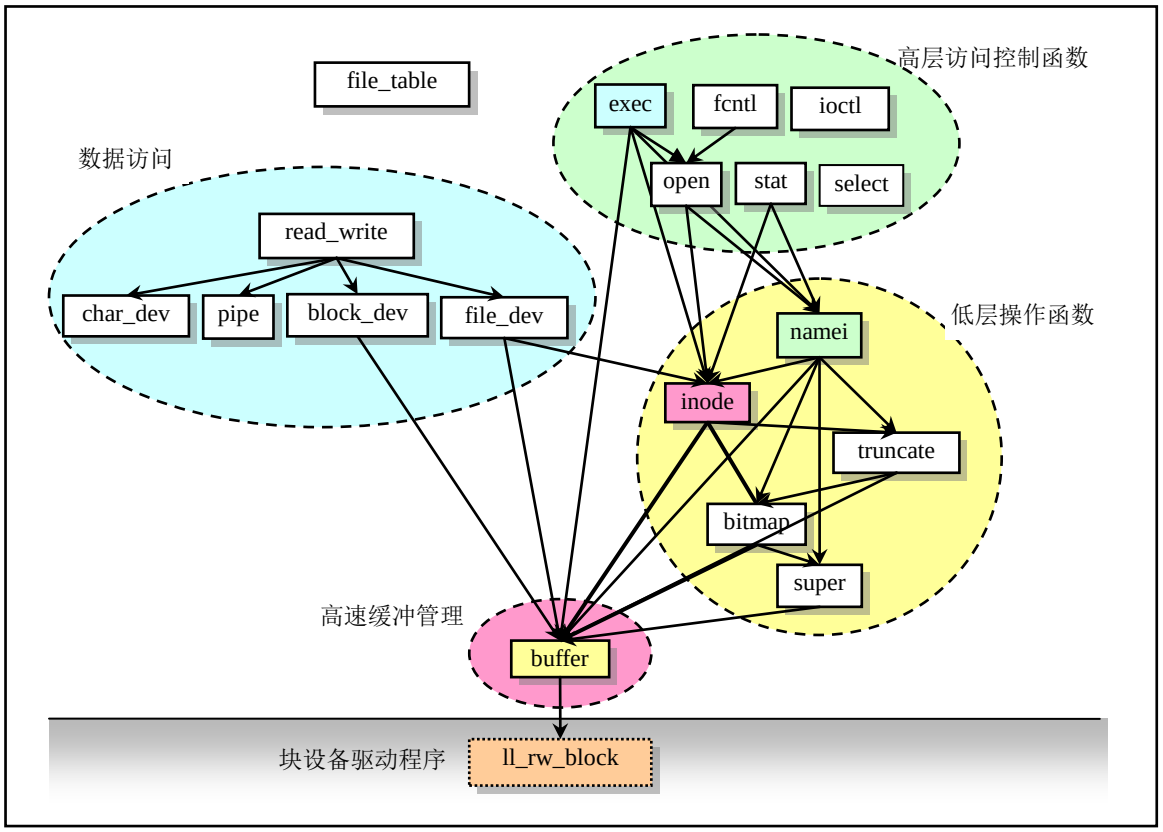



图 5-29 fs 目录中各程序中函数之间的引用关系。

由图可以看出，该目录中的程序可以划分成四个部分：高速缓冲区管理、低层文件操作、文件数据访问和文件高层函数，在对本目录中文件进行注释说明时，我们也将分成这四个部分来描述。

对于文件系统，我们可以将它看成是内存高速缓冲区的扩展部分。所有对文件系统中数据的访问，都需要首先读取到高速缓冲区中。本目录中的程序主要用来管理高速缓冲区中缓冲块的使用分配和块设备上的文件系统。管理高速缓冲区的程序是 buffer.c，而其他程序则主要都是用于文件系统管理。

在 file_table.c 文件中，目前仅定义了一个文件句柄（描述符）结构数组。ioctl.c 文件将引用 kernel/chr_drv/tty.c 中的函数，实现字符设备的 io 控制功能。exec.c 程序主要包含一个执行程序函数 do_execve()，它是所有 exec()函数簇中的主要函数。fcntl.c 程序用于实现文件 i/o 控制的系统调用函数。read_write.c 程序用于实现文件读/写和定位三个系统调用函数。stat.c 程序中实现了两个获取文件状态的系统调用函数。open.c 程序主要包含实现修改文件属性和创建与关闭文件的系统调用函数。

char_dev.c 主要包含字符设备读写函数 rw_char()。pipe.c 程序中包含管道读写函数和创建管道的系统调用。file_dev.c 程序中包含基于 i 节点和描述符结构的文件读写函数。namei.c 程序主要包括文件系统中目录名和文件名的操作函数和系统调用函数。block_dev.c 程序包含块数据读和写函数。inode.c 程序中包含针对文件系统 i 节点操作的函数。truncate.c 程序用于在删除文件时释放文件所占用的设备数据空间。bitmap.c 程序用于处理文件系统中 i 节点和逻辑数据块的位图。super.c 程序中包含对文件系统超级块的处理函数。buffer.c 程序主要用于对内存高速缓冲区进行处理。虚框中的 ll_rw_block 是块设备的底层读函数，它并不在 fs 目录中，而是 kernel/blk_drv/ll_rw_block.c 中的块设备读写驱动函数。放在这里只是让我们清楚的看到，文件系统对于块设备中数据的读写，都需要通过高速缓冲区与块设备的驱动程序（ll_rw_block()）来操作来进行，文件系统程序集本身并不直接与块设备的驱动程序打交道。

在对程序进行注释过程中，我们将另外给出这些文件中各个主要函数之间的调用层次关系。

## 5.1.30 头文件主目录 include

头文件目录中总共有 32 个.h 头文件。其中主目录下有 13 个，asm 子目录中有 4 个，linux 子目录中有 10 个，sys 子目录中有 5 个。这些头文件各自的功能见如下简述，具体的作用和所包含的信息请参见对头文件的注释一章。

<a.out.h>　　a.out 头文件，定义了 a.out 执行文件格式和一些宏。
<const.h>　　常数符号头文件，目前仅定义了 i 节点中 i_mode 字段的各标志位。
<ctype.h>　　字符类型头文件。定义了一些有关字符类型判断和转换的宏。
<errno.h>　　错误号头文件。包含系统中各种出错号。(Linus 从 minix 中引进的)。
<fcntl.h>　　文件控制头文件。用于文件及其描述符的操作控制常数符号的定义。
<signal.h>　　信号头文件。定义信号符号常量，信号结构以及信号操作函数原型。
<stdarg.h>　　标准参数头文件。以宏的形式定义变量参数列表。主要说明了-个类型（va_list）和三个宏（va_start, va_arg 和 va_end），用于 vsprintf、vprintf、vfprintf 函数。
<stddef.h>　　标准定义头文件。定义了 NULL, offsetof(TYPE, MEMBER)。
<string.h>　　字符串头文件。主要定义了一些有关字符串操作的嵌入函数。
<termios.h>　　终端输入输出函数头文件。主要定义控制异步通信口的终端接口。
<time.h>　　时间类型头文件。其中最主要定义了 tm 结构和一些有关时间的函数原形。
<unistd.h>　　Linux 标准头文件。定义了各种符号常数和类型，并声明了各种函数。如定义了__LIBRARY__，则还包括系统调用号和内嵌汇编_syscall0()等。
<utime.h>　　用户时间头文件。定义了访问和修改时间结构以及 utime()原型。

### 5.1.30.1 体系结构相关头文件子目录 include/asm

这些头文件主要定义了一些与 CPU 体系结构密切相关的数据结构、宏函数和变量。共 4 个文件。

<asm/io.h>　　io 头文件。以宏的嵌入汇编程序形式定义对 io 端口操作的函数。
<asm/memory.h>　　内存拷贝头文件。含有 memcpy()嵌入式汇编宏函数。
<asm/segment.h>　段操作头文件。定义了有关段寄存器操作的嵌入式汇编函数。
<asm/system.h>　　系统头文件。定义了设置或修改描述符/中断门等的嵌入式汇编宏。

### 5.1.30.2 Linux 内核专用头文件子目录 include/linux

<linux/config.h>　内核配置头文件。定义键盘语言和硬盘类型（HD_TYPE）可选项。
<linux/fdreg.h>　软驱头文件。含有软盘控制器参数的一些定义。
<linux/fs.h>　　文件系统头文件。定义文件表结构（file,buffer_head,m_inode 等）。
<linux/hdreg.h>　硬盘参数头文件。定义访问硬盘寄存器端口，状态码，分区表等信息。
<linux/head.h>　　head 头文件，定义了段描述符的简单结构，和几个选择符常量。
<linux/kernel.h>　内核头文件。含有一些内核常用函数的原形定义。
<linux/mm.h>　　内存管理头文件。含有页面大小定义和一些页面释放函数原型。
<linux/sched.h>　调度程序头文件，定义了任务结构 task_struct、初始任务 0 的数据，
　　还有一些有关描述符参数设置和获取的嵌入式汇编函数宏语句。
<linux/sys.h>　　系统调用头文件。含有 72 个系统调用 C 函数处理程序,以'sys_'开头。
<linux/tty.h>　　tty 头文件，定义了有关 tty_io，串行通信方面的参数、常数。

### 5.1.30.3 系统专用数据结构子目录 include/sys

<sys/param.h>　　参数文件。给出了一些与硬件相关的参数值。
<sys/resource.h>　资源文件。含有进程使用系统资源的界限限制和利用率等方面的信息。
<sys/stat.h>　　文件状态头文件。含有文件或文件系统状态结构 stat{}和常量。
<sys/time.h>　　定义了 timeval 结构和 itimerval 结构。
<sys/times.h>　　定义了进程中运行时间结构 tms 以及 times()函数原型。

<sys/types.h>　　类型头文件。定义了基本的系统数据类型。
<sys/utsname.h>　系统名称结构头文件。
<sys/wait.h>　　等待调用头文件。定义系统调用 wait()核 waitpid()及相关常数符号。

## 5.1.31 内核初始化程序目录 init

该目录中仅包含一个文件 main.c。用于执行内核所有的初始化工作，然后移到用户模式创建新进程，并在控制台设备上运行 shell 程序。

程序首先根据机器内存的多少对缓冲区内存容量进行分配，如果还设置了要使用虚拟盘，则在缓冲区内存后面也为它留下空间。之后就进行所有硬件的初始化工作，包括人工创建第一个任务（task 0），并设置了中断允许标志。在执行从核心态移到用户态之后，系统第一次调用创建进程函数 fork()，创建出一个用于运行 init()的进程，在该子进程中，系统将进行控制台环境设置，并且在生成一个子进程用来运行 shell 程序。

## 5.1.32 内核程序主目录 kernel

linux/kernel 目录中共包含 12 个代码文件和一个 Makefile 文件，另外还有 3 个子目录。所有处理任务的程序都保存在 kernel/目录中，其中包括象 fork、exit、调度程序以及一些系统调用程序等。还包括处理中断异常和陷阱的处理过程。子目录中包括了低层的设备驱动程序，如 get_hd_block 和 tty_write 等。由于这些文件中代码之间调用关系复杂，因此这里就不详细列出各文件之间的引用关系图，但仍然可以进行大概分类，见图 5-30 所示。

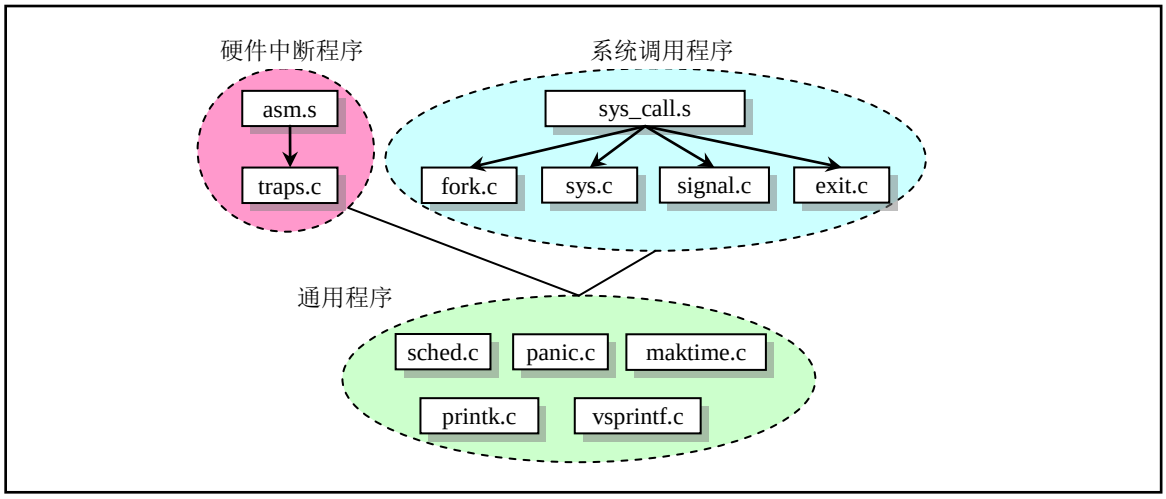



图 5-30 各文件的调用层次关系

asm.s 程序是用于处理系统硬件异常所引起的中断，对各硬件异常的实际处理程序则是在 traps.c 文件中，在各个中断处理过程中，将分别调用 traps.c 中相应的 C 语言处理函数。

exit.c 程序主要包括用于处理进程终止的系统调用。包含进程释放、会话（进程组）终止和程序退出处理函数以及杀死进程、终止进程、挂起进程等系统调用函数。

fork.c 程序给出了 sys_fork()系统调用中使用了两个 C 语言函数：find_empty_process()和 copy_process()。

mktime.c 程序包含一个内核使用的时间函数 mktime()，用于计算从 1970 年 1 月 1 日 0 时起到开机当日的秒数，作为开机秒时间。仅在 init/main.c 中被调用一次。

panic.c 程序包含一个显示内核出错信息并停机的函数 panic()。

printk.c 程序包含一个内核专用信息显示函数 printk()。

sched.c 程序中包括有关调度的基本函数(sleep_on、wakeup、schedule 等)以及一些简单的系统调用函数。另外还有几个与定时相关的软盘操作函数。

signal.c 程序中包括了有关信号处理的 4 个系统调用以及一个在对应的中断处理程序中处理信号的函数 do_signal()。

sys.c 程序包括很多系统调用函数，其中有些还没有实现。

system_call.s 程序实现了 Linux 系统调用（int 0x80）的接口处理过程，实际的处理过程则包含在各系统调用相应的 C 语言处理函数中，这些处理函数分布在整个 Linux 内核代码中。

vsprintf.c 程序实现了现在已经归入标准库函数中的字符串格式化函数。

### 5.1.32.1 块设备驱动程序子目录 kernel/blk_drv

通常情况下，用户是通过文件系统来访问设备的，因此设备驱动程序为文件系统实现了调用接口。在使用块设备时，由于其数据吞吐量大，为了能够高效率地使用块设备上的数据，在用户进程与块设备之间使用了高速缓冲机制。在访问块设备上的数据时，系统首先以数据块的形式把块设备上的数据读入到高速缓冲区中，然后再提供给用户。blk_drv 子目录共包含 4 个 c 文件和 1 个头文件。头文件 blk.h 由于是块设备程序专用的，所以与 C 文件放在一起。这几个文件之间的大致关系，见图 5-31 所示。

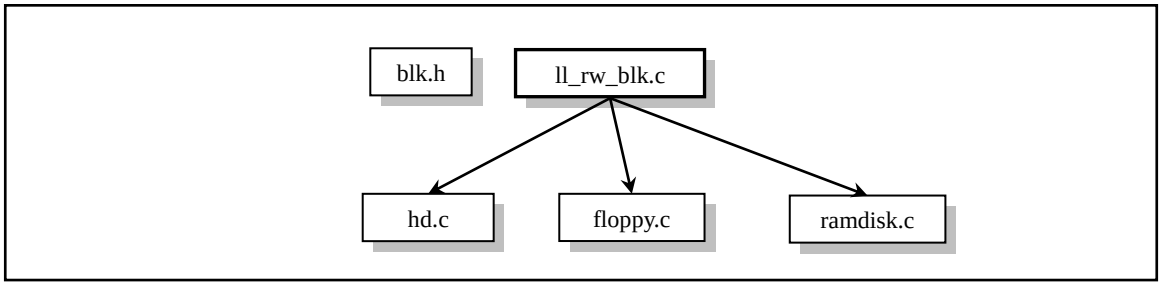



图 5-31 blk_drv 目录中文件的层次关系。

blk.h 中定义了 3 个 C 程序中共用的块设备结构和数据块请求结构。hd.c 程序主要实现对硬盘数据块进行读/写的底层驱动函数，主要是 do_hd__request()函数；floppy.c 程序中主要实现了对软盘数据块的读/写驱动函数，主要是 do_fd_request()函数。ll_rw_blk.c 中程序实现了低层块设备数据读/写函数 ll_rw_block()，内核中所有其他程序都是通过该函数对块设备进行数据读写操作。你将看到该函数在许多访问块设备数据的地方被调用，尤其是在高速缓冲区处理文件 fs/buffer.c 中。

### 5.1.32.2 字符设备驱动程序子目录 kernel/chr_drv

字符设备程序子目录共含有 4 个 C 语言程序和 2 个汇编程序文件。这些文件实现了对串行端口 rs-232、串行终端、键盘和控制台终端设备的驱动。图 5-32 是这些文件之间的大致调用层次关系。

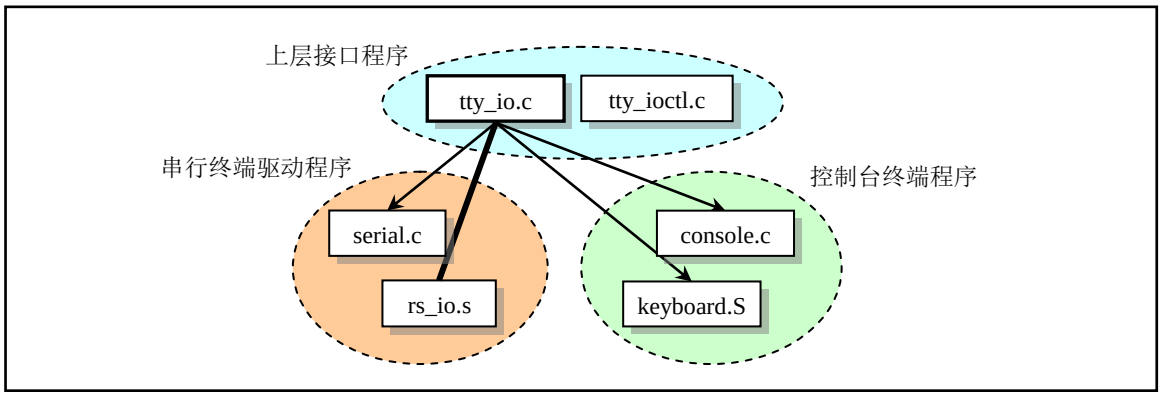


图 5-32 字符设备程序之间的关系示意图

tty_io.c 程序中包含 tty 字符设备读函数 tty_read()和写函数 tty_write()，为文件系统提供了上层访问接口。另外还包括在串行中断处理过程中调用的 C 函数 do_tty_interrupt()，该函数将会在中断类型为读字符的处理中被调用。

console.c 文件主要包含控制台初始化程序和控制台写函数 con_write()，用于被 tty 设备调用。还包含对显示器和键盘中断的初始化设置程序 con_init()。

rs_io.s 汇编程序用于实现两个串行接口的中断处理程序。该中断处理程序会根据从中断标识寄存器（端口 0x3fa 或 0x2fa）中取得的 4 种中断类型分别进行处理，并在处理中断类型为读字符的代码中调用 do_tty_interrupt()。

serial.c 用于对异步串行通信芯片 UART 进行初始化操作，并设置两个通信端口的中断向量。另外还包括 tty 用于往串口输出的 rs_write()函数。

tty_ioctl.c 程序实现了 tty 的 io 控制接口函数 tty_ioctl()以及对 termio(s)终端 io 结构的读写函数，并会在实现系统调用 sys_ioctl()的 fs/ioctl.c 程序中被调用。

keyboard.S 程序主要实现了键盘中断处理过程 keyboard_interrupt。

#### 5.1.32.3 协处理器仿真和操作程序子目录 kernel/math

该子目录中包含数学协处理器仿真处理代码文件，共有 9 个 C 语言程序。主要的程序是 math_emulate.c 程序，用来处理协处理器不存在的情况以及仿真浮点指令计算，另外还包含一些辅助的仿真运算函数。若机器中没有数学协处理器，并且系统寄存器 CR0 设置了仿真标志 EM=1,那么当 CPU 执行了协处理器的浮点运算指令时，就会引发异常中断 int7，而此处即会调用 math_emulate()函数。因此，使用该中断就可以用软件来仿真协处理器的功能。

### 5.1.33 内核库函数目录 lib

与普通用户程序不同，内核代码不能使用标准 C 函数库及其他一些函数库。主要原因是由于完整的 C 函数库很大。因此在内核源代码中有专门一个 lib/目录提供内核需要用到的一些函数。内核函数库用于为内核初始化程序 init/main.c 运行在用户态的进程（进程 0、1）提供调用支持。它与普通静态库的实现方法完全一样。读者可从中了解一般 libc 函数库的基本组成原理。在 lib/目录中共有 12 个 C 语言文件，除了一个由 tytso 编制的 malloc.c 程序较长以外，其他的程序很短，有的只有一二行代码，实现了一些系统调用的接口函数。

这些文件中主要包括有退出函数_exit()、关闭文件函数 close(fd)、复制文件描述符函数 dup()、文件打开函数 open()、写文件函数 write()、执行程序函数 execve()、内存分配函数 malloc()、等待子进程状态函数 wait()、创建会话系统调用 setsid()以及在 include/string.h 中实现的所有字符串操作函数。

### 5.1.34 内存管理程序目录 mm

该目录包括 3 个代码文件。主要用于管理程序对主内存区的使用，实现了进程逻辑地址到线性地址以及线性地址到物理内存地址的映射操作，并通过内存分页管理机制，在进程的虚拟内存页与主内存区的物理内存页之间建立了对应关系，同时还真正实现了虚拟存储技术。

Linux 内核对内存的处理使用了分页和分段两种方式。首先是将 386 的 4G 虚拟地址空间分割成 64 个段，每个段 64MB。所有内核程序占用其中第一个段，并且物理地址与该段线性地址相同。然后每个任务分配一个段使用。分页机制用于把指定的物理内存页面映射到段内，检测 fork 创建的任何重复的拷贝，并执行写时复制机制。

page.s 文件包括内存页面异常中断（int 14）处理程序，主要用于处理程序由于缺页而引起的页异常中断和访问非法地址而引起的页保护。

memory.c 程序包括对内存进行初始化的函数 mem_init()，由 page.s 的内存处理中断过程调用的

do_no_page()和 do_wp_page()函数。在创建新进程而执行复制进程操作时，即使用该文件中的内存处理函数来分配管理内存空间。

swap.c 程序用于管理主内存中物理页面和高速二级存储（硬盘）空间之间的页面交换。当主内存空间不够用时就可以先把暂时不用的内存页面保存到硬盘中。当发生缺页异常时就首先在硬盘中查看要求的页面是否在硬盘交换空间中，若存在则把页面从交换空间直接读入内存中。

### 5.1.35 编译内核工具程序目录 tools

该目录下的 build.c 程序用于将 Linux 各个目录中被分别编译生成的目标代码连接合并成一个可运行的内核映像文件 image。其具体的功能可参见下一章内容。

## 5.11 内核系统与应用程序的关系

在 Linux 系统中，内核为用户程序提供了两方面的支持。其一是系统调用接口（在第 5 章中说明），也即中断调用 int 0x80；另一方面是通过开发环境库函数或内核库函数（在第 12 章中说明）与内核进行信息交流。不过内核库函数仅供内核创建的任务 0 和任务 1 使用，它们最终还是去调用系统调用。因此内核对所有用户程序或进程实际上只提供系统调用这一种统一的接口。lib/目录下内核库函数代码的实现方法与基本 C 函数库 libc 中类似函数的实现方法基本相同，为了使用内核资源，最终都是通过内嵌汇编代码调用了内核系统调用功能，参见图 5-4 所示。

系统调用主要提供给系统软件编程或者用于库函数的实现。而一般用户开发的程序则是通过调用象 libc 等库中函数来访问内核资源。这些库中的函数或资源通常被称为应用程序编成接口（API）。其中定义了应用程序使用的一组标准编成接口。通过调用这些库中的程序，应用程序代码能够完成各种常用工作，例如，打开和关闭对文件或设备的访问、进行科学计算、出错处理以及访问组和用户标识号 ID 等系统信息。

在 UNIX 类操作系统中，最为普遍使用的是基于 POSIX 标准的 API 接口。Linux 当然也不例外。API 与系统调用的区别在于：为了实现某一应用程序接口标准，例如 POSIX，其中的 API 可以与一个系统调用对应，也可能由几个系统调用的功能共同实现。当然某些 API 函数可能根本就不需要使用系统调用，即不使用内核功能。因此函数库可以看作是实现象 POSIX 标准的主体界面，应用程序不用管它与系统调用之间到底存在什么关系。无论一个操作系统提供的系统调用有多么大的区别，但只要它遵循同一个 API 标准，那么应用程序就可以在这些操作系统之间具有可移植性。

系统调用是内核与外界接口的最高层。在内核中，每个系统调用都有一个序列号（在 include/unistd.h 头文件中定义），并且常以宏的形式实现。应用程序不应该直接使用系统调用，因为这样的话，程序的移植性就不好了。因此目前 Linux 标准库 LSB（Linux Standard Base）和许多其他标准都不允许应用程序直接访问系统调用宏。系统调用的有关文档可参见 Linux 操作系统的在线手册的第 2 部分。

库函数一般包括 C 语言没有提供的执行高级功能的用户级函数，例如输入/输出和字符串处理函数。某些库函数只是系统调用的增强功能版。例如，标准 I/O 库函数 fopen 和 fclose 提供了与系统调用 open 和 close 类似的功能，但却是在更高的层次上。在这种情况下，系统调用通常能提供比库函数略微好一些的性能，但是库函数却能提供更多的功能，而且更具检错能力。系统提供的库函数有关文档可参见操作系统的在线手册第 3 部分。

## 5.12 linux/Makefile 文件

从本节起，我们开始对内核源代码文件进行注释。首先注释 linux 目录下遇到的第一个文件 Makefile。后续章节将按照这里类似的描述结构进行注释。

## 5.1.36 功能描述

Makefile 文件相当于程序编译过程中的批处理文件。是工具程序 make 运行时的输入数据文件。只要在含有 Makefile 的当前目录中键入 make 命令，它就会依据 Makefile 文件中的设置对源程序或目标代码文件进行编译、连接或进行安装等活动。

make 工具程序能自动地确定一个大程序系统中那些程序文件需要被重新编译，并发出命令对这些程序文件进行编译。在使用 make 之前，需要编写 Makefile 信息文件，该文件描述了整个程序包中各程序之间的关系，并针对每个需要更新的文件给出具体的控制命令。通常，执行程序是根据其目标文件进行更新的，而这些目标文件则是由编译程序创建的。一旦编写好一个合适的 Makefile 文件，那么在你每次修改过程序系统中的某些源代码文件后，执行 make 命令就能进行所有必要的重新编译工作。make 程序是使用 Makefile 数据文件和代码文件的最后修改时间(last-modification time)来确定那些文件需要进行更新，对于每一个需要更新的文件它会根据 Makefile 中的信息发出相应的命令。在 Makefile 文件中，开头为'#'的行是注释行。文件开头部分的'='赋值语句定义了一些参数或命令的缩写。有关 Makefile 文件格式的详细介绍请参见 3.6 节内容。

这个 Makefile 文件的主要作用是指示 make 程序最终使用独立编译连接成的 tools/目录中的 build 执行程序将所有内核编译代码连接和合并成一个可运行的内核映像文件 image。具体是对 boot/中的 bootsect.s、setup.s 使用 8086 汇编器进行编译，分别生成各自的执行模块。再对源代码中的其他所有程序使用 GNU 的编译器 gcc/gas 进行编译，并链接模块 system。最后再用 build 工具将这三块组合成一个内核映像文件 image。build 是由 tools/build.c 源程序编译而成的一个独立的执行程序，它本身并没有被编译链接到内核代码中。基本编译连接/组合结构如图 5-33 所示。

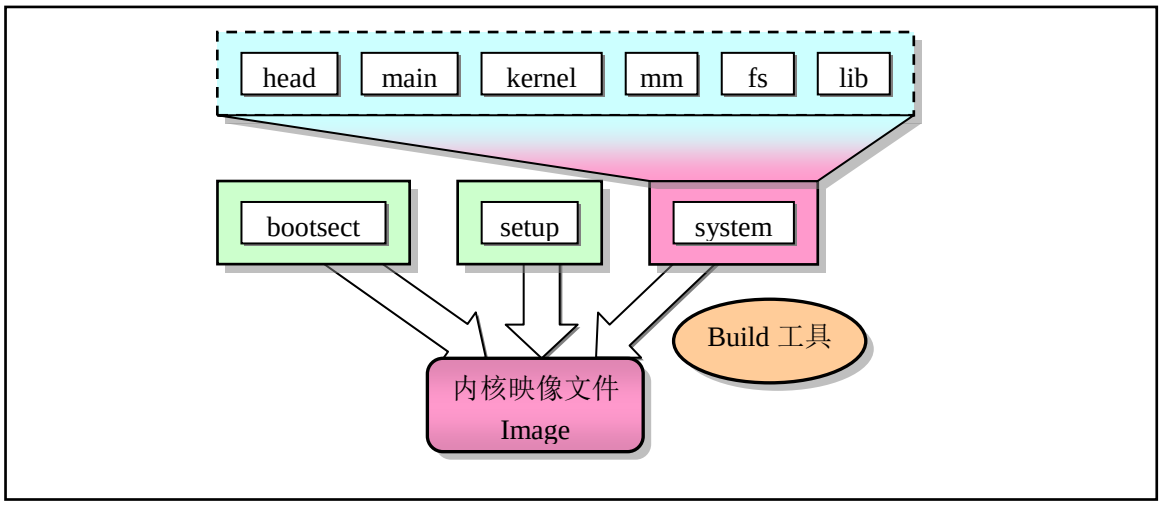



图 5-33 内核编译连接/组合结构

在 Linux 内核源代码中，除 tools/、init/和 boot/目录外，源程序根目录 linux/和其余每个子目录均包含一个相应的 Makefile 文件，这些文件结构完全一样。由于内容雷同，书中仅给出一个 Makefile 文件的注释。程序 5-1 是该文件的详细注释，其路径名为 linux/Makefile。

为了缩减本书篇幅，程序 5-1 以及所有注释过的内核代码均以电子版形式提供给读者。下载或在线浏览网址是 http://oldlinux.org/download/Book-Lite/。

## 5.13 本章小结

本章概述了 Linux 早期操作系统的内核模式和体系结构。首先给出了 Linux 0.12 内核使用和管理内存的方法、内核态栈和用户态栈的设置和使用方法、中断机制、系统时钟定时以及进程创建、调度和终止方法。然后根据源代码的目录结构形式，详细地介绍了各个子目录中代码文件的基本功能和层次关系。同时说明了 Linux 0.12 所使用的目标文件格式。最后从 Linux 内核主目录下的 makefile 文件着手，开始对内核源代码进行注释。

本章内容可以看作是对 Linux 0.12 内核重要信息的归纳说明，因此可作为阅读后续章节的参考内容。

# 第6章 引导启动程序（boot）

本章主要描述内核 linux/boot/目录中的三个汇编程序，见列表 6-1 所示。正如第 5 章中提到的，这三个文件虽然都是汇编程序，但却使用了两种不同汇编语法格式。bootsect.S 和 setup.S 是运行在实模式下的 16 位代码程序，采用类似于 Intel 汇编语法，需要使用 as86 和 ld86 进行编译链接，而 head.s 运行在保护模式下，采用 GNU 汇编格式，需要用 GNU 的 as（gas）进行编译。这是一种 AT&T 语法的汇编语言程序。

Linus 当时使用两种不同汇编编译器的主要原因在于那时的 GNU 汇编编译器仅能支持 Intel i386 及以后出的 CPU 代码指令，若不采用特殊方法就不能支持生成运行在实模式下的 16 位代码程序。直到 1994 年以后发布的 GNU as 汇编器才开始支持编译 16 位代码的.code16 伪指令。参见 GNU 汇编器手册《Using as - The GNU Assembler》中“80386 相关特性”一节中“编写 16 位代码”小节。直到内核版本 2.4.X 起，bootsect.S 和 setup.S 程序才完全使用统一的 as 来编写。

列表 6-1 linux/boot/目录

| | 文件名 | 长度（字节） | 最后修改时间（GMT） | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | bootsect.S | 7574 bytes | 1992-01-14 15:45:22 | |
| | head.s | 5938 bytes | 1992-01-11 04:50:17 | |
| | setup.S | 12144 bytes | 1992-01-11 18:10:18 | |

阅读这些源代码除了需要一些 8086 汇编语言的知识以外，还要了解一些采用 Intel 80X86 微处理器的 PC 机硬件体系结构以及 80386 32 位保护模式下的编程原理。所以在开始阅读源代码之前应该已基本掌握前几章内容。在阅读代码时我们再就事论事地针对具体问题进行详细说明。

## 6.1 总体功能

这里先总体说明一下 Linux 操作系统启动部分的主要执行流程。编译生成的二进制内核代码模块会被存放在磁盘上，这个磁盘被称为引导启动盘，当 PC 机电源打开后，80x86 CPU 将自动进入实模式，并从地址 0xFFFF0 开始自动执行此处的程序代码，这个地址通常是 ROM BIOS 中的地址，因此 PC 机最开始会执行 ROM BIOS 中的代码。ROM BIOS 将执行某些系统的检测，并在物理地址 0 开始处初始化生成一个默认中断向量表。此后，它将可读入启动引导设备的第一个扇区（磁盘引导扇区，512 字节）到内存物理地址 0x7C00 处，并跳转到这个地方继续执行此处的代码。启动设备通常是插有启动盘的软盘驱动器或是硬盘。这里的叙述很简单，但已能说明内核初始化的工作过程。

Linux 内核最最前面部分是用 8086 汇编语言编写的（boot/bootsect.S）引导启动代码部分，它将由 BIOS 读入到内存绝对地址 0x7C00（31KB）处。当它被执行时就会把自己移动到内存绝对地址 0x90000（576KB）处，并把启动设备盘中后 2KB 字节代码（boot/setup.S）读入到内存 0x90200 处，而内核的其他部分（system 模块）则被读入到从内存地址 0x10000（64KB）开始处，因此从机器加电开始顺序执行的程序见图 6-1 所示。

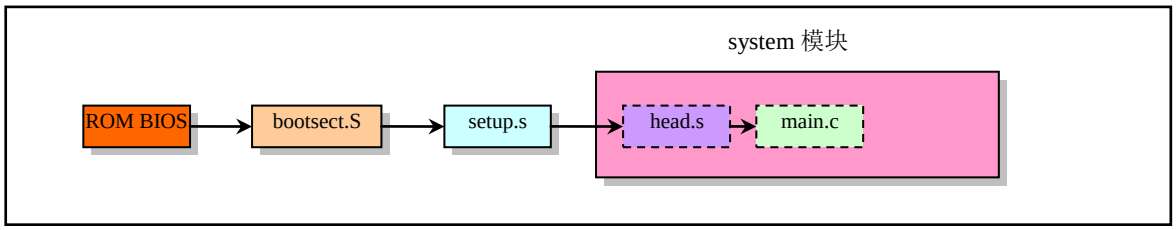



图 6-1 从系统加电起所执行程序的顺序

因为当时 system 模块的长度不会超过 0x80000 字节大小（即 512KB），所以 bootsect 程序把 system 模块读入物理地址 0x10000 开始位置处时并不会覆盖在 0x90000（576KB）处开始的 bootsect 和 setup 模块。后面 setup 程序将会把 system 模块移动到物理内存起始位置处，这样 system 模块中代码的地址也即等于实际的物理地址，便于对内核代码和数据进行操作。图 6-2 清晰地显示出 Linux 系统启动时这几个程序或模块在内存中的动态位置。其中，每一竖条框代表某一时刻内存中各程序的映像位置图。在系统加载期间将显示信息"Loading..."。然后控制权将传递给 boot/setup.S 中的代码，这是另一个实模式汇编语言程序。

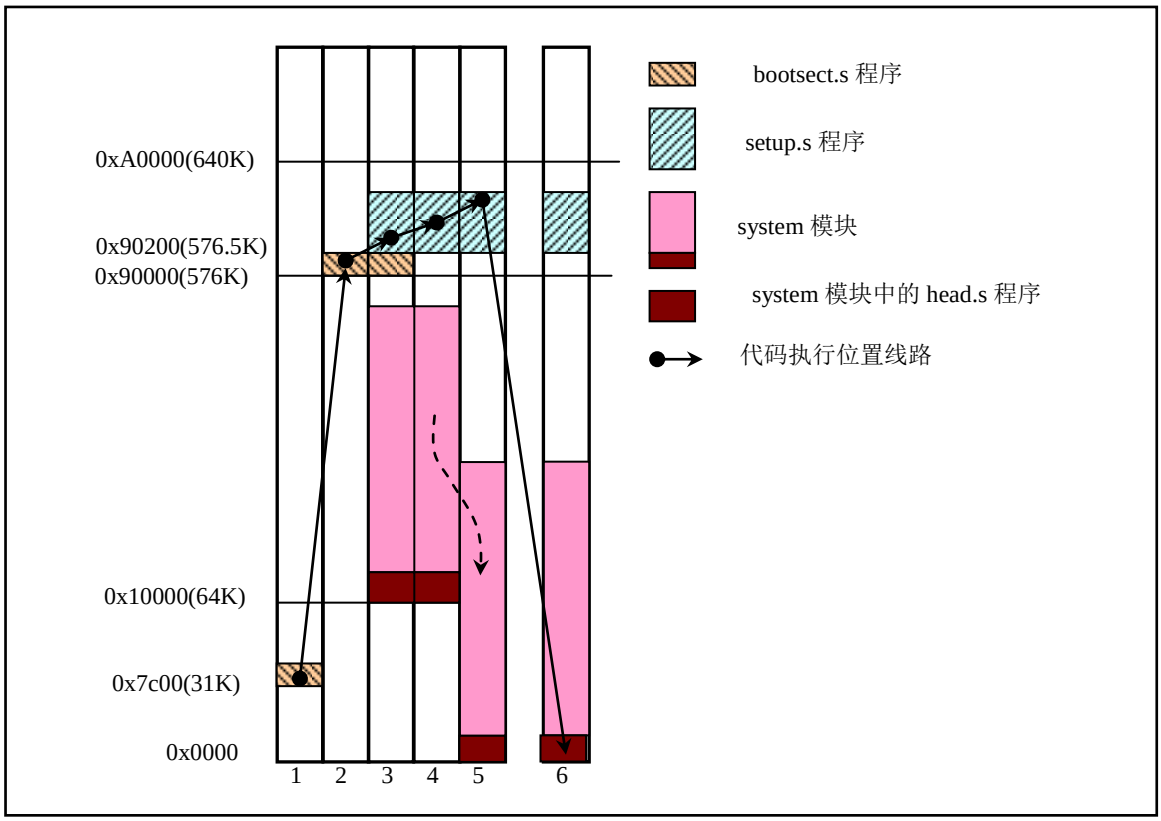



图 6-2 启动引导时内核在内存中的位置和移动后的位置情况

启动部分会识别主机的某些特性以及 VGA 卡的类型。如果需要，它还会要求用户为控制台选择显示模式。然后会将整个系统从地址 0x10000 移至 0x0000 处，进入保护模式并跳转至系统的余下部分（在 0x0000 处）。此时已完成所有 32 位运行方式的设置启动: IDT、GDT 以及 LDT 被加载，处理器和协处理器也已确认，分页工作也设置好了；最终会调用 init/main.c 中的 main()程序去执行 Linux 系统初始化和运行第一个任务。这些操作的源代码在 boot/head.s 中，这可能是整个内核中最有诀窍的代码了。注意如

果在前述任何一步中出了错，计算机就会死锁。因为在操作系统还没有完全运转起来之前处理不了出错状况。

bootsect 的代码为什么不把系统模块直接加载到物理地址 0x0000 开始处而要在 setup 程序中再进行移动呢？这是因为随后执行的 setup 开始部分的代码还需要利用 ROM BIOS 提供的中断调用功能来获取有关机器配置的一些参数（例如显示卡模式、硬盘参数表等）。当 BIOS 初始化时会在物理内存开始处放置一个大小为 0x400 字节(1KB)的中断向量表，因此需要在使用完 BIOS 的中断调用后才能将这个区域覆盖掉。

另外，仅在内存中加载了上述内核代码模块并不能让 Linux 系统运行起来。作为完整可运行的 Linux 系统还需要有一个基本的文件系统支持，即根文件系统（Root file-system）。Linux 0.12 内核仅支持 MINIX 的 1.0 文件系统。根文件系统通常是在另一个软盘上或者在一个硬盘分区中。为了通知内核所需要的根文件系统在什么地方，bootsect.S 程序第 44 行上给出了根文件系统所在的默认块设备号 ROOT_DEV。块设备号的含义请参见程序中的注释。在内核初始化时会使用编译内核时放在引导扇区第 509、510（0x1fc--0x1fd）字节中的指定设备号。bootsect.S 程序第 45 行上给出了交换设备号 SWAP_DEV，它指出用作虚拟存储交换空间的外部设备号。

# 6.2 bootsect.S 程序

下面对 Linux 内核中的引导程序 bootsect.S 进行详细说明和注释，见列表程序 6-1。限于篇幅所限，书中将只包括几个比较重要的程序完整源代码，但所有内核源代码程序都会以电子版形式给出，参见第 5 章后的程序列表表 5-3。

## 6.2.1 功能描述

bootsect.S 代码是磁盘引导块程序，编译后会生成 512 字节的二进制引导扇区代码（和数据）块 bootsect，并驻留在磁盘的第一个扇区中（即引导扇区，0 磁道（柱面），0 磁头）。在 PC 机加电 ROM BIOS 执行完硬件自检后，会把引导扇区代码块 bootsect 加载到地址 0x7C00 开始的内存处并执行之。

在 bootsect 代码执行期间，它会将自己移动到内存地址 0x90000 开始处并继续执行。该程序的主要作用是首先把从磁盘第 2 个扇区开始的 4 个扇区的 setup 模块（由 setup.s 编译而成）加载到内存紧接着 bootsect 后面位置处（0x90200），然后利用 BIOS 中断 0x13 取磁盘参数表中当前启动引导盘的参数，接着在屏幕上显示“Loading system...”字符串。再者把磁盘上 setup 模块后面的 system 模块加载到内存 0x10000 开始的地方。随后确定根文件系统的设备号，若没有指定，则根据所保存的引导盘的每磁道扇区数判别出盘的类型和种类（是 1.44M A 盘吗？）并保存其设备号于 root_dev（引导块的 508 地址处）中，最后长跳转到 setup 程序开始处（0x90200）去执行 setup 程序。在磁盘上，引导块、setup 模块和 system 模块的扇区位置及大小示意图见图 6-3 所示。

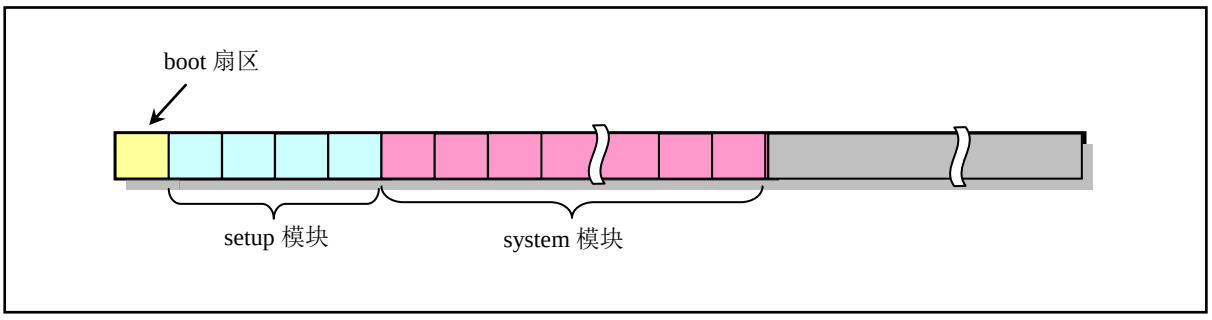



图 6-3 Linux 0.12 内核在 1.44MB 磁盘上的分布情况

图中示出了 Linux 0.12 内核在 1.44MB 磁盘上所占扇区的分布情况。1.44MB 磁盘盘片两面各有 80 个磁道（柱面），每磁道有 18 个扇区，共有 2880 个扇区。其中引导程序代码占用第 1 个扇区，setup 模块占用随后的 4 个扇区，而 0.12 内核 system 模块大约占随后的 260 个扇区。还剩下 2610 多个扇区未被使用。这些剩余的未用空间可被利用来存放一个基本的根文件系统，从而可以创建出使用单张磁盘就能让系统运转起来的集成盘来。这将在块设备驱动程序一章中再作详细介绍。

另外，这个程序的文件名与其他 gas 汇编语言程序不同，它的后缀是大写的'.S'。使用这样的后缀可以让 as 使用 GNU C 编译器的预处理功能，因此可以在在汇编语言程序中包括"#include"、"#if"等语句。本程序使用大写后缀主要是为了能在程序中使用"#include"语句来包含进 linux/config.h 头文件定义的常数，参见程序中第 6 行。

带注释的 bootsect.S 完整代码见程序 6-1，在源代码目录中的路径名为 linux/boot/bootsect.S。

## 6.2.2 其他信息

由于引导程序运行在 386 实模式下，因此相对来将比较容易理解。若此时阅读仍有困难，那么建议你首先再复习一下 80x86 汇编及其硬件的相关知识，然后再继续阅读本书。对于最新开发的 Linux 内核，这段程序的改动也很小，基本保持了 0.12 版 bootsect 程序的模样。

### 6.2.2.1 Linux 0.12 硬盘设备号

Linux 系统中的设备使用设备号来指定。每个设备都有一个主设备号和一个次设备号。一个设备的主设备号描述了这个设备的类型，次设备号则说明该设备的次序号。程序中涉及的硬盘设备命名方式为：硬盘的主设备号是 3。其它设备的主设备号分别有：1-内存、2-磁盘、3-硬盘、4-ttyx、5-tty、6-并行口、7-非命名管道等。由于 1 个硬盘中可以有 1--4 个分区，因此硬盘还依据分区的不同用次设备号进行指定分区。因此硬盘的逻辑设备号由以下方式构成：设备号=主设备号*256 + 次设备号。两个硬盘的所有逻辑设备号见表 6–1 所示。

表 6–1 硬盘逻辑设备号

| 逻辑设备号 | 对应设备文件 | 说明 |
|---|---|---|
| 0x300 | /dev/hd0 | 代表整个第 1 个硬盘 |
| 0x301 | /dev/hd1 | 表示第 1 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x304 | /dev/hd4 | 表示第 1 个硬盘的第 4 个分区 |
| 0x305 | /dev/hd5 | 代表整个第 2 个硬盘 |
| 0x306 | /dev/hd6 | 表示第 2 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x309 | /dev/hd9 | 表示第 2 个硬盘的第 4 个分区 |

其中 0x300 和 0x305 并不与哪个分区对应，而是代表整个硬盘。从 Linux 内核 0.95 版后已经不使用这种烦琐的命名方式，而是使用与现在相同的命名方法了。

### 6.2.2.2 从硬盘启动系统

若需要从硬盘设备启动系统，那么通常需要使用其他多操作系统引导程序来引导系统加载。例如 Shoelace、LILO 或 Grub 等多操作系统引导程序。此时 bootsect.S 所完成的任务会由这些程序来完成。bootsect 程序就不会被执行了。因为如果从硬盘启动系统，那么通常内核映像文件 Image 会被存放在活动分区的根文件系统中。因此你就需要知道内核映像文件 Image 处于文件系统中的具体位置以及是什么文件系统。即你的引导扇区程序需要能够识别并访问文件系统，并从中读取内核映像文件到内存中。

从硬盘启动的基本流程是：系统上电后，可启动硬盘的第 1 个扇区（主引导记录 MBR - Master Boot Record）会被 BIOS 加载到内存 0x7c00 处并开始执行。该程序会首先把自己向下移动到内存 0x600 处，然后根据 MBR 中分区表信息所指明活动分区中的第 1 个扇区（引导扇区）加载到内存 0x7c00 处，然后开始执行之。如果直接使用这种方式来引导系统就会碰到这样一个问题，即根文件系统不能与内核映像文件 Image 共存。

有两种可行的解决办法。一种办法是专门设置一个小容量的活动分区来存放内核映像文件 Image。

而相应的根文件系统则放在另外一个分区中。这样虽然浪费了硬盘的 4 个主分区之一，但应该能在对 bootsect.S 程序作最少修改的前提下做到从硬盘启动系统。另一个办法是把内核映像文件 Image 与根文件系统组合存放在一个分区中，即内核映像文件 Image 放在分区开始的一些指定扇区中，而根文件系统则从随后某一指定扇区开始存放。这两种方法均需要对代码进行一些修改。读者可以参考最后一章的相关内容使用 bochs 模拟系统亲手做一些实验。

# 6.3 setup.S 程序

本节介绍 Linux 内核的设置程序 setup.S（程序 6-2），并说明了其如何从 ROM BIOS 中获取一些硬件相关参数并保留到内存指定空间中，以供 Linux 系统内核初始化时使用。同时也解释了当时遇到的 A20 地址线问题，并给出了详细的中断控制器编程方法。

## 6.3.1 功能描述

setup.S 是一个操作系统加载程序，它的主要作用是利用 ROM BIOS 中断读取机器系统数据，并将这些数据保存到 0x90000 开始的位置（覆盖掉了 bootsect 程序所在的地方），所取得的参数和保留的内存位置见表 6－2 所示。这些参数将被内核中相关程序使用，例如字符设备驱动程序集中的 console.c 和 tty_io.c 程序等。

表 6－2 setup 程序读取并保留的参数

| 内存地址 | 长度(字节) | 名称 | 描述 |
|---|---|---|---|
| 0x90000 | 2 | 光标位置 | 列号（0x00-最左端），行号（0x00-最顶端） |
| 0x90002 | 2 | 扩展内存数 | 系统从 1MB 开始的扩展内存数值（KB）。 |
| 0x90004 | 2 | 显示页面 | 当前显示页面 |
| 0x90006 | 1 | 显示模式 | |
| 0x90007 | 1 | 字符列数 | |
| 0x90008 | 2 | ?? | |
| 0x9000A | 1 | 显示内存 | 显示内存(0x00-64k,0x01-128k,0x02-192k,0x03=256k) |
| 0x9000B | 1 | 显示状态 | 0x00-彩色,I/O=0x3dX；0x01-单色,I/O=0x3bX |
| 0x9000C | 2 | 特性参数 | 显示卡特性参数 |
| 0x9000E | 1 | 屏幕行数 | 屏幕当前显示行数。 |
| 0x9000F | 1 | 屏幕列数 | 屏幕当前显示列数。 |
| ... | | | |
| 0x90080 | 16 | 硬盘参数表 | 第 1 个硬盘的参数表 |
| 0x90090 | 16 | 硬盘参数表 | 第 2 个硬盘的参数表（如果没有，则清零） |
| 0x901FC | 2 | 根设备号 | 根文件系统所在的设备号（bootsec.s 中设置） |

然后 setup 程序将 system 模块从 0x10000-0x8ffff（当时认为内核系统模块 system 的长度不会超过此值：512KB）整块向下移动到内存绝对地址 0x00000 处。接下来加载中断描述符表寄存器(idtr)和全局描述符表寄存器(gdtr)，开启 A20 地址线，重新设置两个中断控制芯片 8259A，将硬件中断号重新设置为 0x20 - 0x2f。最后设置 CPU 的控制寄存器 CR0（也称机器状态字），从而进入 32 位保护模式运行，并跳转到位于 system 模块最前面部分的 head.s 程序继续运行。

为了能让 head.s 在 32 位保护模式下运行，在本程序中临时设置了中断描述符表（IDT）和全局描述符表（GDT），并在 GDT 中设置了当前内核代码段的描述符和数据段的描述符。下面在 head.s 程序中会

根据内核的需要重新设置这些描述符表。

为方便起见，下面再次给出段描述符的格式、描述符表的结构和段选择符（有些书中称之位选择子）的格式。Linux 内核代码中用到的代码段、数据段描述符的格式见图 6-4 所示。其中各字段的详细含义请参见第 4 章中的说明。

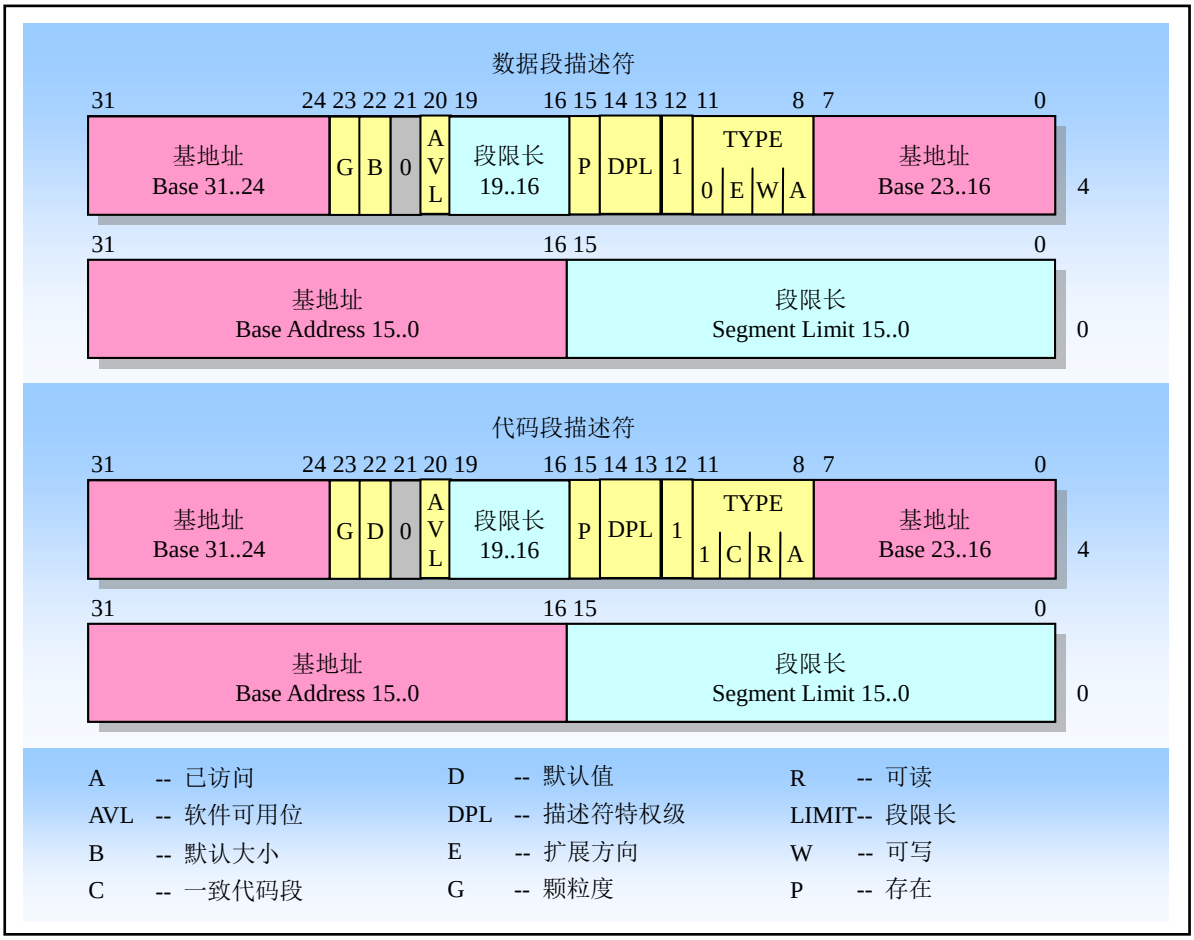



**图 6-4 程序代码段和数据段的描述符格式**

段描述符存放在描述符表中。描述符表其实就是内存中描述符项的一个阵列。描述符表有两类：全局描述符表（Global descriptor table – GDT）和局部描述符表（Local descriptor table – LDT）。处理器是通过使用 GDTR 和 LDTR 寄存器来定位 GDT 表和当前的 LDT 表。这两个寄存器以线性地址的方式保存了描述符表的基地址和表的长度。指令 lgdt 和 sgdt 用于访问 GDTR 寄存器；指令 lldt 和 sldt 用于访问 LDTR 寄存器。lgdt 使用内存中一个 6 字节操作数来加载 GDTR 寄存器。头两个字节代表描述符表的长度，后 4 个字节是描述符表的基地址。然而请注意，访问 LDTR 寄存器的指令 lldt 所使用的操作数却是一个 2 字节的操作数，表示全局描述符表 GDT 中一个描述符项的选择符。该选择符所对应的 GDT 表中的描述符项应该对应一个局部描述符表。

例如，setup.S 程序设置的 GDT 描述符项（见程序第 567--578 行），代码段描述符的值是 0x00C09A00000007FF，表示代码段的限长是 8MB（=(0x7FF + 1) * 4KB，这里加 1 是因为限长值是从 0 开始算起的），段在线性地址空间中的基址是 0，段类型值 0x9A 表示该段存在于内存中、段的特权级别为 0、段类型是可读可执行的代码段，段代码是 32 位的并且段的颗粒度是 4KB。数据段描述符的值是 0x00C09200000007FF，表示数据段的限长是 8MB，段在线性地址空间中的基址是 0，段类型值 0x92 表示该段存在于内存中、段的特权级别为 0、段类型是可读可写的数据段，段代码是 32 位的并且段的颗粒

度是 4KB。

这里再对选择符进行一些说明。逻辑地址的选择符部分用于指定一描述符，它是通过指定一描述符表并且索引其中的一个描述符项完成的。图 6-5 示出了选择符的格式。

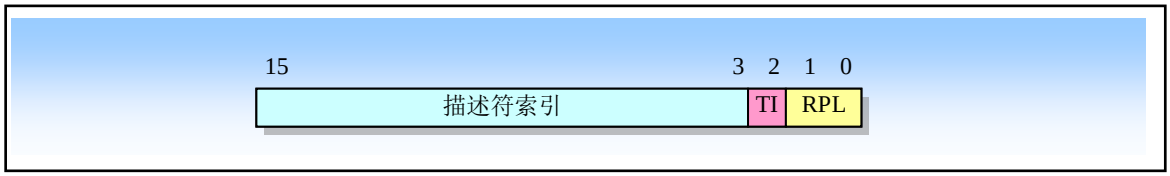



图 6-5 段选择符格式

其中索引值（Index）用于选择指定描述符表中 8192（$2^{13}$）个描述符中的一个。处理器将该索引值乘上 8，并加上描述符表的基地址即可访问表中指定的段描述符。表指示器（Table Indicator - TI）用于指定选择符所引用的描述符表。值为 0 表示指定 GDT 表，值为 1 表示指定当前的 LDT 表。请求者特权级（Requestor's Privalege Level - RPL）用于保护机制。

由于 GDT 表的第一项(索引值为 0)没有被使用，因此一个具有索引值 0 和表指示器值也为 0 的选择符（也即指向 GDT 的第一项的选择符）可以用作为一个空(null)选择符。当一个段寄存器（不能是 CS 或 SS）加载了一个空选择符时，处理器并不会产生一个异常。但是若使用这个段寄存器访问内存时就会产生一个异常。对于初始化还未使用的段寄存器,使得对其意外的引用能产生一个指定的异常这种应用来说，这样的特性很有用。

在进入保护模式之前，我们必须首先设置好将要用到的段描述符表，例如全局描述符表 GDT。然后使用指令 lgdt 把描述符表的基地址告知 CPU（GDT 表的基地址存入 gdtr 寄存器）。再将机器状态字的保护模式标志置位即可进入 32 位保护运行模式。

另外，setup.S 程序第 215--566 行代码用于识别机器中使用的显示卡类别。如果系统使用 VGA 显示卡，那么我们就检查一下显示卡是否支持超过 25 行 x 80 列的扩展显示模式（或显示方式）。所谓显示模式是指 ROM BIOS 中断 int 0x10 的功能 0（ah=0x00）设置屏幕显示信息的方法，其中 al 寄存器中的输入参数值即是我们要设置的显示模式或显示方式号。通常我们把 IBM PC 机刚推出时所能设置的几种显示模式称为标准显示模式，而以后添加的一些则被称为扩展显示模式。例如 ATI 显示卡除支持标准显示模式以外，还支持扩展显示模式号 0x23、0x33，即还能够使用 132 列 x 25 行和 132 列 x 44 行两种显示模式在屏幕上显示信息。在 VGA、SVGA 刚出现时期，这些扩展显示模式均由显示卡上的 BIOS 提供支持。若识别出一块已知类型的显示卡，程序就会向用户提供选择分辨率的机会。但由于这段程序涉及很多显示卡各自特有的端口信息，因此这段程序比较复杂。好在这段代码与内核运行关系不大，因此可以跳过不看。如果想彻底理解这段代码，那么在阅读这段代码时最好能参考 Richard F.Ferraro 先生的书《Programmer's Guide to the EGA, VGA, and Super VGA Cards》，或者参考网上能下载到的经典 VGA 编程资料“VGADOC4”。这段程序由 Mats Andersson (d88-man@nada.kth.se)编制，现在 Linus 已忘记 d88-man 是谁了:-)。

带注释的 setup.S 完整代码列表见程序 6-2，在源代码目录中的路径名为 linux/boot/setup.S。

## 6.3.2 其他信息

为了获取机器的基本参数，这段程序多次调用了 BIOS 中的中断，并开始涉及一些对硬件端口的操作。下面简要地描述程序中使用到的 BIOS 中断调用，并对 A20 地址线问题的缘由进行解释，最后提及关于 Intel 32 位保护模式运行的问题。

### 6.3.2.1 当前内存映像

在 setup.s 程序执行结束后，系统模块 system 被移动到物理地址 0x0000 开始处，而从位置 0x90000

开始处则存放了内核将会使用的一些系统基本参数，示意图如图 6-6 所示。

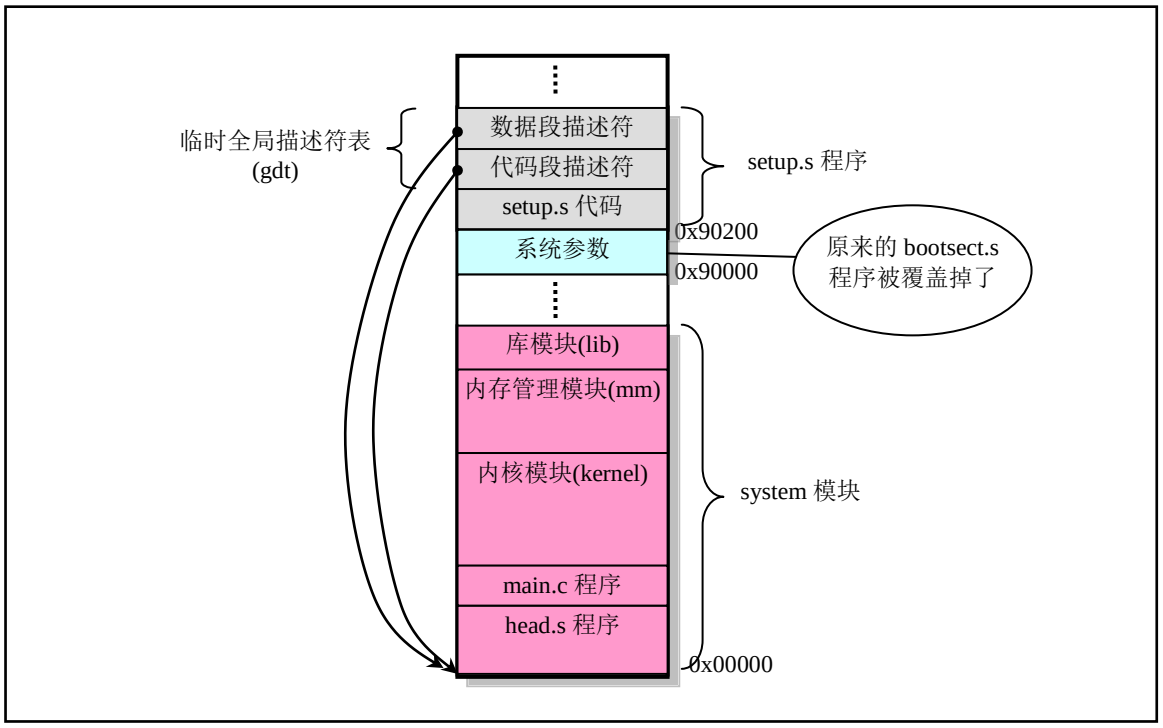



图 6-6 setup.s 程序结束后内存中程序示意图

此时临时全局表中有三个描述符，第一个是 NULL 不使用，另外两个分别是代码段描述符和数据段描述符。它们都指向系统模块的起始处，也即物理地址 0x0000 处。这样当 setup.s 中执行最后一条指令'jmp 0,8 '（第 199 行）时，就会跳到 head.s 程序开始处继续执行下去。这条指令中的'8'是段选择符，用来指定所需使用的描述符项，此处是指 gdt 中的代码段描述符。'0'是描述符项指定的代码段中的偏移值。

### 6.3.2.2 BIOS 视频中断 0x10

这里说明上面程序中用到的 ROM BIOS 中视频中断调用的子功能。

获取显示卡信息（其他辅助功能选择）：

表 6 - 3 获取显示卡信息（功能号： ah = 0x12，bl = 0x10）

| 输入/返回信息 | 寄存器 | 内容说明 |
|---|---|---|
| 输入信息 | ah | 功能号=0x12，获取显示卡信息 |
| | bl | 子功能号=0x10。 |
| 返回信息 | bh | 视频状态：<br>0x00 – 彩色模式（此时视频硬件 I/O 端口基地址为 0x3DX）；<br>0x01 – 单色模式（此时视频硬件 I/O 端口基地址为 0x3BX）；<br>注：其中端口地址中的 X 值可为 0 – f。 |
| | bl | 已安装的显示内存大小：<br>00 = 64K, 01 = 128K, 02 = 192K, 03 = 256K |
| | ch | 特性连接器比特位信息：<br>比特位 说明<br>0 特性线 1，状态 2；<br>1 特性线 0，状态 2； |

| | | |
|---|---|---|
| | | 2 特性线 1，状态 1；<br>3 特性线 0，状态 1；<br>4-7 未使用(为 0)<br>视频开关设置信息：<br>比特位 说明<br>0 开关 1 关闭；<br>1 开关 2 关闭；<br>2 开关 3 关闭；<br>3 开关 4 关闭；<br>4-7 未使用。 |
| | cl | 原始 EGA/VGA 开关设置值:<br>0x00 MDA/HGC；<br>0x01-0x03 MDA/HGC；<br>0x04 CGA 40x25；<br>0x05 CGA 80x25；<br>0x06 EGA+ 40x25；<br>0x07-0x09 EGA+ 80x25；<br>0x0A EGA+ 80x25 单色；<br>0x0B EGA+ 80x25 单色。 |

### 6.3.2.3 硬盘基本参数表（“INT 0x41”）

中断向量表中，int 0x41 的中断向量位置（4 * 0x41 =0x0000:0x0104）存放的并不是中断程序的地址，而是第一个硬盘的基本参数表。对于 100%兼容的 BIOS 来说，这里存放着硬盘参数表阵列的首地址 F000h:E401h。第二个硬盘的基本参数表入口地址存于 int 0x46 中断向量位置处。

**表 6－4 硬盘基本参数信息表**

| 位移 | 大小 | 英文名称 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0x00 | 字 | cyl | 柱面数 |
| 0x02 | 字节 | head | 磁头数 |
| 0x03 | 字 | | 开始减小写电流的柱面(仅 PC XT 使用，其他为 0) |
| 0x05 | 字 | wpcom | 开始写前预补偿柱面号（乘 4） |
| 0x07 | 字节 | | 最大 ECC 猝发长度（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x08 | 字节 | ctl | 控制字节（驱动器步进选择）<br>位 0 未用<br>位 1 保留(0) (关闭 IRQ)<br>位 2 允许复位<br>位 3 若磁头数大于 8 则置 1<br>位 4 未用(0)<br>位 5 若在柱面数+1 处有生产商的坏区图，则置 1<br>位 6 禁止 ECC 重试<br>位 7 禁止访问重试。 |
| 0x09 | 字节 | | 标准超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x0A | 字节 | | 格式化超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x0B | 字节 | | 检测驱动器超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |

| | | | |
|---|---|---|---|
| 0x0C | 字 | lzone | 磁头着陆(停止)柱面号 |
| 0x0E | 字节 | sect | 每磁道扇区数 |
| 0x0F | 字节 | | 保留。 |

### 6.3.2.4 A20 地址线问题

1981 年 8 月，IBM 公司最初推出的个人计算机 IBM PC 使用的 CPU 是 Intel 8088。在该微机中地址线只有 20 根(A0 – A19)。在当时内存 RAM 只有几百 KB 或不到 1MB 时，20 根地址线已足够用来寻址这些内存。其所能寻址的最高地址是 0xffff:0xffff，也即 0x10ffef。对于超出 0x100000(1MB)的寻址地址将默认地环绕到 0x0ffef。当 IBM 公司于 1985 年引入 AT 机时，使用的是 Intel 80286 CPU，具有 24 根地址线，最高可寻址 16MB，并且有一个与 8088 完全兼容的实模式运行方式。然而，在寻址值超过 1MB 时它却不能象 8088 那样实现地址寻址的环绕。但是当时已经有一些程序是利用这种地址环绕机制进行工作的。为了实现完全的兼容性，IBM 公司发明了使用一个开关来开启或禁止 0x100000 地址比特位。由于在当时的 8042 键盘控制器上恰好有空闲的端口引脚（输出端口 P2，引脚 P21），于是便使用了该引脚来作为与门控制这个地址比特位。该信号即被称为 A20。如果它为零，则比特 20 及以上地址都被清除。从而实现了兼容性。参见 kernel/chr_drv/keyboard.S 程序后有关键盘接口的说明。

由于在机器启动时，默认条件下，A20 地址线是禁止的，所以操作系统必须使用适当的方法来开启它。但是由于各种兼容机所使用的芯片集不同，要做到这一点却是非常的麻烦。因此通常要在几种控制方法中选择。

对 A20 信号线进行控制的常用方法是通过设置键盘控制器的端口值。这里的 setup.s 程序（138-144 行）即使用了这种典型的控制方式。对于其他一些兼容微机还可以使用其他方式来做到对 A20 线的控制。

有些操作系统将 A20 的开启和禁止作为实模式与保护运行模式之间进行转换的标准过程中的一部分。由于键盘的控制器速度很慢，因此就不能使用键盘控制器对 A20 线来进行操作。为此引进了一个 A20 快速门选项(Fast Gate A20)，它使用 I/O 端口 0x92 来处理 A20 信号线，避免了使用慢速的键盘控制器操作方式。对于不含键盘控制器的系统就只能使用 0x92 端口来控制，但是该端口也有可能被其他兼容微机上的设备（如显示芯片）所使用，从而造成系统错误的操作。

还有一种方式是通过读 0xee 端口来开启 A20 信号线，写该端口则会禁止 A20 信号线。

### 6.3.2.5 8259A 中断控制器的编程方法

在第 2 章中我们已经概要介绍了中断机制的基本原理和 PC/AT 兼容微机中使用的硬件中断子系统。这里我们首先介绍 8259A 芯片的工作原理，然后详细说明 8259A 芯片的编程方法以及 Linux 内核对其设置的工作方式。

1. 8259A 芯片工作原理

前面已经说过，在 PC/AT 系列兼容机中使用了级联的两片 8259A 可编程控制器（PIC）芯片，共可管理 15 级中断向量，参见图 2-20 所示。其中从芯片的 INT 引脚连接到主芯片的 IR2 引脚上。主 8259A 芯片的端口基地址是 0x20，从芯片是 0xA0。一个 8259A 芯片的逻辑框图见图 6-7 所示。

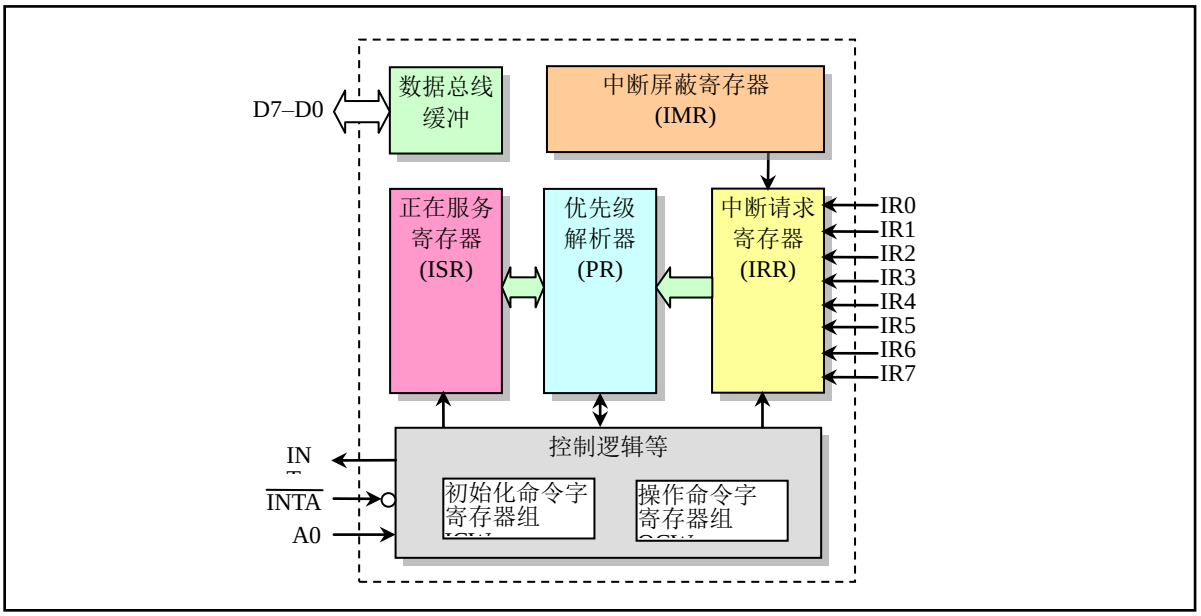



图 6-7 可编程中断控制器 8259A 芯片框图

图中，中断请求寄存器 IRR（Interrupt Request Register）用来保存中断请求输入引脚上所有请求服务中断级，寄存器的 8 个比特位（D7—D0）分别对应引脚 IR7—IR0。中断屏蔽寄存器 IMR（Interrup Mask Register）用于保存被屏蔽的中断请求线对应的比特位，寄存器的 8 位也是对应 8 个中断级。哪个比特位被置 1 就屏蔽哪一级中断请求。即 IMR 对 IRR 进行处理，其每个比特位对应 IRR 的每个请求比特位。对高优先级输入线的屏蔽并不会影响低优先级中断请求线的输入。优先级解析器 PR（Priority Resolver）用于确定 IRR 中所设置比特位的优先级，选通最高优先级的中断请求到正在服务寄存器 ISR（In-Service Register）中。ISR 中保存着正在接受服务的中断请求。控制逻辑方框中的寄存器组用于接受 CPU 产生的两类命令。在 8259A 可以正常操作之前，必须首先设置初始化命令字 ICW（Initialization Command Words）寄存器组的内容。而在其工作过程中，则可以使用写入操作命令字 OCW（Operation Command Words）寄存器组来随时设置和管理 8259A 的工作方式。A0 线用于选择操作的寄存器。在 PC/AT 微机系统中，当 A0 线为 0 时芯片的端口地址是 0x20 和 0xA0（从芯片），当 A0=1 时端口就是 0x21 和 0xA1。

来自各个设备的中断请求线分别连接到 8259A 的 IR0—IR7 中断请求引脚上。当这些引脚上有一个或多个中断请求信号到来时，中断请求寄存器 IRR 中相应的比特位被置位锁存。此时若中断屏蔽寄存器 IMR 中对应位被置位，则相应的中断请求就不会送到优先级解析器中。对于未屏蔽的中断请求被送到优先级解析器之后，优先级最高的中断请求会被选出。此时 8259A 就会向 CPU 一个 INT 信号，而 CPU 则会在执行完当前的一条指令之后向 8259A 发送一个 INTA 来响应中断信号。8259A 在收到这个响应信号之后就会把所选出的最高优先级中断请求保存到正在服务寄存器 ISR 中，即 ISR 中对应中断请求级的比特位被置位。与此同时，中断请求寄存器 IRR 中的对应比特位被复位，表示该中断请求开始正被处理中。

此后，CPU 会向 8259A 发出第 2 个 INTA 脉冲信号，该信号用于通知 8259A 送出中断号。因此在该脉冲信号期间 8259A 就会把一个代表中断号的 8 位数据发送到数据总线上供 CPU 读取。

到此为止，CPU 中断周期结束。如果 8259A 使用的是自动结束中断 AEOI（Automatic End of Interrupt）方式，那么在第 2 个 INTA 脉冲信号的结尾处正在服务寄存器 ISR 中的当前服务中断比特位就会被复位。否则的话，若 8259A 处于非自动结束方式，那么在中断服务程序结束时程序就需要向 8259A 发送一个结束中断（EOI）命令以复位 ISR 中的比特位。如果中断请求来自接联的第 2 个 8259A 芯片，那么就需要向两个芯片都发送 EOI 命令。此后 8259A 就会去判断下一个最高优先级的中断，并重复上述处理过程。下面我们先给出初始化命令字和操作命令字的编程方法，然后再对其中用到的一些操作方式作进一步说明。

2. 初始化命令字编程

可编程控制器 8259A 主要有 4 种工作方式：①全嵌套方式；②循环优先级方式；③特殊屏蔽方式和④程序查询方式。通过对 8259A 进行编程，我们可以选定 8259A 的当前工作方式。编程时分两个阶段。一是在 8259A 工作之前对每个 8259A 芯片 4 个初始化命令字（ICW1—ICW4）寄存器的写入编程；二是在工作过程中随时对 8259A 的 3 个操作命令字（OCW1—OCW3）进行编程。在初始化之后，操作命令字的内容可以在任何时候写入 8259A。下面我们先说明对 8259A 初始化命令字的编程操作。初始化命令字的编程操作流程见图 6-8 所示。由图可以看出，对 ICW1 和 ICW2 的设置是必需的。而只有当系统中包括多片 8259A 芯片并且是接连的情况下才需要对 ICW3 进行设置。这需要在 ICW1 的设置中明确指出。另外，是否需要对 ICW4 进行设置也需要在 ICW1 中指明。

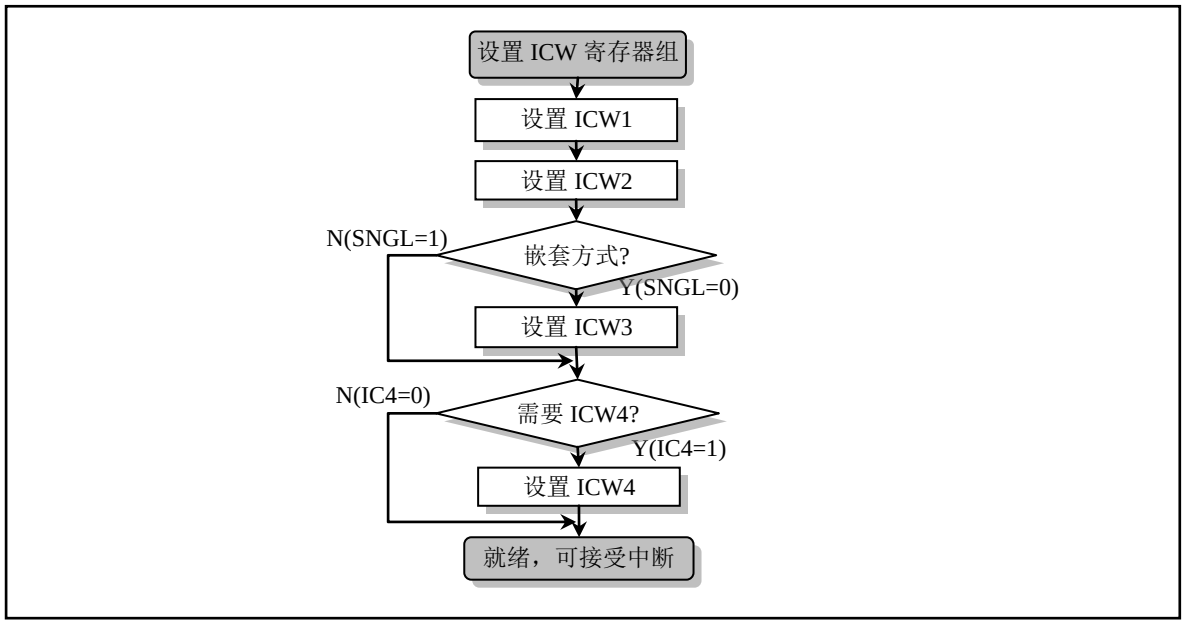



图 6-8 8259A 初始化命令字设置顺序

(1) ICW1 当发送的字节第 5 比特位（D4）=1 并且地址线 A0=0 时，表示是对 ICW1 编程。此时对于 PC/AT 微机系统的多片级联情况下，8259A 主芯片的端口地址是 0x20，从芯片的端口地址是 0xA0。ICW1 的格式如表 6–5 所示：

表 6－5 中断初始化命令字 ICW1 格式

| 位 | 名称 | 含义 |
|---|---|---|
| D7 | A7 | A7—A5 表示在 MCS80/85 中用于中断服务过程的页面起始地址。<br>与 ICW2 中的 A15—A8 共同组成。这几位对 8086/88 处理器无用。 |
| D6 | A6 | |
| D5 | A5 | |
| D4 | 1 | 恒为 1 |
| D3 | LTIM | 1 - 电平触发中断方式；0 – 边沿触发方式。 |
| D2 | ADI | MCS80/85 系统用于 CALL 指令地址间隔。对 8086/88 处理器无用。 |
| D1 | SNGL | 1 – 单片 8259A； 0 – 多片。 |
| D0 | IC4 | 1 – 需要 ICW4； 0 – 不需要。 |

在 Linux 0.12 内核中，ICW1 被设置为 0x11。表示中断请求是边沿触发、多片 8259A 级联并且最后

需要发送 ICW4。

(2) ICW2 用于设置芯片送出的中断号的高 5 位。中断号在设置了 ICW1 之后，当 A0=1 时表示对 ICW2 进行设置。此时对于 PC/AT 微机系统的多片级联情况下，8259A 主芯片的端口地址是 0x21，从芯片的端口地址是 0xA1。ICW2 格式见表 6–6 所示。

表 6－6 中断初始化命令字 ICW2 格式

| A0 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 1 | A15/T7 | A14/T6 | A13/T5 | A12/T4 | A11/T3 | A10 | A9 | A8 |

在 MCS80/85 系统中，位 D7—D0 表示的 A15—A8 与 ICW1 设置的 A7-A5 组成中断服务程序页面地址。在使用 8086/88 处理器的系统或兼容系统中 T7—T3 是中断号的高 5 位，与 8259A 芯片自动设置的低 3 位组成一个 8 位的中断号。8259A 在收到第 2 个中断响应脉冲 INTA 时会送到数据总线上，以供 CPU 读取。

Linux 0.12 系统把主片的 ICW2 设置为 0x20，表示主片中断请求 0 级—7 级对应的中断号范围是 0x20—0x27。而从片的 ICW2 被设置成 0x28，表示从片中断请求 8 级—15 级对应的中断号范围是 0x28—0x2f。

(3) ICW3 用于具有多个 8259A 芯片级联时，加载 8 位的从寄存器（Slave Register）。端口地址同上。ICW3 格式见表 6–7 所示。

表 6－7 中断初始化命令字 ICW3 格式

| | A0 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 主片： | 1 | S7 | S6 | S5 | S4 | S3 | S2 | S1 | S0 |
| 从片： | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | ID2 | ID1 | ID0 |

主片 S7—S0 各比特位对应级联的从片。哪位为 1 则表示主片的该中断请求引脚 IR 上信号来自从片，否则对应的 IR 引脚没有连从片。

从片的 ID2—ID0 三个比特位对应各从片的标识号，即连接到主片的中断级。当某个从片接收到级联线（CAS2—CAS0）输入的值与自己的 ID2—ID0 相等时，则表示此从片被选中。此时该从片应该向数据总线发送从片当前选中中断请求的中断号。

Linux 0.12 内核把 8259A 主片的 ICW3 设置为 0x04，即 S2=1，其余各位为 0。表示主芯片的 IR2 引脚连接一个从芯片。从芯片的 ICW3 被设置为 0x02，即其标识号为 2。表示从片连接到主片的 IR2 引脚。因此，中断优先级的排列次序为 0 级最高，接下来是从片上的 8—15 级，最后是 3—7 级。

(4) ICW4 当 ICW1 的位 0（IC4）置位时，表示需要 ICW4。地址线 A0=1。端口地址同上说明。ICW4 格式见表 6–8 所示。

表 6－8 中断初始化命令字 ICW4 格式

| 位 | 名称 | 含义 |
|---|---|---|
| D7 | 0 | 恒为 0 |

| | | |
|---|---|---|
| D6 | 0 | 恒为 0 |
| D5 | 0 | 恒为 0 |
| D4 | SFNM | 1 – 选择特殊全嵌套方式； 0 – 普通全嵌套方式。 |
| D3 | BUF | 1 – 缓冲方式； 0 – 非缓冲方式。 |
| D2 | M/S | 1 – 缓冲方式下主片； 0 – 缓冲方式下从片。 |
| D1 | AEOI | 1 – 自动结束中断方式； 0 – 非自动结束方式。 |
| D0 | μPM | 1 – 8086/88 处理器系统； 0 – MCS80/85 系统。 |

Linux 0.12 内核送往 8259A 主芯片和从芯片的 ICW4 命令字的值均为 0x01。表示 8259A 芯片被设置成普通全嵌套、非缓冲、非自动结束中断方式，并且用于 8086 及其兼容系统。

3. 操作命令字编程

在对 8259A 设置了初始化命令字寄存器后，芯片就已准备好接收设备的中断请求信号了。但在 8259A 工作期间，我们也可以利用操作命令字 OCW1—OCW3 来监测 8259A 的工作状况，或者随时改变初始化时设定的 8259A 的工作方式。

(1) OCW1 用于对 8259A 中中断屏蔽寄存器 IMR 进行读/写操作。地址线 A0 需为 1。端口地址说明同上。OCW1 格式见表 6–9 所示。

**表 6－9 中断操作命令字 OCW1 格式**

| A0 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 1 | M7 | M6 | M5 | M4 | M3 | M2 | M1 | M0 |

位 D7—D0 对应 8 个中断请求 7 级—0 级的屏蔽位 M7—M0。若 M=1，则屏蔽对应中断请求级；若 M=0，则允许对应的中断请求级。另外，屏蔽高优先级并不会影响其他低优先级的中断请求。

在 Linux 0.12 内核初始化过程中，代码在设置好相关的设备驱动程序后就会利用该操作命令字来修改相关中断请求屏蔽位。例如在软盘驱动程序初始化结束时，为了允许软驱设备发出中断请求，就会读端口 0x21 以取得 8259A 芯片的当前屏蔽字节，然后与上~0x40 来复位对应软盘控制器连接的中断请求 6 的屏蔽位，最后再写回中断屏蔽寄存器中。参见 kernel/blk_drv/floppy.c 程序第 461 行。

(2) OCW2 用于发送 EOI 命令或设置中断优先级的自动循环方式。当比特位 D4D3 = 00，地址线 A0=0 时表示对 OCW2 进行编程设置。操作命令字 OCW2 的格式见表 6–10 所示。

**表 6－10 中断操作命令字 OCW2 格式**

| 位 | 名称 | 含义 |
|---|---|---|
| D7 | R | 优先级循环状态。 |
| D6 | SL | 优先级设定标志。 |
| D5 | EOI | 非自动结束标志。 |
| D4 | 0 | 恒为 0。 |
| D3 | 0 | 恒为 0。 |
| D2 | L2 | L2—L0 3 位组成级别号，分别对应中断请求级别 IRQ0--IRQ7（或 IRQ8—IRQ15）。 |
| D1 | L1 | |
| D0 | L0 | |

其中位 D7—D5 的组合的作用和含义见表 6–11 所示。其中带有*号者可通过设置 L2--L0 来指定优先级使

ISR 复位，或者选择特殊循环优先级成为当前最低优先级。

表 6－11 操作命令字 OCW2 的位 D7--D5 组合含义

| R(D7) | SL(D6) | EOI(D5) | 含义 | 类型 |
|---|---|---|---|---|
| 0 | 0 | 1 | 非特殊结束中断 EOI 命令（全嵌套方式）。 | 结束中断 |
| 0 | 1 | 1 | *特殊结束中断 EOI 命令（非全嵌套方式）。 | |
| 1 | 0 | 1 | 非特殊结束中断 EOI 命令时循环。 | |
| 1 | 0 | 0 | 自动结束中断 AEOI 方式时循环（设置）。 | 优先级自动循环 |
| 0 | 0 | 0 | 自动结束中断 AEOI 方式时循环（清除）。 | |
| 1 | 1 | 1 | *特殊结束中断 EOI 命令时循环。 | 特殊循环 |
| 1 | 1 | 0 | *设置优先级命令。 | |
| 0 | 1 | 0 | 无操作。 | |

Linux 0.12 内核仅使用该操作命令字在中断处理过程结束之前向 8259A 发送结束中断 EOI 命令。所使用的 OCW2 值为 0x20，表示全嵌套方式下的非特殊结束中断 EOI 命令。

(3) OCW3 用于设置特殊屏蔽方式和读取寄存器状态（IRR 和 ISR）。当 D4D3=01、地址线 A0=0 时，表示对 OCW3 进行编程（读/写）。但在 Linux 0.12 内核中并没有用到该操作命令字。OCW3 的格式见表 6–12 所示。

表 6－12 中断操作命令字 OCW3 格式

| 位 | 名称 | 含义 |
|---|---|---|
| D7 | 0 | 恒为 0。 |
| D6 | ESMM | 对特殊屏蔽方式操作。 |
| D5 | SMM | D6—D5 为 11 – 设置特殊屏蔽； 10 – 复位特殊屏蔽。 |
| D4 | 0 | 恒为 0。 |
| D3 | 1 | 恒为 1。 |
| D2 | P | 1 – 查询（POLL）命令； 0 – 无查询命令。 |
| D1 | RR | 在下一个 RD 脉冲时读寄存器状态。 |
| D0 | RIS | D1—D0 为 11 – 读正在服务寄存器 ISR； 10 – 读中断请求寄存器 IRR。 |

4. 8259A 操作方式说明

在说明 8259A 初始化命令字和操作命令字的编程过程中，提及了 8259A 的一些工作方式。下面对几种常见的方式给出详细说明，以便能更好地理解 8259A 芯片的运行方式。

(1) 全嵌套方式

在初始化之后，除非使用了操作命令字改变过 8259A 的工作方式，否则它会自动进入这种全嵌套工作方式。在这种工作方式下，中断请求优先级的秩序是从 0 级到 7 级（0 级优先级最高）。当 CPU 响应一个中断，那么最高优先级中断请求就被确定，并且该中断请求的中断号会被放到数据总线上。另外，正在服务寄存器 ISR 的相应比特位会被置位，并且该比特位的置位状态将一直保持到从中断服务过程返回之前发送结束中断 EOI 命令为止。如果在 ICW4 命令字中设置了自动中断结束 AEOI 比特位，那么 ISR 中的比特位将会在 CPU 发出第 2 个中断响应脉冲 INTA 的结束边沿被复位。在 ISR 有置位比特位期间，所有相同优先级和低优先级的中断请求将被暂时禁止，但允许更高优先级中断请求得到响应和处理。再者，中断屏蔽寄存器 IMR 的相应比特位可以分别屏蔽 8 级中断请求，但屏蔽任意一个中断请求并不会影响其他中断请求的操作。最后，在初始化命令字编程之后，8259A 引脚 IR0 具有最高优先级，而 IR7 的

优先级最低。Linux 0.12 内核代码即把系统的 8259A 芯片设置工作在这个方式下。

(2) 中断结束（EOI）方法

如上所述，正在服务寄存器 ISR 中被处理中断请求对应的比特位可使用两种方式来复位。其一是当 ICW4 中的自动中断结束 AEOI 比特位置位时，通过在 CPU 发出的第 2 个中断响应脉冲 INTA 的结束边沿被复位。这种方法称为自动中断结束（AEOI）方法。其二是在从中断服务过程返回之前发送结束中断 EOI 命令来复位。这种方法称为程序中断结束（EOI）方法。在接联系统中，从片中断服务程序需要发送两个 EOI 命令，一个用于从片，另一个用于主片。

程序发出 EOI 命令的方法有两种格式。一种称为特殊 EOI 命令，另一种称为非特殊 EOI 命令。特殊的 EOI 命令用于非全嵌套方式下，可用于指定 EOI 命令具体复位的中断级比特位。即在向芯片发送特殊 EOI 命令时需要指定被复位的 ISR 中的优先级。特殊 EOI 命令使用操作命令字 OCW2 发送，高 3 比特位是 011，最低 3 位用来指定优先级。在目前的 Linux 系统中就使用了这种特殊 EOI 命令。用于全嵌套方式的非特殊 EOI 命令会自动地把当前正在服务寄存器 ISR 中最高优先级比特位复位。因为在全嵌套方式下 ISR 中最高优先级比特位肯定是最后响应和服务的优先级。它也使用 OCW2 来发出，但最高 3 比特位需要为 001。本书讨论的 Linux 0.12 系统中则使用了这种非特殊 EOI 命令。

(3) 特殊全嵌套方式

在 ICW4 中设置的特殊全嵌套方式（D4=1）主要用于接连的大系统中，并且每个从片中的优先级需要保存。这种方式与上述普通全嵌套方式相似，但有以下两点例外：

a. 当从某个从片发出的中断请求正被服务时，该从片并不会被主片的优先级排除。因此该从片发出的其他更高优先级中断请求将被主片识别，主片会立刻向 CPU 发出中断。而在上述普通全嵌套方式中，当一个从片中断请求正在被服务时，该从片会被主片屏蔽掉。因此从该从片发出的更高优先级中断请求就不能被处理。

b. 当退出中断服务程序时，程序必须检查当前中断服务是否是从片发出的唯一一个中断请求。检查的方法是先向从片发出一个非特殊中断结束 EOI 命令，然后读取其正在服务寄存器 ISR 的值。检查此时该值是否为 0。如果是 0，则表示可以再向主片发送一个非特殊 EOI 命令。若不为 0，则无需向主片发送 EOI 命令。

(4) 多片级联方式

8259A 可以被很容易地连接成一个主片和若干个从片组成的系统。若使用 8 个从片那么最多可控制 64 个中断优先级。主片通过 3 根级联线来控制从片。这 3 根级联线相当于从片的选片信号。在级联方式中，从片的中断输出端被连接到主片的中断请求输入引脚上。当从片的一个中断请求线被处理并被响应时，主片会选择该从片把相应的中断号放到数据总线上。

在级联统中，每个 8259A 芯片必须独立地进行初始化，并且可以工作在不同方式下。另外，要分别对主片和从片的初始化命令字 ICW3 进行编程。在操作过程中也需要发送 2 个中断结束 EOI 命令。一个用于主片，另一个用于从片。

(5) 自动循环优先级方式

当我们在管理优先级相同的设备时，就可以使用 OCW2 把 8259A 芯片设置成自动循环优先级方式。即在一个设备接受服务后，其优先级自动变成最低的。优先级依次循环变化。最不利的情况是当一个中断请求来到时需要等待它之前的 7 个设备都接受了服务之后才能得到服务。

(6) 中断屏蔽方式

中断屏蔽寄存器 IMR 可以控制对每个中断请求的屏蔽。8259A 可设置两种屏蔽方式。对于一般普通屏蔽方式，使用 OCW1 来设置 IMR。IMR 的各比特位（D7--D0）分别作用于各个中断请求引脚 IR7 -- IR0。屏蔽一个中断请求并不会影响其他优先级的中断请求。对于一个中断请求在响应并被服务期间（没有发送 EOI 命令之前），这种普通屏蔽方式会使得 8259A 屏蔽所有低优先级的中断请求。但有些应用场合可能需要中断服务过程能动态地改变系统的优先级。为了解决这个问题，8259A 中引进了特殊屏蔽方式。我们需要使用 OCW3 首先设置这种方式（D6、D5 比特位）。在这种特殊屏蔽方式下，OCW1 设置的屏

蔽信息会使所有未被屏蔽的优先级中断均可以在某个中断过程中被响应。

(7) 读寄存器状态

8259A 中有 3 个寄存器（IMR、IRR 和 ISR）可让 CPU 读取其状态。IMR 中的当前屏蔽信息可以通过直接读取 OCW1 来得到。在读 IRR 或 ISR 之前则需要首先使用 OCW3 输出读取 IRR 或 ISR 的命令，然后才可以进行读操作。

# 6.4 head.s 程序

本节在详细注释程序之前，首先介绍了 head.s 程序（程序 6-3）中用到的终端描述符表和页目录表结构，然后给出了程序代码运行完跳转之前内核代码各部分在内存空间中的驻留信息。之后说明了 Linux 内核设置和使用的 GDT 及 LDT 信息。

## 6.4.1 功能描述

head.s 程序在被编译生成目标文件后会与内核其他程序一起被链接成 system 模块，位于 system 模块的最前面开始部分，这也就是为什么称其为头部(head)程序的原因。system 模块将被放置在磁盘上 setup 模块之后开始的扇区中，即从磁盘上第 6 个扇区开始放置。一般情况下 Linux 0.12 内核的 system 模块大约有 120KB 左右，因此在磁盘上大约占 240 个扇区。

从这里开始，内核完全都是在保护模式下运行了。heads.s 汇编程序与前面的语法格式不同，它采用的是 AT&T 的汇编语言格式，并且需要使用 GNU 的 gas 和 gld[6]进行编译连接。因此请注意代码中赋值的方向是从左到右。

这段程序实际上处于内存绝对地址 0 处开始的地方。这个程序的功能比较单一。首先是加载各个数据段寄存器，重新设置中断描述符表 idt，共 256 项，并使各个表项均指向一个只报错误的哑中断子程序 ignore_int。中断描述符表中每个描述符项也占 8 字节，其格式见图 6-9 所示。

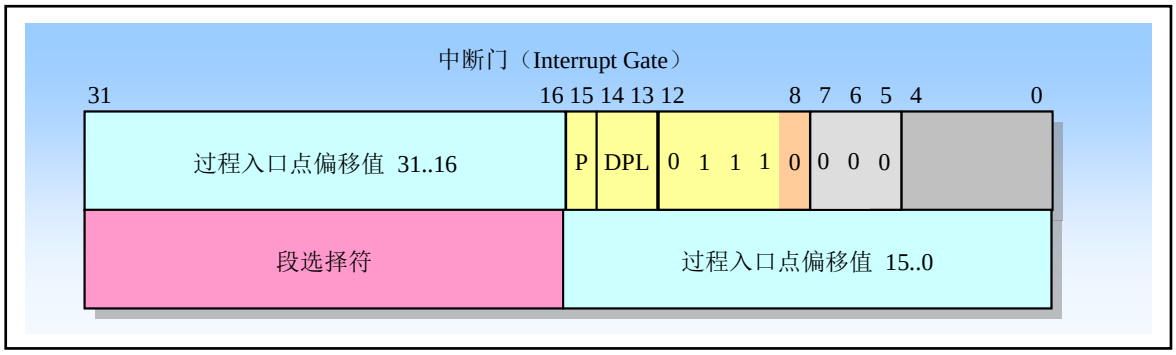



图 6-9 中断描述符表 IDT 中的中断门描述符格式

其中，P 是段存在标志；DPL 是描述符的优先级。在 head.s 程序中，中断门描述符中段选择符设置为 0x0008，表示该哑中断处理子程序在内核代码中。偏移值被设置为 ignore_int 中断处理子程序在 head.s 程序中的偏移值。由于 head.s 程序被移动到从内存地址 0 开始处，因此该偏移值也就是中断处理子程序在内核代码段中的偏移值。由于内核代码段一直存在于内存中，并且特权级为 0，即 P=1，DPL=00。因此中断门描述符的字节 5 和字节 4 的值应该是 0x8E00。

在设置好中断描述符表之后，本程序又重新设置了全局段描述符表 gdt。实际上新设置的 GDT 表与原来在 setup.s 程序中设置的 GDT 表描述符除了在段限长上有些区别以外（原为 8MB，现为 16MB），其

[6] 在当前的 Linux 操作系统中，gas 和 gld 已经分别更名为 as 和 ld。

他内容完全一样。当然我们也可以在 setup.s 程序中就把描述符的段限长直接设置成 16MB，然后直接把原 GDT 表移动到内存适当位置处。因此这里重新设置 GDT 的主要原因是为了把 gdt 表放在内存内核代码比较合理的地方。前面设置的 GDT 表处于内存 0x902XX 处。这个地方将在内核初始化后用作内存高速缓冲区的一部分。

接着使用物理地址 0 与 1MB 开始处的字节内容相比较的方法，检测 A20 地址线是否已真的开启。如果没有开启，则在访问高于 1MB 物理内存地址时 CPU 实际只会循环访问（IP MOD 1Mb）地址处的内容，也即与访问从 0 地址开始对应字节的内容都相同。如果检测下来发现没有开启，则进入死循环。然后程序测试 PC 机是否含有数学协处理器芯片（80287、80387 或其兼容芯片），并在控制寄存器 CR0 中设置相应的标志位。

接着设置管理内存的分页处理机制，将页目录表放在绝对物理地址 0 开始处（也是本程序所处的物理内存位置，因此这段程序将被覆盖掉），紧随后面放置共可寻址 16MB 内存的 4 个页表，并分别设置它们的表项。页目录表项和页表项格式见图 6-10 所示。其中 P 是页面存在于内存标志；R/W 是读写标志；U/S 是用户/超级用户标志；A 是页面已访问标志；D 是页面内容已修改标志；最左边 20 比特是表项对应页面在物理内存中页面地址的高 20 比特位。

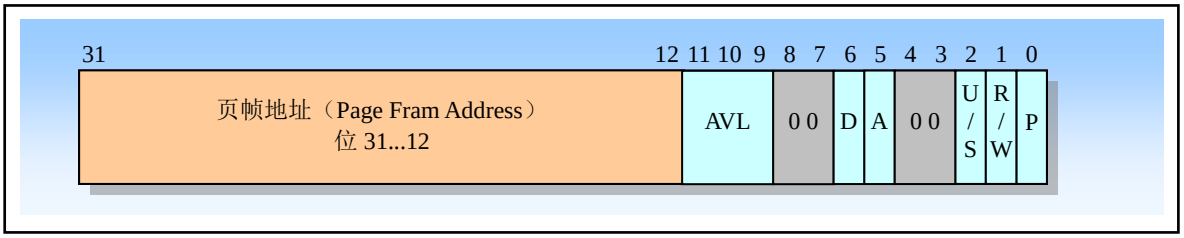



图 6-10 页目录表项和页表项结构

这里每个表项的属性标志都被设置成 0x07（P=1、U/S=1、R/W=1），表示该页存在、用户可读写。这样设置内核页表属性的原因是：CPU 的分段机制和分页管理都有保护方法。分页机制中页目录表和页表项中设置的保护标志（U/S、R/W）需要与段描述符中的特权级（PL）保护机制一起组合使用。但段描述符中的 PL 起主要作用。CPU 会首先检查段保护，然后再检查页保护。如果当前特权级 CPL < 3（例如 0），则说明 CPU 正在以超级用户（Supervisor）身份运行。 此时所有页面都能访问，并可随意进行内存读写操作。如果 CPL = 3，则说明 CPU 正在以用户（User）身份运行。此时只有属于 User 的页面（U/S=1）可以访问，并且只有标记为可读写的页面（W/R = 1）是可写的。而此时属于超级用户的页面（U/S=0）则既不可写、也不可以读。由于内核代码有些特别之处，即其中包含有任务 0 和任务 1 的代码和数据。因此这里把页面属性设置为 0x7 就可保证这两个任务代码不仅可以在用户态下执行，而且又不能随意访问内核资源。

最后，head.s 程序利用返回指令将预先放置在堆栈中的/init/main.c 程序的入口地址弹出，去运行 main()程序。

带注释的 head.s 完整列表见程序 6-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/boot/head.s。

## 6.4.2 其他信息

下面说明本程序运行完后当前内存中的映像分布情况，然后再次概要阐述 Intel 32 位 CPU 保护模式运行机制。最后简单说明用到的汇编伪指令“.align”的具体含义和用法。

### 6.4.2.1 程序执行结束后的内存映像

head.s 程序执行结束后，已经正式完成了内存页目录和页表的设置，并重新设置了内核实际使用的中断描述符表 idt 和全局描述符表 gdt。另外还为软盘驱动程序开辟了 1KB 字节的缓冲区。此时 system 模块在内存中的详细映像见图 6-11 所示。

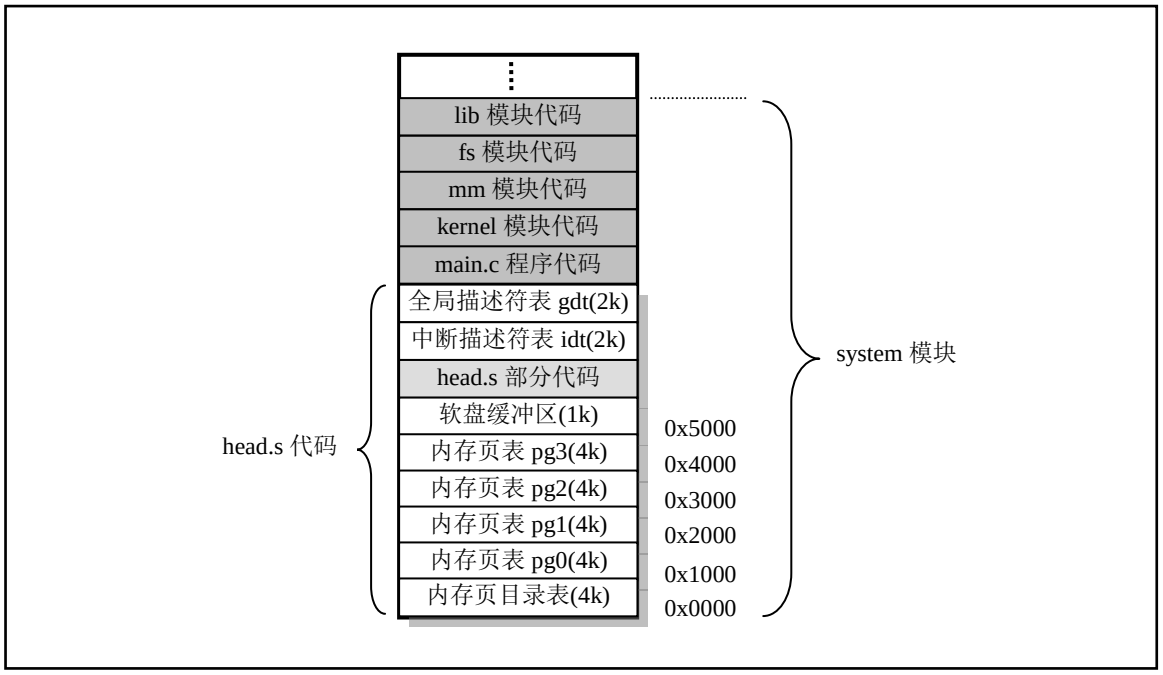



图 6-11 system 模块在内存中的映像示意图

### 6.4.2.2 Intel 32 位保护运行机制

理解这段程序的关键是真正了解 Intel 386 32 位保护模式的运行机制，也是继续阅读以下其余程序所必需的。为了与 8086 CPU 兼容，80x86 的保护模式被处理的较为复杂。当 CPU 运行在保护模式下时，它就将实模式下的段地址当作保护模式下段描述符的指针使用，此时段寄存器中存放的是一个描述符在描述符表中的偏移地址值。而当前描述符表的基地址则保存在描述符表寄存器中，如全局描述符表寄存器 gdtr、中断门描述符表寄存器 idtr，加载这些表寄存器须使用专用指令 lgdt 或 lidt。

CPU 在实模式运行方式时，段寄存器用来放置一个内存段地址（例如 0x9000），而此时在该段内可以寻址 64KB 的内存。但当进入保护模式运行方式时，此时段寄存器中放置的并不是内存中的某个地址值，而是指定描述符表中某个描述符项相对于该描述符表基址的一个偏移量。在这个 8 字节的描述符中含有该段线性地址的‘段’基址和段的长度，以及其他一些描述该段特征的比特位。因此此时所寻址的内存位置是这个段基址加上当前执行代码指针 eip 的值。当然，此时所寻址的实际物理内存地址，还需要经过内存页面处理管理机制进行变换后才能得到。简而言之，32 位保护模式下的内存寻址需要拐个弯，经过描述符表中的描述符和内存页管理来确定。

针对不同的使用方面，描述符表分为三种：全局描述符表（GDT）、中断描述符表（IDT）和局部描述符表（LDT）。当 CPU 运行在保护模式下，某一时刻 GDT 和 IDT 分别只能有一个，分别由寄存器 GDTR 和 IDTR 指定它们的表基址。局部表可以有 0 个或最多 8191 个，这由 GDT 表中未用项数和所设计的具体系统确定。在某一个时刻，当前 LDT 表的基址由 LDTR 寄存器的内容指定，并且 LDTR 的内容使用 GDT 中某个描述符来加载，即 LDT 也是由 GDT 中的描述符来指定。但是在某一时刻同样也只有其中的一个被认为是活动的。一般对于每个任务（进程）使用一个 LDT。在运行时，程序可以使用 GDT 中的描述符以及当前任务的 LDT 中的描述符。对于 Linux 0.12 内核来说同时可以有 64 个任务在执行，因此 GDT 表中最多有 64 个 LDT 表的描述符项存在。

中断描述符表 IDT 的结构与 GDT 类似，在 Linux 内核中它正好位于 GDT 表的前面。共含有 256 项 8 字节的描述符。但每个描述符项的格式与 GDT 的不同，其中存放着相应中断过程的偏移值（0-1，6-7 字节）、所处段的选择符值（2-3 字节）和一些标志（4-5 字节）。

图 6-12 是 Linux 内核中所使用的描述符表在内存中的示意图。图中，每个任务在 GDT 中占有两个

描述符项。GDT 表中的 LDT0 描述符项是第一个任务（进程）的局部描述符表的描述符，TSS0 是第一个任务的任务状态段（TSS）的描述符。每个 LDT 中含有三个描述符，其中第一个不用，第二个是任务代码段的描述符，第三个是任务数据段和堆栈段的描述符。当 DS 段寄存器中是第一个任务的数据段选择符时，DS:ESI 即指向该任务数据段中的某个数据。

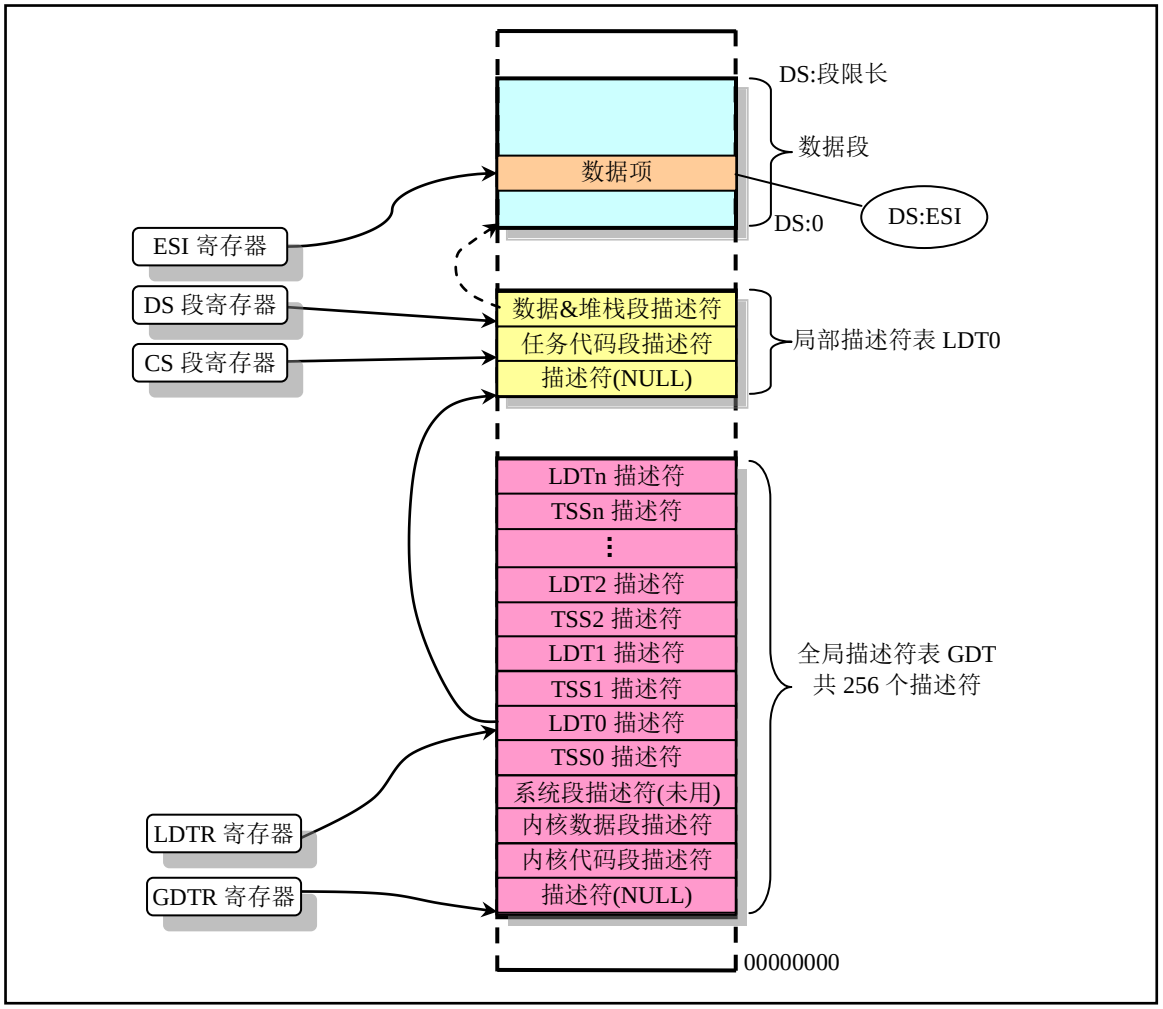



图 6-12 Linux 内核使用描述符表的示意图。

### 6.4.2.3 前导符（伪指令）align

在第 3 章介绍汇编器时我们已经对 align 伪指令进行了说明。这里我们再总结一下。使用伪指令.align 的作用是在编译时指示编译器填充位置计数器（类似指令计数器）到一个指定的内存边界处。目的是为了提高 CPU 访问内存中代码或数据的速度和效率。其完整格式为：

.align val1, val2, val3

其中第 1 个参数值 val1 是所需要的对齐值；第 2 个是填充字节指定的值。填充值可以省略。若省略则编译器使用 0 值填充。第 3 个可选参数值 val3 用来指明最大用于填充或跳过的直接数。如果进行边界对齐会超过 val3 指定的最大字节数，那么就根本不进行对齐操作。如果需要省略第 2 个参数 val2 但还是需要使用第 3 个参数 val3，那么只需要放置两个逗号即可。

对于现在使用 ELF 目标格式的 Intel 80X86 CPU，第 1 个参数 val1 是需要对齐的字节数。例如，'.align 8'表示调整位置计数器直到它指在 8 的倍数边界上。如果已经在 8 的倍数边界上，那么编译器就不用改

变了。但对于我们这里使用 a.out 目标格式的系统来说，第 1 个参数 val1 是指定低位 0 比特的个数，即 2 的次方数（2^Val1）。例如前面程序 head.s 中的'.align 3'就表示位置计数器需要位于 8 的倍数边界上。同样，如果已经在 8 的倍数边界上，那么该伪指令什么也不做。GNU as（gas）对这两个目标格式的不同处理方法是由于 gas 为了模仿各种体系结构系统上自带的汇编器的行为而形成的。

## 6.5 本章小结

引导加载程序 bootsect.S 将 setup.s 代码和 system 模块加载到内存中，并且分别把自己和 setup.s 代码移动到物理内存 0x90000 和 0x90200 处后，就把执行权交给了 setup 程序。其中 system 模块的首部包含有 head.s 代码。

setup 程序的主要作用是利用 ROM BIOS 的中断程序获取机器的一些基本参数，并保存在 0x90000 开始的内存块中，供后面程序使用。同时把 system 模块往下移动到物理地址 0x00000 开始处，这样，system 中的 head.s 代码就处在 0x00000 开始处了。然后加载描述符表基地址到描述符表寄存器中，为进行 32 位保护模式下的运行作好准备。接下来对中断控制硬件进行重新设置，最后通过设置机器控制寄存器 CR0 并跳转到 system 模块的 head.s 代码开始处，使 CPU 进入 32 位保护模式下运行。

Head.s 代码的主要作用是初步初始化中断描述符表中的 256 项门描述符，检查 A20 地址线是否已经打开，测试系统是否含有数学协处理器。然后初始化内存页目录表，为内存的分页管理作好准备工作。最后跳转到 system 模块中的初始化程序 init/main.c 中继续执行。

下一章的主要内容就是详细描述 init/main.c 程序的功能和作用。

# 第7章 初始化程序(init)

在内核源代码的 linux/init/目录中仅有一个 main.c 文件。系统在执行完 boot/目录中的 head.s 初始化程序后就会将执行权交给这个程序。该程序虽然不长，但却包括了内核初始化和进入正常运行状态的所有工作，会调用内核中所有功能代码的初始化部分。因此在阅读该程序时需要参照很多程序中的初始化代码。若能完全理解这里调用的所有程序，那么看完这章内容后就应该对 Linux 内核的完整运行有大致的了解。

从这一章开始，我们将接触大量 C 语言程序，因此读者应具备一定的 C 语言知识。比较经典的 C 语言参考书是 Brian W. Kernighan 和 Dennis M. Ritchie 先生编著的《C 程序设计语言》。对该书第五章关于指针和数组的认识程度是理解 C 语言的关键。另外身边需备好 GNU gcc 手册作为参考，因为在内核代码中很多地方使用了 gcc 的扩展特性，如内联（inline）函数、内联（内嵌）汇编语句等。

在注释 C 语言程序时，为了与程序中原有的注释相区别，我们使用'//'作为注释语句的开始。有关原有注释的翻译则采用与其一样的注释标志。对于程序中包含的头文件（*.h），仅作概要含义的解释，具体详细注释内容将在注释相应头文件的章节中给出。

## 7.1 main.c 程序

main.c 程序（程序 7-1）是完成内核主要初始化调用和进入正常运行状态的入口点。在完成对内核各部分初始化调用过程后，它即开始运行用户交互接口 shell 程序，并进入无限循环执行状态。shell 程序的主要功能如同 windows 中的 cmd.exe 程序，它为用户提供命令行交互执行界面。

### 7.1.1 功能描述

Linux 系统需要配备根文件系统才能运行，因此 main.c 程序首先需要利用前面 setup.s 程序获取的系统参数设置系统的根文件设备号，同时设置一些内存全局变量。这些内存变量指明了主内存的开始地址、系统硬件拥有的内存容量和作为高速缓冲区内存的末端地址。如果还定义了虚拟盘（RAMDISK），则主内存将适当减少。整个内存的映像示意图见图 7-1 所示。

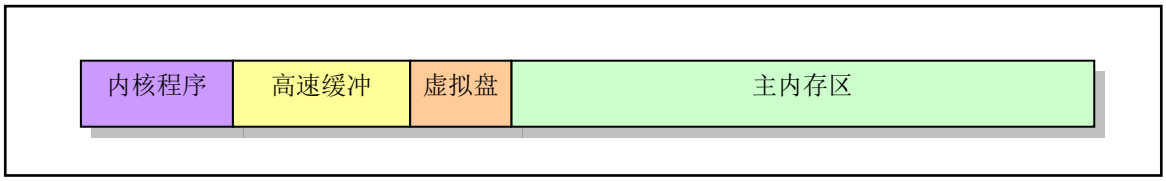



图 7-1 系统中内存功能划分示意图。

在图 7-1 中，高速缓冲部分还要扣除被显存和 ROM BIOS 占用的部分。高速缓冲区是用于磁盘等块设备临时存放数据的地方，以 1K（1024）字节为一个数据块单位。主内存区域的内存由内存管理模块 mm 通过分页机制进行管理分配，以 4K 字节为一个内存页单位。内核程序可以自由访问高速缓冲中的数据，但需要通过 mm 才能使用分配到的内存页面。

然后 main.c 中代码进行所有方面的硬件初始化工作,主要包括陷阱门、块设备、字符设备和 tty，还

包括“人工设置”第一个任务（task 0）。这里的“人工设置”操作是指把第一个任务需要的具体数据和状态信息，硬性编码进内核代码和数据中。待所有初始化工作完成后程序就会设置中断允许标志以开启中断，并切换到任务 0 中运行。在阅读这些初始化子程序时，最好跟着被调用的代码深入相应的程序看看，如果理解有些困难，可暂时先放一放，继续看此处的下一个初始化调用。在有些理解之后再继续研究没有看完的地方。

在整个内核完成初始化后，内核将执行权切换到了用户模式（任务 0），也即 CPU 从保护特权级 0 切换到了第 3 特权级。此时 main.c 的主程序就工作在任务 0 中。然后系统第一次调用进程创建函数 fork()，创建出一个用于运行 init()的子进程（通常被称为 init 进程），在该进程中会运行用户编写的初始化脚本程序（rc 文件，类同于 MS-DOS 下的 AUTOEXEC.BAT 批处理程序作用）。系统整个初始化过程见图 7-2 所示。

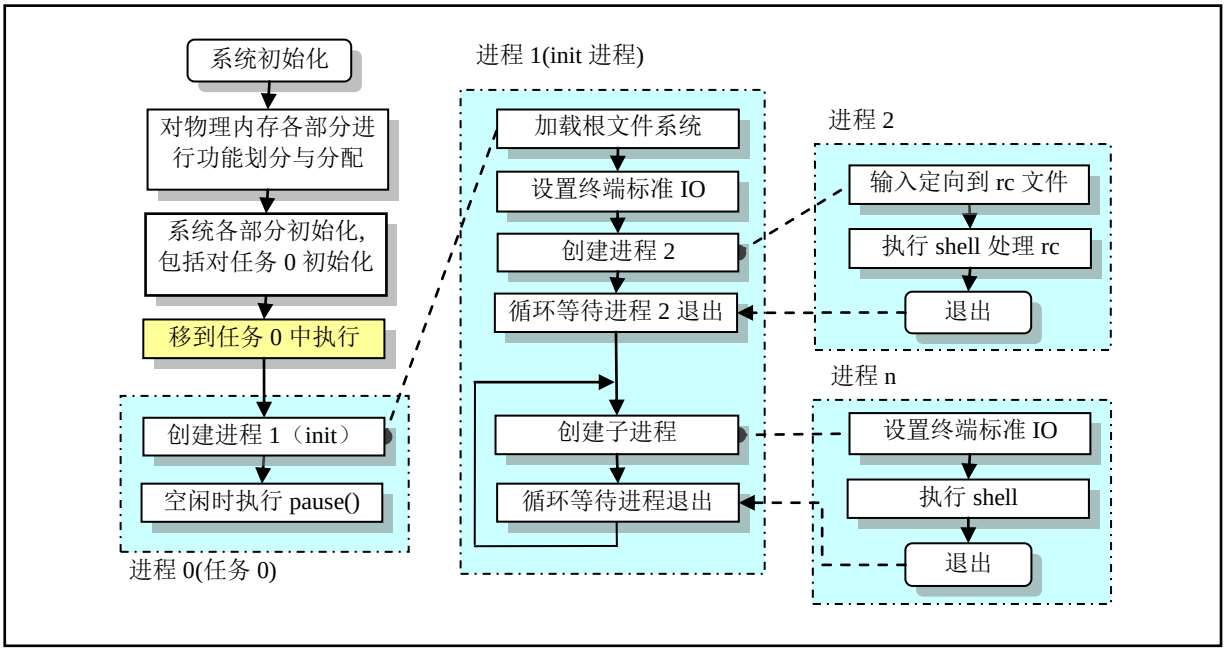



图 7-2 内核初始化程序流程示意图

main.c 程序首先确定如何分配使用系统物理内存，然后调用内核各部分的初始化函数分别对内存管理、中断处理、块设备和字符设备、进程管理以及硬盘和软盘硬件进行初始化处理。在完成了这些操作之后，系统各部分已经处于可运行状态。此后内核利用代码技巧把自己“手工”移动到任务 0（进程 0）中运行，并使用 fork()调用首次创建出进程 1（init 进程），并在其中调用 init()函数。在该函数中程序将继续进行应用环境的初始化并执行 shell 登录程序。而原进程 0 则会在系统空闲时被调度执行，因此进程 0 通常也被称为 idle 进程。此时进程 0 仅执行 pause()系统调用，并又会调用调度函数。

init()函数的功能可分为 4 个部分：①安装根文件系统；②显示系统信息；③运行系统初始资源配置文件 rc 中的命令；④执行用户登录 shell 程序。

代码首先调用系统调用 setup()，用来收集硬盘设备分区表信息并安装根文件系统。在安装根文件系统之前，系统会先判断是否需要先建立虚拟盘。若编译内核时设置了虚拟盘的大小，并在前面内核初始化过程中已经开辟了一块内存用作虚拟盘，则内核就会首先尝试把根文件系统加载到内存的虚拟盘区中。

然后 init()打开一个终端设备 tty0，并复制其文件描述符以产生标准输入 stdin、标准输出 stdout 和错误输出 stderr 设备。内核随后利用这些描述符在终端上显示一些系统信息，例如高速缓冲区中缓冲块总数、主内存区空闲内存总字节数等。

接着 init()又新建了一个进程(进程 2),并在其中为建立用户交互使用环境而执行一些初始配置操作,即在用户可以使用 shell 命令行环境之前，内核调用/bin/sh 程序运行了配置文件 etc/rc 中设置的命令。rc 文件的作用与 DOS 系统根目录上的 AUTOEXEC.BAT 文件类似。这段代码首先通过关闭文件描述符 0，并立刻打开文件/etc/rc，从而把标准输入 stdin 定向到 etc/rc 文件上。这样，所有的标准输入数据都将从该文件中读取。然后内核以非交互形式执行/bin/sh，从而实现执行/etc/rc 文件中的命令。当该文件中的命令执行完毕后，/bin/sh 就会立刻退出。因此进程 2 也就随之结束。

init()函数的最后一部份用于在新建进程中为用户建立一个新的会话，并运行用户登录 shell 程序/bin/sh。在系统执行进程 2 中的程序时，父进程（init 进程）一直等待着它的结束。随着进程 2 的退出，父进程就进入到一个无限循环中。在该循环中，父进程会再次生成一个新进程，然后在该进程中创建一个新的会话，并以登录 shell 方式再次执行程序/bin/sh，以创建用户交互 shell 环境。然后父进程继续等待该子进程。登录 shell 虽然与前面的非交互式 shell 是同一个程序/bin/sh，但是所使用的命令行参数(argv[])不同。登录 shell 的第 0 个命令行参数的第 1 个字符一定是一个减号'-'。这个特定的标志会在/bin/sh 执行时通知它这不是一次普通的运行，而是作为登录 shell 运行/bin/sh 的。从这时开始，用户就可以正常使用 Linux 命令行环境了，而父进程随之又进入等待状态。此后若用户在命令行上执行了 exit 或 logout 命令，那么在显示一条当前登录 shell 退出的信息后，系统就会在这个无限循环中再次重复以上创建登录 shell 进程的过程。

任务 1 中运行的 init()函数的后两部分实际上应该是独立的环境初始化程序 init 等的功能。参见程序列表后对这方面的说明。

由于创建新进程的过程是通过完全复制父进程代码段和数据段的方式实现，因此在首次使用 fork()创建新进程 init 时，为了确保新进程用户态栈中没有进程 0 的多余信息，要求进程 0 在创建首个新进程（进程 1）之前不要使用其用户态栈，即要求任务 0 不要调用函数。因此在 main.c 主程序移动到任务 0 执行后，任务 0 中的代码 fork()不能以函数形式进行调用。程序中实现的方法是采用如下所示的 gcc 函数内嵌（内联）形式来执行这个系统调用（参见程序第 23 行）：

> 通过声明一个内联（inline）函数，可以让 gcc 把函数的代码集成到调用它的代码中。这会提高代码执行的速度，因为省去了函数调用的开销。另外，如果任何一个实际参数是一个常量，那么在编译时这些已知值就可能使得无需把内嵌函数的所有代码都包括进来而让代码也得到简化。参见第 3 章中的相关说明。

```
23 static inline _syscall0(int,fork)
```

其中_syscall0()是 unistd.h 中的内嵌宏代码,它以嵌入汇编的形式调用 Linux 的系统调用中断 int 0x80。根据 include/unistd.h 文件第 133 行上的宏定义，我们把这个宏展开并替代进上面一行中就可以看出这条语句实际上是 int fork()创建进程系统调用，见如下所示。

```
// unistd.h 文件中_syscall0()的定义。即为不带参数的系统调用宏函数：type name(void)。
133 #define _syscall0(type,name) \
134 type name(void) \
135 { \
136 long __res; \
137 __asm__ volatile ("int $0x80" \          // 调用系统中断 0x80。
138         : "=a" (__res) \                  // 返回值➔eax(__res)。
139         : "0" (__NR_##name)); \           // 输入为系统中断调用号__NR_name。
140 if (__res >= 0) \                        // 如果返回值>=0，则直接返回该值。
141         return (type) __res; \
142 errno = -__res; \                        // 否则置出错号，并返回-1。
```

```
143 return -1; \
144 }
```

根据上面定义把_syscall0(int, fork)展开，代进第 23 行后我们可以得到如下语句：

```
static inline int fork(void)
{
    long __res;
    __asm__ volatile ("int $0x80" : "=a" (__res) : "0" (__NR_fork));
    if (__res >= 0)
        return (int) __res;
    errno = -__res;
    return -1;
}
```

gcc 会把上述“函数”体中的语句直接插入到调用 fork()语句的代码处，因此执行 fork()不会引起函数调用。另外，宏名称字符串“syscall0”中最后的 0 表示无参数，1 表示带 1 个参数。如果系统调用带有 1 个参数，那么就应该使用宏_syscall1()。

虽然上面系统中断调用执行中断指令 INT 时还是避免不了使用堆栈，但是系统调用使用任务的内核态栈而非用户栈，并且每个任务都有自己独立的内核态栈，因此系统调用不会影响这里讨论的用户态栈。

另外，在创建新进程 init（即进程 1）的过程中，系统对其进行了一些特殊处理。进程 0 和进程 init 实际上同时使用着内核代码区内（小于 1MB 的物理内存）相同的代码和数据物理内存页面（640KB），只是执行的代码不在一处，因此实际上它们也同时使用着相同的用户堆栈区。在为新进程 init 复制其父进程（进程 0）的页目录和页表项时，进程 0 的 640KB 页表项属性没有改动过（仍然可读写），但是进程 1 的 640KB 对应的页表项却被设置成了只读。因此当进程 1 开始执行时，其对用户栈的出入栈操作将导致页面写保护异常，从而会使得内核的内存管理程序为进程 1 在主内存区中分配一内存页面，并把任务 0 栈中相应页面内容复制到此新页面上。从此时起，任务 1 的用户态栈开始有自己独立的内存页面。即从任务 1 执行过出/入栈操作后，任务 0 和任务 1 的用户栈才变成相互独立的栈。为了不出现冲突问题，就必须要求任务 0 在任务 1 执行栈操作之前禁止使用到用户堆栈区域，而让进程 init 能单独使用堆栈。因为在内核调度进程运行时次序是随机的，有可能在任务 0 创建了任务 1 后仍然先运行任务 0。因此任务 0 执行 fork()操作后，随后的 pause()函数也必须采用内嵌函数形式来实现，以避免任务 0 在任务 1 之前使用用户栈。

当系统中一个进程（例如 init 进程的子进程，进程 2）执行过 execve()调用后，进程 2 的代码和数据区会位于系统的主内存区中，因此系统此后可以随时利用写时复制技术[7]（Copy on Write）来处理其他新进程的创建和执行。

对于 Linux 来说，所有任务都是在用户模式下运行的，包括很多系统应用程序，如 shell 程序、网络子系统程序等。内核源代码 lib/目录下的库文件（除其中的 string.c 程序）就是专门为这里新创建的进程提供函数支持，内核代码本身并不使用这些库函数。

带注释的 main.c 完整代码列表见程序 7-1，其在源码目录中的路径名为 linux/init/main.c。

## 7.1.2 其他信息

main.c 程序中会涉及 CMOS、创建进程和系统初始化脚本等基本概念，下面我们给出简要说明。

[7] 参见后面内存管理一章：写时复制机制。

### 7.1.2.1 CMOS 信息

PC 机的 CMOS 内存是由电池供电的 64 或 128 字节内存块，通常是系统实时钟芯片 RTC（Real Time Chip）的一部分。有些机器还有更大的内存容量。该 64 字节的 CMOS 原先在 IBM PC-XT 机器上用于保存时钟和日期信息，存放的格式是 BCD 码。由于这些信息仅用去 14 字节，因此剩余的字节就可用来存放一些系统配置数据。

CMOS 的地址空间在基本地址空间之外，因此其中不包括可执行代码。要访问它需要通过端口 0x70、0x71 进行。0x70 是地址端口，0x71 是数据端口。为了读取指定偏移位置的字节，必须首先使用 OUT 指令向地址端口 0x70 发送指定字节的偏移位置值，然后使用 IN 指令从数据端口 0x71 读取指定的字节信息。同样，对于写操作也需要首先向地址端口 0x70 发送指定字节的偏移值，然后把数据写到数据端口 0x71 中去。

main.c 程序第 70 行语句把欲读取的字节地址与 0x80 进行或操作是没有必要的。因为那时的 CMOS 内存容量还没有超过 128 字节，因此与 0x80 进行或操作是没有任何作用的。之所以会有这样的操作是因为当时 Linus 手头缺乏有关 CMOS 方面的资料，CMOS 中时钟和日期的偏移地址都是他逐步实验出来的，也许在他实验中将偏移地址与 0x80 进行或操作（并且还修改了其他地方）后正好取得了所有正确的结果，因此他的代码中也就有了这步不必要的操作。不过从 1.0 版本之后，该操作就被去除了(可参见 1.0 版内核程序 drivers/block/hd.c 第 42 行起的代码)。表 7–1 是 CMOS 内存信息的一张简表。

表 7－1 CMOS 64 字节信息简表

| 地址偏移值 | 内容说明 | 地址偏移值 | 内容说明 |
|---|---|---|---|
| 0x00 | 当前秒值 (实时钟) | 0x11 | 保留 |
| 0x01 | 报警秒值 | 0x12 | 硬盘驱动器类型 |
| 0x02 | 当前分钟 (实时钟) | 0x13 | 保留 |
| 0x03 | 报警分钟值 | 0x14 | 设备字节 |
| 0x04 | 当前小时值 (实时钟) | 0x15 | 基本内存 (低字节) |
| 0x05 | 报警小时值 | 0x16 | 基本内存 (高字节) |
| 0x06 | 一周中的当前天 (实时钟) | 0x17 | 扩展内存 (低字节) |
| 0x07 | 一月中的当日日期 (实时钟) | 0x18 | 扩展内存 (高字节) |
| 0x08 | 当前月份 (实时钟) | 0x19-0x2d | 保留 |
| 0x09 | 当前年份 (实时钟) | 0x2e | 校验和 (低字节) |
| 0x0a | RTC 状态寄存器 A | 0x2f | 校验和 (高字节) |
| 0x0b | RTC 状态寄存器 B | 0x30 | 1Mb 以上的扩展内存 (低字节) |
| 0x0c | RTC 状态寄存器 C | 0x31 | 1Mb 以上的扩展内存 (高字节) |
| 0x0d | RTC 状态寄存器 D | 0x32 | 当前所处世纪值 |
| 0x0e | POST 诊断状态字节 | 0x33 | 信息标志 |
| 0x0f | 停机状态字节 | 0x34-0x3f | 保留 |
| 0x10 | 磁盘驱动器类型 | | |

### 7.1.2.2 调用 fork()创建新进程

fork 是一个系统调用函数。该系统调用复制当前进程，并在进程表中创建一个与原进程(被称为父进程）几乎完全一样的新表项，并执行同样的代码，但该新进程（这里被称为子进程）拥有自己的数据空间和环境参数。创建新进程的主要用途在于在新进程中使用 exec()簇函数去执行其他不同的程序。

在 fork 调用返回位置处，父进程将恢复执行，而子进程则开始执行。在父进程中，调用 fork()返回的是子进程的进程标识号 PID，而在子进程中 fork()返回的将是 0 值，这样，虽然此时还是在同样一程序中执行，但已开始叉开，各自执行自己的那段代码。如果 fork()调用失败，则会返回小于 0 的值。如示

意图 7-3 所示。

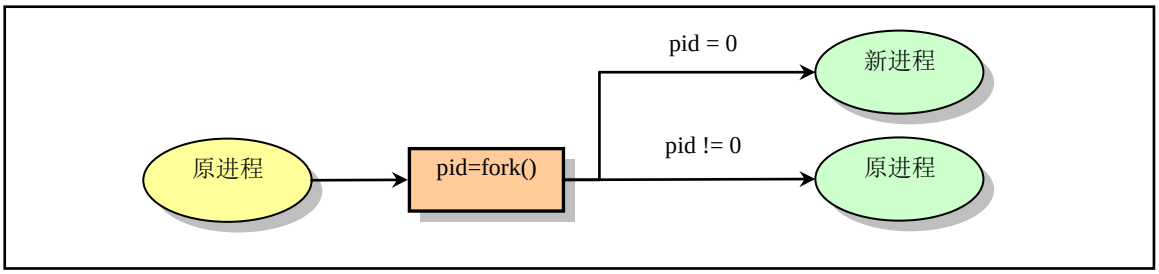



图 7-3 调用 fork()创建新进程

init 程序即是用 fork()调用的返回值来区分和执行不同的代码段的。上面 main.c 程序中第 201 和 216 行是子进程的判断并开始子进程代码块的执行（利用 execve()系统调用执行其他程序，这里执行的是 sh），第 208 和 224 行是父进程执行的代码块。

当程序执行完或有必要终止时就可以调用 exit()来退出程序的执行。该函数会终止进程并释放其占用的内核资源。而父进程则可以使用 wait()调用来查看或等待子进程的退出，并获取被终止进程的退出状态信息。

### 7.1.2.3 关于会话期(session)的概念

在第 2 章我们说过，程序是一个可执行的文件，而进程（process）是一个执行中的程序实例。在内核中，每个进程都使用一个不同的大于零的正整数来标识，称为进程标识号 pid(Porcess ID)。而一个进程可以通过 fork()调用创建一个或多个子进程，这些进程就可以构成一个进程组。例如，对于下面在 shell 命令行上键入的一个管道命令，

```
[plinux root]# cat main.c | grep for | more
```

其中的每个命令：cat、grep 和 more 就都属于一个进程组。

进程组是一个或多个进程的集合。与进程类似，每个进程组都有一个唯一的进程组标识号 gid（Group ID）。进程组号 gid 也是一个正整数。每一个进程组有一个称为组长的进程，组长进程就是其进程号 pid 等于进程组号 gid 的进程。一个进程可以通过调用 setpgid()来参加一个现有的进程组或者创建一个新的进程组。进程组的概念有很多用途，但其中最常见的是我们在终端上向前台执行程序发出终止信号（通常是按 Ctrl-C 组合键），同时终止整个进程组中的所有进程。例如，如果我们向上述管道命令发出终止信号，则三个命令将同时终止执行。

而会话期（Session，或称为会话）则是一个或多个进程组的集合。通常情况下，用户登录后所执行的所有程序都属于一个会话期，而其登录 shell 则是会话期首进程（Session leader），并且它所使用的终端就是会话期的控制终端（Controlling Terminal），因此会话期首进程通常也被称为控制进程（Controlling process）。当我们退出登录（logout）时，所有属于我们这个会话期的进程都将被终止。这也是会话期概念的主要用途之一。setsid()函数就是用于建立一个新的会话期。通常该函数由环境初始化程序进行调用，见下节说明。进程、进程组和会话期之间的关系见图 7-4 所示。

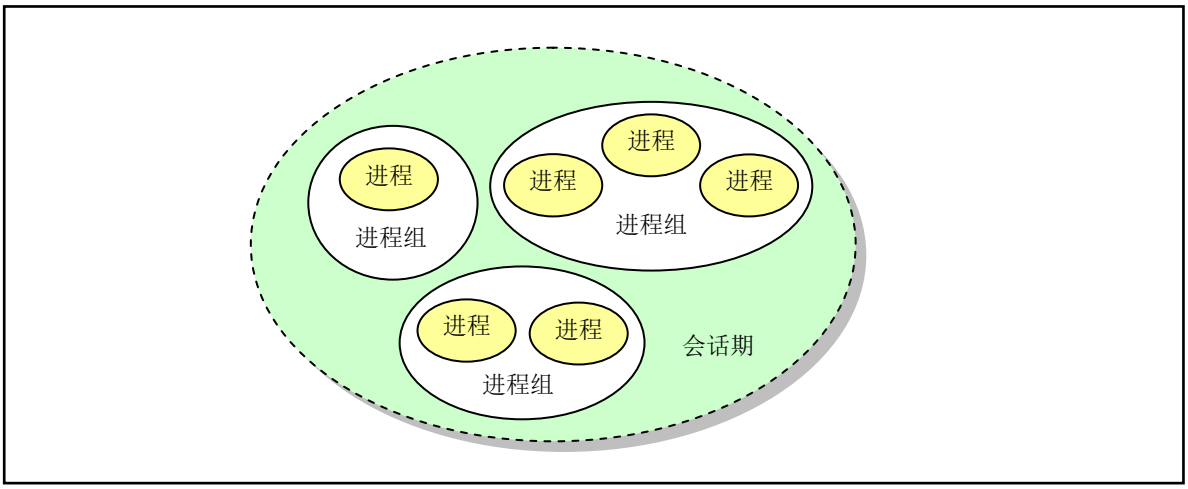



图 7-4 进程、进程组和会话期之间的关系

一个会话期中的几个进程组被分为一个前台进程组（Foreground process group）和一个或几个后台进程组（Background process group）。一个终端只能作为一个会话期的控制终端，前台进程组就是会话期中拥有控制终端的一个进程组，而会话期中的其它进程组则成为后台进程组。控制终端对应于/dev/tty 设备文件，因此若一个进程需要访问控制终端，可以直接对/dev/tty 文件进行读写操作。

## 7.2 环境初始化工作

在内核系统初始化完毕之后，系统还需要根据具体配置执行进一步的环境初始化工作，才能真正具备一个常用系统所具备的一些工作环境。在前面的第 205 行和 222 行上，init()函数直接开始执行了命令解释程序（shell 程序）/bin/sh，而在实际可用的系统中却并非如此。为了能具有登录系统的功能和多人同时使用系统的能力，通常的系统是在这里或类似地方执行系统环境初始化程序 init.c，而此程序会根据系统/etc/目录中配置文件的设置信息，对系统中支持的每个终端设备创建子进程，并在子进程中运行终端初始化设置程序 agetty（统称 getty 程序），getty 程序则会在终端上显示用户登录提示信息“login:”。当用户键入了用户名后，getty 被替换成 login 程序。login 程序在验证了用户输入口令的正确性以后，最终调用 shell 程序，并进入 shell 交互工作界面。它们之间的执行关系见图 7-5 所示。

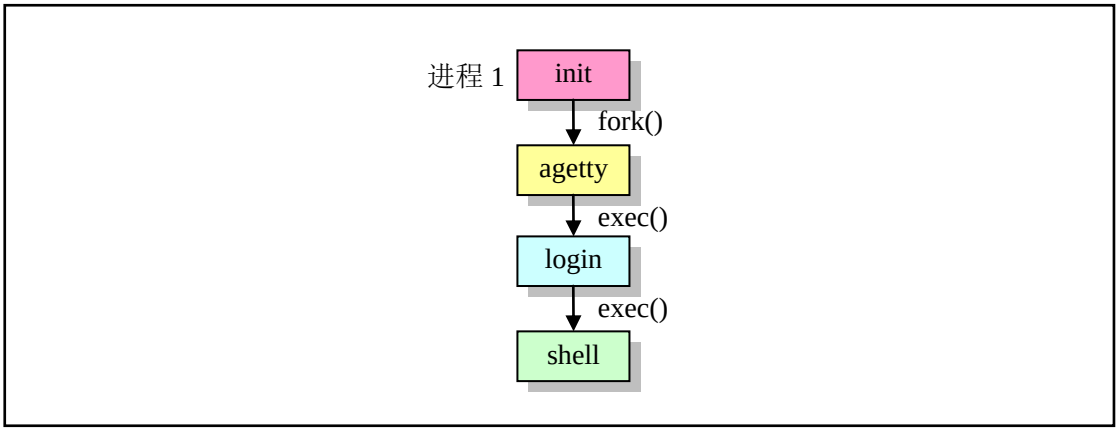



图 7-5 有关环境初始化的程序

虽然这几个程序（init, getty, login, shell）并不属于内核范畴，但对这几个程序的作用有一些基本了

解会促进对内核为什么提供那么多功能的理解。

init 进程的主要任务是根据/etc/rc 文件中设置的信息，执行其中设置的命令，然后根据/etc/inittab 文件中的信息，为每一个允许登录的终端设备使用 fork()创建一个子进程，并在每个新创建的子进程中运行 agetty[8]（getty）程序。而 init 进程则调用 wait()，进入等待子进程结束状态。每当它的一个子进程结束退出，它就会根据 wait()返回的 pid 号知道是哪个对应终端的子进程结束了，因此就会为相应终端设备再创建一个新的子进程，并在该子进程中重新执行 agetty 程序。这样，每个被允许的终端设备都始终有一个对应的进程为其等待处理。

在正常操作下，init 确定 agetty 正在工作着以允许用户登录，并且收取孤立进程。孤立进程是指那些其父辈进程已结束的进程；在 Linux 中所有的进程必须属于单棵进程树，所以孤立进程必须被收取。当系统关闭时，init 负责杀死所有其他的进程，卸载所有的文件系统以及停止处理器的工作，以及任何它被配置成要做的工作。

getty 程序的主要任务是设置终端类型、属性、速度和线路规程。它打开并初始化一个 tty 端口，显示提示信息，并等待用户键入用户名。该程序只能由超级用户执行。通常，若/etc/issue 文本文件存在，则 getty 会首先显示其中的文本信息，然后显示登录提示信息（例如：plinux login: ），读取用户键入的登录名，并执行 login 程序。

login 程序则主要用于要求登录用户输入密码。根据用户输入的用户名，它从口令文件 passwd 中取得对应用户的登录项，然后调用 getpass()以显示”password:”提示信息，读取用户键入的密码，然后使用加密算法对键入的密码进行加密处理，并与口令文件中该用户项中 pw_passwd 字段作比较。如果用户几次键入的密码均无效，则 login 程序会以出错码 1 退出执行，表示此次登录过程失败。此时父进程（进程 init）的 wait()会返回该退出进程的 pid，因此会根据记录下来的信息再次创建一个子进程，并在该子进程中针对该终端设备再次执行 agetty 程序，重复上述过程。

如果用户键入的密码正确，则 login 就会把当前工作目录（Current Work Directory）修改成口令文件中指定的该用户的起始工作目录。并把对该终端设备的访问权限修改成用户读/写和组写，设置进程的组 ID。然后利用所得到的信息初始化环境变量信息，例如起始目录（HOME=）、使用的 shell 程序（SHELL=）、用户名（USER=和 LOGNAME=）和系统执行程序的默认路径序列（PATH=）。接着显示/etc/motd 文件（message-of-the-day）中的文本信息，并检查并显示该用户是否有邮件的信息。最后 login 程序改变成登录用户的用户 ID 并执行口令文件中该用户项中指定的 shell 程序，如 bash 或 csh 等。

如果口令文件/etc/passwd 中该用户项中没有指定使用哪个 shell 程序，系统则会使用默认的/bin/sh 程序。如果口令文件中也没有为该用户指定用户起始目录的话，系统就会使用默认的根目录/。有关 login 程序的一些执行选项和特殊访问限制的说明，请参见 Linux 系统中的在线手册页（man 8 login）。

shell 程序是一个复杂的命令行解释程序，是当用户登录系统进行交互操作时执行的程序。它是用户与计算机进行交互操作的地方。它获取用户输入的信息，然后执行命令。用户可以在终端上向 shell 直接进行交互输入，也可以使用 shell 脚本文件向 shell 解释程序输入。

在登录过程中 login 开始执行 shell 时，所带参数 argv[0]的第一个字符是’-’，表示该 shell 是作为一个登录 shell 被执行。此时该 shell 程序会根据该字符，执行某些与登录过程相应的操作。登录 shell 会首先从/etc/profile 文件以及.profile 文件（若存在的话）读取命令并执行。如果在进入 shell 时设置了 ENV 环境变量，或者在登录 shell 的.profile 文件中设置了该变量，则 shell 下一步会从该变量命名的文件中读取命令并执行。因此用户应该把每次登录时都要执行的命令放在.profile 文件中，而把每次运行 shell 都要执行的命令放在 ENV 变量指定的文件中。设置 ENV 环境变量的方法是把下列语句放在你起始目录的.profile 文件中：

```
ENV=$HOME/.anyfilename; export ENV
```

[8] agetty – alternative Linux getty。

在执行 shell 时，除了一些指定的可选项以外，如果还指定了命令行参数，则 shell 会把第一个参数看作是一个脚本文件名并执行其中的命令，而其余的参数则被看作是 shell 的位置参数（$1、$2 等）。否则 shell 程序将从其标准输入中读取命令。

在执行 shell 程序时可以有很多选项，请参见 Linux 系统中的有关 sh 的在线手册页中的说明。

## 7.3 本章小结

对于 0.12 版内核，通过上面代码分析可知，只要根文件系统是一个 MINIX 文件系统，并且其中只要包含文件/etc/rc、/bin/sh、/dev/* 以及一些目录/etc/、/dev/、/bin/、/home/、/home/root/ 就可以构成一个最简单的根文件系统，让 Linux 运行起来。

从这里开始，对于后续章节的阅读，可以将 main.c 程序作为一条主线进行，并不需要按章节顺序阅读。若读者对内存分页管理机制不了解，则建议首先阅读第 10 章内存管理的内容。

为了能比较顺利地理解以下各章内容，强力希望读者能再次复习 32 位保护模式运行的机制，详细阅读附录中所提供的有关内容，或者参考 Intel 80x86 的有关书籍，把保护模式下的运行机制彻底弄清楚，然后再继续阅读。

如果您按章节顺序顺利地阅读到这里，那么您对 Linux 系统内核的初始化过程应该已经有了大致的了解。但您可能还会提出这样的问题：“在生成了一系列进程之后，系统是如何分时运行这些进程或者说如何调度这些进程运行的呢？也即‘轮子’是怎样转起来的呢？”。答案并不复杂：内核是通过执行 sched.c 程序中的调度函数 schedule()和 system_call.s 中的定时时钟中断过程_timer_interrupt 来操作的。内核设定每 10 毫秒发出一次时钟中断，并在该中断过程中，通过调用 do_timer()函数检查所有进程的当前执行情况来确定进程的下一步状态。

对于进程在执行过程中由于想用的资源暂时缺乏而临时需要等待一会时，它就会在系统调用中通过 sleep_on()类函数间接地调用 schedule()函数，将 CPU 的使用权自愿地移交给别的进程使用。至于系统接下来会运行哪个进程，则完全由 schedule()根据所有进程的当前状态和优先权决定。对于一直在可运行状态的进程，当时钟中断过程判断出它运行的时间片已被用完时，就会在 do_timer()中执行进程切换操作，该进程的 CPU 使用权就会被不情愿地剥夺，让给别的进程使用。

调度函数 schedule()和时钟中断过程即是下一章的主题之一。

# 第8章　内核代码(kernel)

linux/kernel/目录下共包括 10 个 C 语言文件和 2 个汇编语言文件，以及一个 kernel 下编译文件的管理配置文件 Makefile（程序 5-1），见列表 8-1 所示。对其中三个子目录中代码的注释将在后续章节中进行。本章主要对这 13 个代码文件进行注释。首先我们对所有程序的基本功能进行概括性的总体介绍，以便一开始就对这 12 个文件所实现的功能和它们之间的相互调用关系有个大致的了解，然后逐一对代码进行详细注释。

列表 8-1 linux/kernel/目录

| | 文件名 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | blk_drv/ | | 1992-01-16 14:39:00 | |
| | chr_drv/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
| | math/ | | 1992-01-16 14:37:00 | |
| | Makefile | 4034 bytes | 1992-01-12 19:49:12 | |
| | asm.s | 2422 bytes | 1991-12-18 16:40:03 | |
| | exit.c | 10554 bytes | 1992-01-13 21:28:02 | |
| | fork.c | 3951 bytes | 1992-01-13 21:52:19 | |
| | mktime.c | 1461 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | panic.c | 448 bytes | 1991-10-17 14:22:02 | |
| | printk.c | 537 bytes | 1992-01-10 23:13:59 | |
| | sched.c | 9296 bytes | 1992-01-12 15:30:13 | |
| | signal.c | 5265 bytes | 1992-01-10 00:30:25 | |
| | sys.c | 12003 bytes | 1992-01-11 00:15:19 | |
| | sys_call.s | 5704 bytes | 1992-01-06 21:10:59 | |
| | traps.c | 5090 bytes | 1991-12-18 19:14:43 | |
| | vsprintf.c | 4800 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |

## 8.1 总体功能

该目录下的代码文件从功能上可以分为三类，一类是硬件（异常）中断处理程序文件，一类是系统调用服务处理程序文件，另一类是进程调度等通用功能文件，参见图 8-1 图 2-17。我们现在根据这个分类方式，从实现的功能上进行更详细的说明。

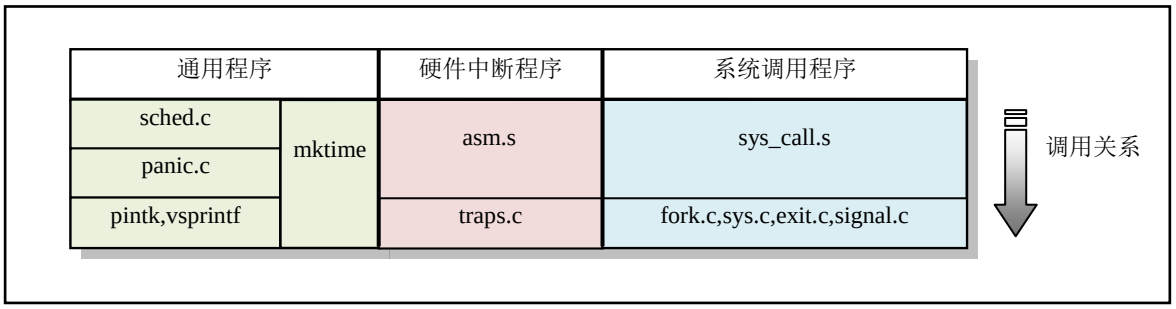



图 8-1 内核目录中各文件中函数的调用层次关系

## 8.1.1 中断处理程序

主要包括两个代码文件：asm.s（程序 8-1）和 traps.c（程序 8-2）。asm.s 用于实现大部分硬件异常所引起的中断的汇编语言处理过程。而 traps.c 程序则实现了 asm.s 的中断处理过程中调用的 c 函数。另外几个硬件中断处理程序在文件 sys_call.s 和 mm/page.s 中实现。有关 PC 机中 8259A 可编程中断控制芯片的连接及其功能请参见图 5-21。

在用户程序（进程）将控制权交给中断处理程序之前，CPU 会首先将至少 12 字节（EFLAGS、CS 和 EIP）的信息压入中断处理程序的堆栈中，即进程的内核态栈中，见图 8-2(a)所示。这种情况与一个远调用（段间子程序调用）比较相像。CPU 会将代码段选择符和返回地址的偏移值压入堆栈。另一个与段间调用比较相象的地方是 80386 将信息压入到了目的代码（中断处理程序代码）的堆栈上，而不是被中断代码的堆栈中。如果优先级别发生了变化，例如从用户级改变到内核系统级，CPU 还会将原代码的堆栈段值和堆栈指针压入中断程序的堆栈中。但在内核初始化完成后，内核代码执行时使用的是进程的内核态栈。因此这里目的代码的堆栈即是指进程的内核态堆栈，而被中断代码的堆栈当然也就是指进程的用户态堆栈了。所以当发生中断时，中断处理程序使用的是进程的内核态堆栈。另外，CPU 还总是将标志寄存器 EFLAGS 的内容压入堆栈。对于具有优先级改变时堆栈的内容示意图见图 8-2(c)和(d)所示。

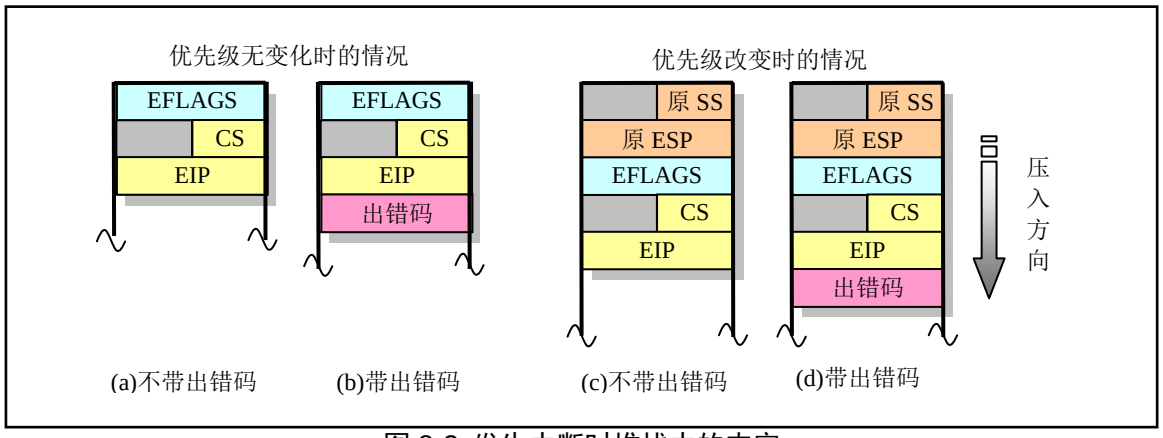



图 8-2 发生中断时堆栈中的内容

asm.s 代码文件主要涉及对 Intel 保留中断 int0--int16 的处理，其余保留的中断 int17-int31 由 Intel 公司留作今后扩充使用。对应于中断控制器芯片各 IRQ 发出的 int32-int47 的 16 个处理程序将分别在各种硬件（如时钟、键盘、软盘、数学协处理器、硬盘等）初始化程序中处理。Linux 系统调用中断 int128(0x80)的处理则将在 kernel/sys_call.s（程序 8-3）中给出。各个中断的具体定义见代码注释后其他信息一节中的说明。

由于有些异常引起中断时，CPU 内部会产生一个出错代码压入堆栈（异常中断 int 8 和 int10 - int 14），见图 8-2 (b)所示，而其他的中断却并不带有这个出错代码（例如被零除出错和边界检查出错等），因此，asm.s 程序中会根据是否携带出错代码而把中断分成两类分别进行处理。但处理流程还是一样的。

对一个硬件异常所引起的中断的处理过程见图 8-3 所示。

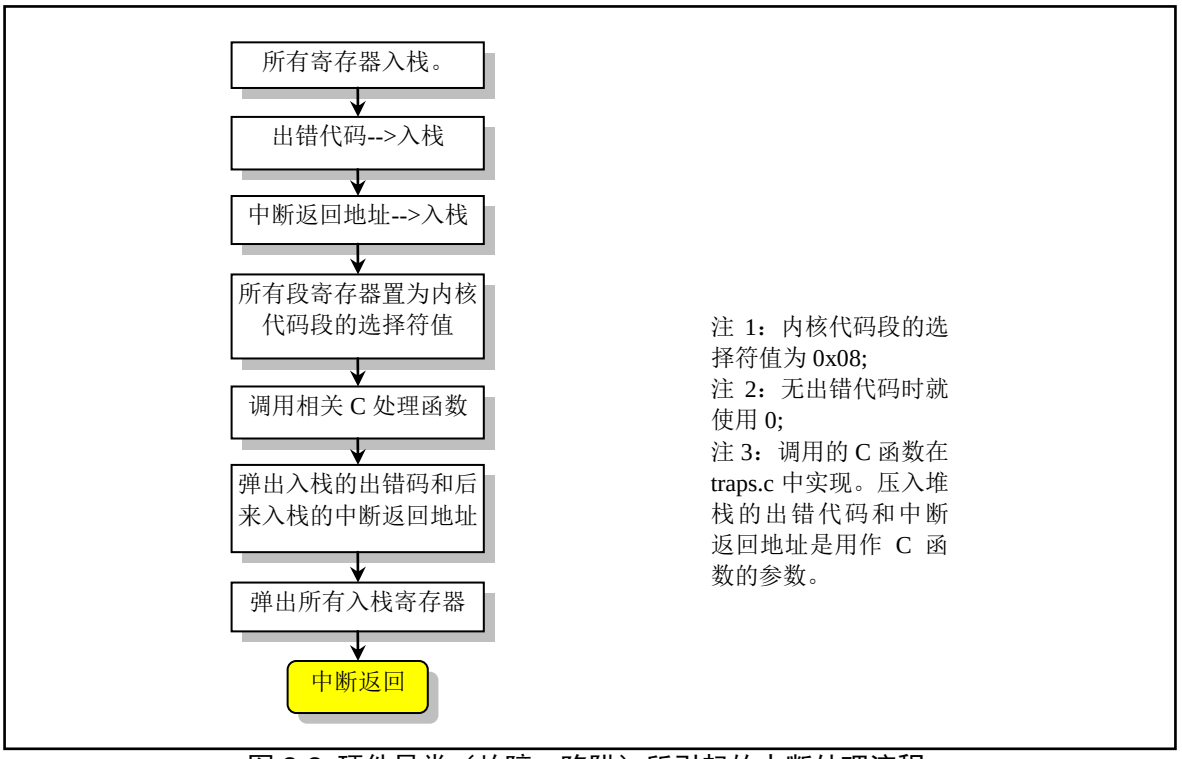



图 8-3 硬件异常（故障、陷阱）所引起的中断处理流程

### 8.1.2 系统调用处理相关程序

Linux 中应用程序调用内核的功能是通过中断调用 int 0x80 进行的，寄存器 eax 中放调用号，如果需要带参数，则 ebx、ecx 和 edx 用于存放调用参数。因此该中断调用被称为系统调用。实现系统调用的相关文件包括 sys_call.s、fork.c、signal.c、sys.c 和 exit.c 文件。

sys_call.s 程序的作用类似于硬件中断处理中 asm.s 程序的作用，另外还对时钟中断和硬盘、软盘中断进行处理。而 fork.c 和 signal.c 中的一个函数则类似于 traps.c 程序的作用，它们为系统中断调用提供 C 处理函数。fork.c 程序提供两个 C 处理函数：find_empty_process()和 copy_process()。signal.c 程序还提供一个处理有关进程信号的函数 do_signal()，在系统调用中断处理过程中被调用。另外还包括 4 个系统调用 sys_xxx()函数。

sys.c 和 exit.c 程序实现了其他一些 sys_xxx()系统调用函数。这些 sys_xxx()函数都是相应系统调用所需调用的处理函数，有些是使用汇编语言实现的，如 sys_execve()；而另外一些则用 C 语言实现（例如 signal.c 中的 4 个系统调用函数）。

我们可以根据这些函数的简单命名规则这样来理解：通常以'do_'开头的中断处理过程中调用的 C 函数，要么是系统调用处理过程中通用的函数，要么是某个系统调用专用的；而以'sys_'开头的系统调用函数则是指定的系统调用的专用处理函数。例如，do_signal()函数基本上是所有系统调用都要执行的函数，而 sys_pause()、sys_execve()则是某个系统调用专用的 C 处理函数。

### 8.1.3 其他通用类程序

这些程序包括 sched.c、mktime.c、panic.c、printk.c 和 vsprintf.c。

schedule.c 程序包括内核调用最频繁的 schedule()、sleep_on()和 wakeup()函数，是内核的核心调度程序，用于对进程的执行进行切换或改变进程的执行状态。另外还包括有关系统时钟中断和软盘驱动器定时的函数。mktime.c 程序中仅包含一个内核使用的时间函数 mktime()，仅在 init/main.c 中被调用一次。panic.c 中包含一个 panic()函数，用于在内核运行出现错误时显示出错信息并停机。printk.c 和 vsprintf.c 是内核显示信息的支持程序，实现了内核专用显示函数 printk()和字符串格式化输出函数 vsprintf()。

## 8.2 asm.s 程序

asm.s 汇编程序（程序 8-1）包括 CPU 探测到的大部分异常故障处理底层代码，也包括数学协处理器

（FPU）的异常处理代码。该程序与 kernel/traps.c 程序有着密切关系。该程序的主要处理方式是在中断处理程序中调用 traps.c 中相应的 C 函数代码，显示出错位置和出错号，然后退出中断。

## 8.2.1 功能描述

在阅读这段代码时参照图 8-4 将是很有帮助的，该图是当前任务的内核堆栈变化示意图，图中每行代表 4 个字节。对于不带出错号的中断过程，堆栈指针位置变化情况请参照图 8-4(a)。在开始执行相应中断服务程序之前，堆栈指针 esp 指在中断返回地址一栏(图中 esp0 处)。当把将要调用的 C 函数 do_divide_error()或其他 C 函数地址入栈后，指针位置是 esp1 处,此时程序使用交换指令把该函数的地址放入 eax 寄存器中，而原来 eax 的值则被保存到堆栈上。此后程序在把一些寄存器入栈后，堆栈指针位置处于 esp2 处。当正式调用 do_divide_error()之前，程序会将开始执行中断程序时的原 eip 保存地址（即堆栈指针 esp0 值）压入堆栈，放到 esp3 位置处，并在中断返回弹出入栈的寄存器之前指针通过加上 8 又回到 esp2 处。

对于 CPU 会产生错误号的中断过程，堆栈指针位置变化情况请参照图 8-4(b)。在刚开始执行中断服务程序之前，堆栈指针指向图中 esp0 处。在把将要调用的 C 函数 do_double_fault()或其他 C 函数地址入栈后，栈指针位置是 esp1 处。此时程序通过使用两个交换指令分别把 eax、ebx 寄存器的值保存在 esp0、esp1 位置处，而把出错号交换到 eax 寄存器中；函数地址交换到了 ebx 寄存器中。随后的处理过程则和上述图 8-4(a)中的一样。

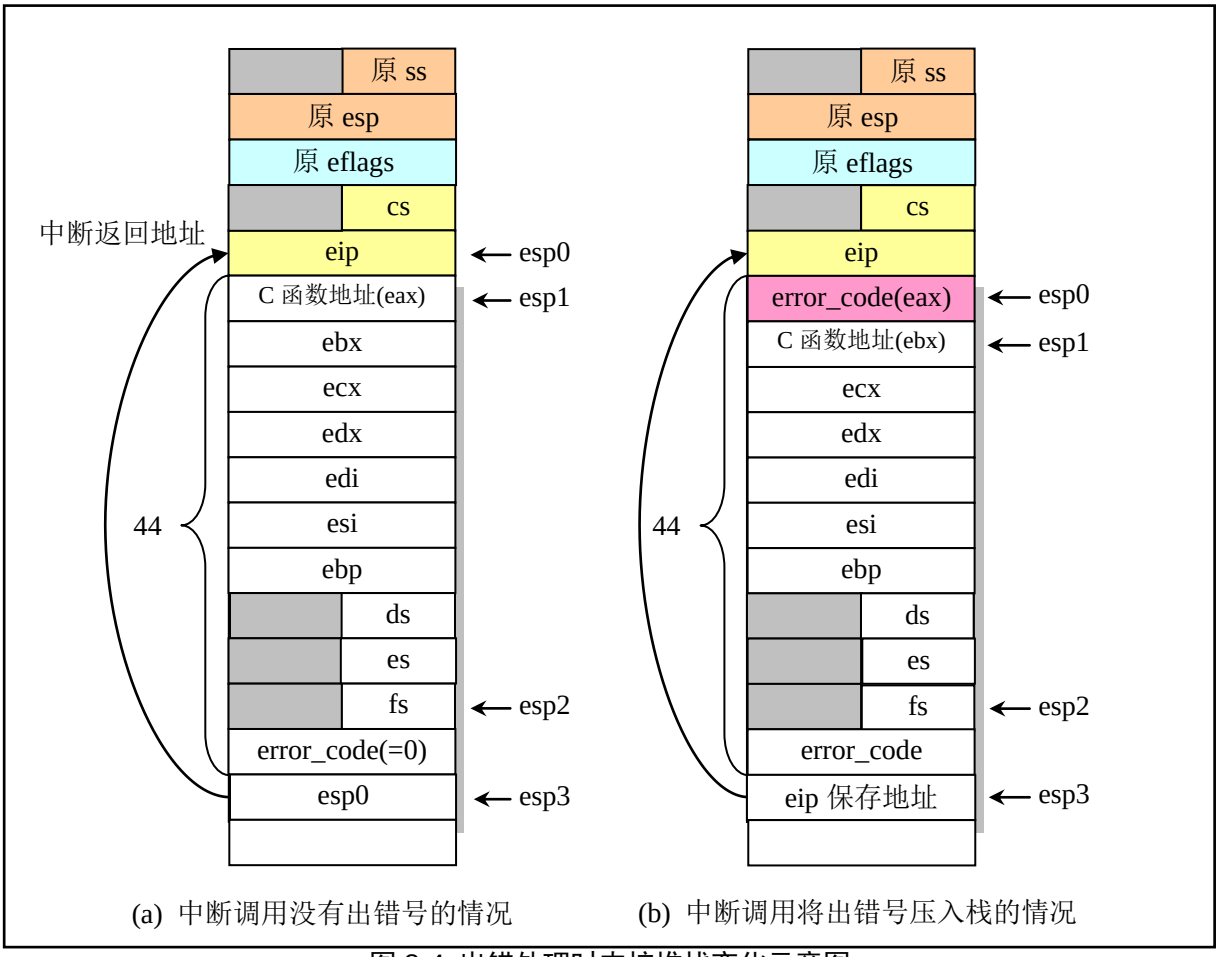



图 8-4 出错处理时内核堆栈变化示意图

正式调用 do_divide_error()之前把出错代码以及 esp0 入栈的原因是为了把出错代码和 esp0 作为调用 C 函数 do_divide_error()的参数。在 traps.c 中，该函数的原形为：

void do_divide_error(long esp, long error_code)。

因此在这个 C 函数中就可以打印出出错的位置和错误号。程序中其余异常的处理过程与这里描述的过程基本类似。

带注释的 asm.s 代码列表见程序 8-1，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/asm.s。

### 8.2.2 其他信息

#### 8.2.2.1 Intel 保留中断向量的定义

这里给出了 Intel 保留中断向量具体含义的说明，见表 8–1 所示。

表 8－1 Intel 保留的中断号含义

| 中断号 | 名称 | 类型 | 信号 | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| 0 | Devide error | 故障 | SIGFPE | 当进行除以零的操作时产生。 |
| 1 | Debug | 陷阱<br>故障 | SIGTRAP | 当进行程序单步跟踪调试时，设置了标志寄存器 eflags 的 T 标志时产生这个中断。 |
| 2 | nmi | 硬件 | | 由不可屏蔽中断 NMI 产生。 |
| 3 | Breakpoint | 陷阱 | SIGTRAP | 由断点指令 int3 产生，与 debug 处理相同。 |
| 4 | Overflow | 陷阱 | SIGSEGV | eflags 的溢出标志 OF 引起。 |
| 5 | Bounds check | 故障 | SIGSEGV | 寻址到有效地址以外时引起。 |
| 6 | Invalid Opcode | 故障 | SIGILL | CPU 执行时发现一个无效的指令操作码。 |
| 7 | Device not available | 故障 | SIGSEGV | 设备不存在，指协处理器。在两种情况下会产生该中断：(a)CPU 遇到一个转意指令并且 EM 置位时。在这种情况下处理程序应该模拟导致异常的指令。 (b)MP 和 TS 都在置位状态时，CPU 遇到 WAIT 或一个转意指令。在这种情况下，处理程序在必要时应该更新协处理器的状态。 |
| 8 | Double fault | 异常中止 | SIGSEGV | 双故障出错。 |
| 9 | Coprocessor segment overrun | 异常中止 | SIGFPE | 协处理器段超出。 |
| 10 | Invalid TSS | 故障 | SIGSEGV | CPU 切换时发觉 TSS 无效。 |
| 11 | Segment not present | 故障 | SIGBUS | 描述符所指的段不存在。 |
| 12 | Stack segment | 故障 | SIGBUS | 堆栈段不存在或寻址越出堆栈段。 |
| 13 | General protection | 故障 | SIGSEGV | 没有符合 80386 保护机制（特权级）的操作引起。 |
| 14 | Page fault | 故障 | SIGSEGV | 页不在内存。 |
| 15 | Reserved | | | |
| 16 | Coprocessor error | 故障 | SIGFPE | 协处理器发出的出错信号引起。 |

## 8.3 traps.c 程序

traps.c 程序（程序 8-2）实现了 asm.s 程序中调用的 C 函数，还包括内核初始化时调用的针对硬件异常处理中断向量设置的代码。

### 8.3.1 功能描述

traps.c 程序主要包括一些在处理异常故障（硬件中断）底层代码 asm.s 文件中调用的相应 C 函数。用于显示出错位置和出错号等调试信息。其中的 die()通用函数用于在中断处理中显示详细的出错信息，而代码最后的初始化函数 trap_init()是在前面 init/main.c 中被调用，用于初始化硬件异常处理中断向量（陷阱门），并设置允许中断请求信号的到来。在阅读本程序时需要参考 asm.s 程序。

从本程序开始，我们会遇到很多 C 语言程序中嵌入的汇编语句。有关嵌入式汇编语句的基本语法请见 3.3.2 节。

带注释的 traps.c 代码列表见程序 8-2，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/traps.c。

## 8.4 sys_call.s 程序

Linux 利用中断调用方式实现用户与内核资源之间的接口。sys_call.s 程序（程序 8-3）主要实现系统调用（system call）中断 int 0x80 的入口处理过程以及信号检测处理（从代码第 80 行开始），同时给出了两个系统功能的底层接口，分别是 sys_execve 和 sys_fork。还列出了处理过程类似的协处理器出错(int 16)、设备不存在(int7)、时钟中断(int32)、硬盘中断(int46)、软盘中断(int38)的中断处理程序。

### 8.4.1 功能描述

在 Linux 0.12 中，用户使用中断调用 int 0x80 和放在寄存器 eax 中的功能号来使用内核提供的各种功能服务，这些操作系统提供的功能被称之为系统调用功能。通常用户并不是直接使用系统调用中断，而是通过函数库（例如 libc）中提供的接口函数来调用的。例如创建进程的系统调用 fork 可直接使用函数 fork()即可。函数库 libc 中的 fork()函数会实现对中断 int 0x80 的调用过程并把调用结果返回给用户程序。

对于所有系统调用的实现函数，内核把它们按照系统调用功能号顺序排列成一张函数指针（地址）表（在 include/linux/sys.h 文件中）。然后在中断 int 0x80 的处理过程中根据用户提供的功能号调用对应系统调用函数进行处理。

对于软中断(system_call、coprocessor_error、device_not_available)，其处理过程基本上是首先为调用相应 C 函数处理程序作准备，将一些参数压入堆栈。系统调用最多可以带 3 个参数，分别通过寄存器 ebx、ecx 和 edx 传入。然后调用 C 函数进行相应功能的处理，处理返回后再去检测当前任务的信号位图，对值最小的一个信号进行处理并复位信号位图中的该信号。系统调用的 C 语言处理函数分布在整个 linux 内核代码中，由 include/linux/sys.h 头文件中的系统函数指针数组表来匹配。

对于硬件中断请求信号 IRQ 发来的中断，其处理过程首先是向中断控制芯片 8259A 发送结束硬件中断控制字指令 EOI，然后调用相应的 C 函数处理程序。对于时钟中断也要对当前任务的信号位图进行检测处理。

对于系统调用(int 0x80)的中断处理过程，可以把它看作是一个“接口”程序。实际上每个系统调用功能的处理过程基本上都是通过调用相应的 C 函数进行的。即所谓的“Bottom half”函数。

这个程序在刚进入时会首先检查 eax 中的功能号是否有效（在给定的范围内），然后保存一些会用到的寄存器到堆栈上。Linux 内核默认地把段寄存器 ds,es 用于内核数据段，而 fs 用于用户数据段。接着通过一个地址跳转表（sys_call_table）调用相应系统调用的 C 函数。在 C 函数返回后，程序就把返回值压入堆栈保存起来。

接下来，该程序查看执行本次调用进程的状态。如果由于上面 C 函数的操作或其他情况而使进程的状态从执行态变成了其他状态，或者由于时间片已经用完（counter==0），则调用进程调度函数 schedule()（jmp _schedule）。由于在执行"jmp _schedule"之前已经把返回地址 ret_from_sys_call 入栈，因此在执行完 schedule()后最终会返回到 ret_from_sys_call 处继续执行。

从 ret_from_sys_call 标号处开始的代码执行一些系统调用的后处理工作。主要判断当前进程是否是初始进程 0，如果是就直接退出此次系统调用，中断返回。否则再根据代码段描述符和所使用的堆栈来判断本次统调用的进程是否是一个普通进程，若不是则说明是内核进程（例如初始进程 1）或其他。则也立刻弹出堆栈内容退出系统调用中断。末端的一块代码用来处理调用系统调用进程的信号。若进程结构的信号位图表明该进程有接收到信号，则调用信号处理函数 do_signal()。

最后，该程序恢复保存的寄存器内容，退出此次中断处理过程并返回调用程序。若有信号时则程序会首先“返回”到相应信号处理函数中去执行，然后返回调用 system_call 的程序。

**系统调用处理过程的整个流程见**

图 8-5 所示。

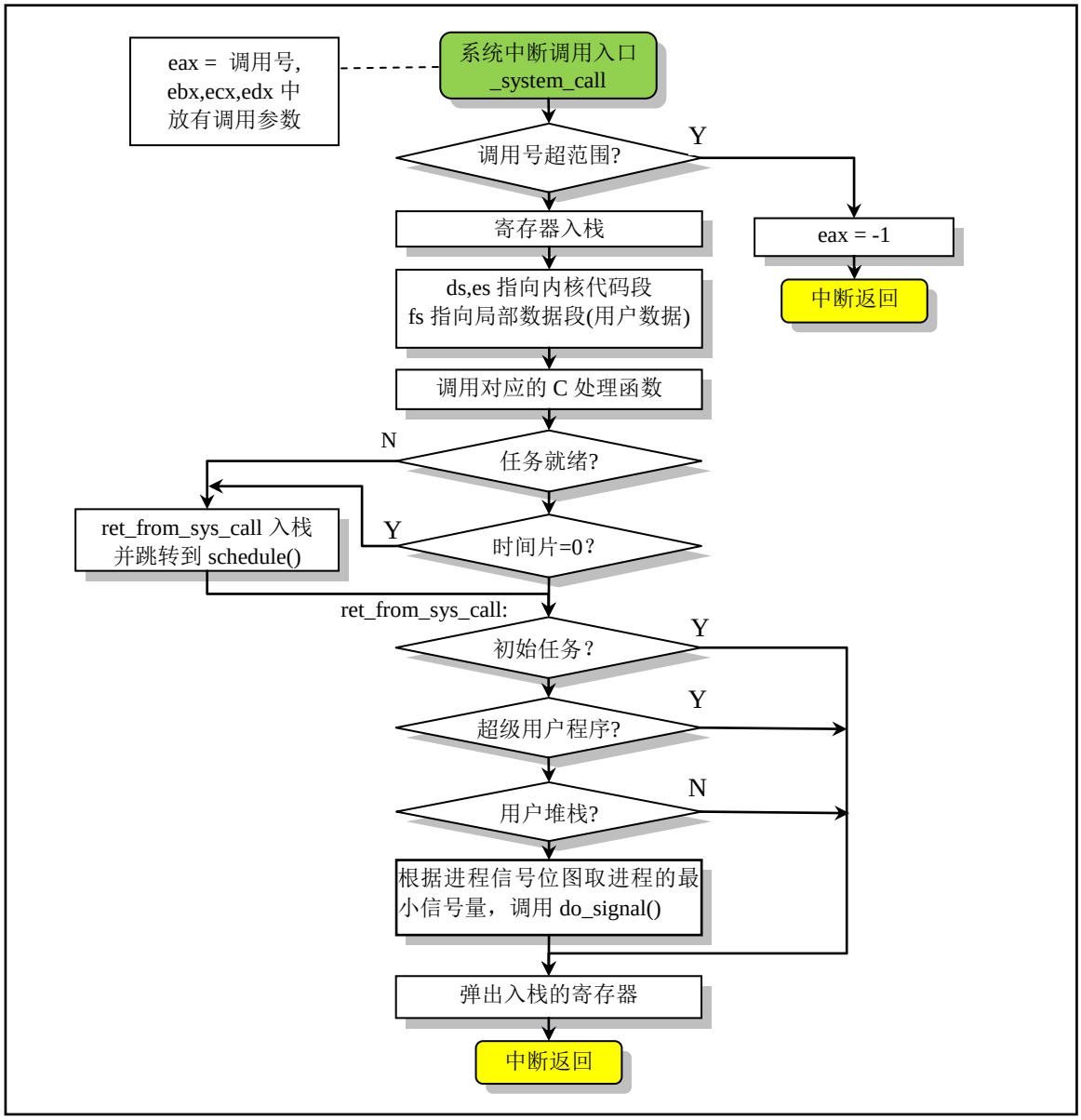



图 8-5 系统中断调用处理流程

关于系统调用 int 0x80 中的参数传递问题，Linux 内核使用了几个通用寄存器作为参数传递的渠道。在 Linux 0.12 系统中，程序使用寄存器 ebx、ecx 和 edx 传递参数，可以直接向系统调用服务过程传递 3 个参数（不包括放在 eax 寄存器中的系统调用号）。若使用指向用户空间数据块的指针，则用户程序可以向系统调用过程传递更多的数据信息。

如上所述，在系统调用运行过程中，段寄存器 ds 和 es 指向内核数据空间，而 fs 被设置为指向用户数据空间。因此在实际数据块信息传递过程中 Linux 内核就可以利用 fs 寄存器来执行内核数据空间与用户数据空间之间的数据复制工作，并且在复制过程中内核程序不需要对数据边界范围作任何检查操作。边界检查工作会由 CPU 自动完成。内核程序中的实际数据传递工作可以使用 get_fs_byte()和 put_fs_byte()等函数来进行，参见 include/asm/segment.h 文件中这些函数的实现代码。

这种使用寄存器传递参数的方法具有一个明显的优点，那就是当进入系统中断服务程序而保存寄存器值时，这些传递参数的寄存器也被自动地放在了内核态堆栈上。而当进程从中断调用中退出时就被弹出内核态堆栈，因此内核不用对它们进行特殊处理。这种方法是 Linus 当时所知的最简单最快速的参数传递方法。

带注释的 sys_call.s 代码见程序 8-3，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/sys_call.s。

## 8.4.2 其他信息

### 8.4.2.1 GNU 汇编语言的 32 位寻址方式

GNU 汇编语言采用的是 AT&T 的汇编语言语法。32 位寻址的正规格式为：

AT&T: immed32(basepointer, indexpointer, indexscale)
Intel: [basepointer + indexpointer*indexscal + immed32]

该格式寻址位置的计算方式为：immed32 + basepointer + indexpointer * indexscale

在应用时，并不需要写出所有这些字段，但 immed32 和 basepointer 之中必须有一个存在。以下是一些例子。

o 对一个指定的 C 语言变量寻址：
AT&T: _booga Intel: [_booga]
注意：变量前的下划线是从汇编程序中得到静态（全局）C 变量(booga)的方法。

o 对寄存器内容指向的位置寻址：
AT&T: (%eax) Intel: [eax]

o 通过寄存器中的内容作为基址寻址一个变量：
AT&T: _variable(%eax) Intel: [eax + _variable]

o 在一个整数数组中寻址一个值（比例值为 4）：
AT&T: _array(,%eax,4) Intel: [eax*4 + _array]

o 使用直接数寻址偏移量：
对于 C 语言：*(p+1) 其中 p 是字符的指针 char *
AT&T: 则 AT&T 格式：1(%eax) 其中 eax 中是 p 的值。 Intel: [eax+1]

o 在一个 8 字节为一个记录的数组中寻址指定的字符。其中 eax 中是指定的记录号，ebx 中是指定字符在记录中的偏移址：
AT&T: _array(%ebx,%eax,8) Intel: [ebx + eax*8 + _array]

### 8.4.2.2 增加系统调用功能

若要为自己的内核实现一个新的系统调用功能，那么我们首先应该决定它的确切用途是什么。Linux 系统不提倡一个系统调用用来实现多种用途（除了 ioctl()系统调用）。另外，我们还需要确定新的系统调用的参数、返回值和错误码。系统调用的接口应该尽量简洁，因此参数应尽可能地少。还有，在设计时也应该考虑到系统调用的通用性和可移植性。如果我们想为 Linux 0.12 增加新的系统调用功能，那么需要做以下一些事情。

首先在相关程序中编制出新系统调用的处理函数，例如名称为 sys_sethostname()的函数。该函数用于修改系统的计算机名称。通常这个处理函数可以放置在 kernel/sys.c 程序中。另外，由于使用了 thisname 结构，因此还需要把 sys_uname()中的 thisname 结构（218-220 行）移动到该函数外部。

```
#define MAXHOSTNAMELEN 8
int sys_sethostname(char *name, int len)
{
        int     i;

        if (!suser())
                return -EPERM;
        if (len > MAXHOSTNAMELEN)
                return -EINVAL;
        for (i=0; i < len; i++) {
                if ((thisname.nodename[i] = get_fs_byte(name+i)) == 0)
                        break;
        }
        if (thisname.nodename[i]) {
                thisname.nodename[i>MAXHOSTNAMELEN ? MAXHOSTNAMELEN : i] = 0;
        }
```

```
        return 0;
}
```

然后在 include/unistd.h 文件中增加新系统调用功能号和原型定义。例如可以在第 131 行后面加入功能号，在 251 行后面添加原型定义：

```
// 新系统调用功能号。
#define __NR_sethostname    72
// 新系统调用函数原型。
int sethostname(char *name, int len);
```

接着在 include/linux/sys.h 文件中加入外部函数声明并在函数指针表 sys_call_table 末端插入新系统调用处理函数的名称，见如下所示。注意，一定要严格按照功能号顺序排列函数名。

```
extern int sys_sethostname();
// 函数指针数组表。
fn_ptr sys_call_table[] = { sys_setup, sys_exit,sys_fork, sys_read,
 ...,
sys_setreuid, sys_setregid, sys_sethostname };
```

然后修改 sys_call.s 程序第 61 行，将内核系统调用总数 nr_system_calls 增 1。此时可以重新编译内核。最后参照 lib/目录下库函数的实现方法在 libc 库中增加新的系统调用库函数 sethostname()。

```
#define __LIBRARY__
#include <unistd.h>

_syscall2(int, sethostname, char *, name, int, len);
```

### 8.4.2.3 在汇编程序中直接使用系统调用

下面是 Linus 在说明 as86 与 GNU as 的关系和区别是给出的一个简单例子 asm.s。该例子说明了如何在 Linux 系统中用汇编语言编制出一个独立的程序来，即不使用起始代码模块（例如 crt0.o）和库文件中的函数。该程序如下：

```
.text
_entry:
    movl $4,%eax                    # 系统调用号，写操作。
    movl $1,%ebx                    # 写调用的参数，是文件描述符。数值 1 对应标准输出 stdout。
    movl $message,%ecx              # 参数，缓冲区指针。
    movl $12,%edx                   # 参数，写数据长度值（数数下面字符串的长度☺）。
    int $0x80
    movl $1,%eax                    # 系统调用号，退出程序。
    int $0x80

message:
    .ascii "Hello World\n"          # 欲写的数据。
```

其中使用了两个系统调用：4 - 写文件操作 sys_write()和 1 - 退出程序 sys_exit()。写文件系统调用所执行的 C 函数申明为 sys_write(int fd, char *buf, int len)，参见程序 fs/read_write.c，从 83 行开始。它带有 3 个参数。在调用系统调用之前这 3 个参数分别被存放在寄存器 ebx、ecx 和 edx 中。该程序编译和执行的步骤如下：

```
[/usr/root]# as -o asm.o asm.s
```

```
[/usr/root]# ld -o asm asm.o
[/usr/root]# ./asm
Hello World
[/usr/root]#
```

# 8.5 mktime.c 程序

mktime.c（程序 8-4）用于计算内核专用的 UNIX 日历时间表示的开机时间。

## 8.5.1 功能描述

该该程序只有一个函数 kernel_mktime()，仅供内核使用。计算从 1970 年 1 月 1 日 0 时起到开机当日经过的秒数（日历时间），作为开机时间。该函数与标准 C 库中提供的 mktime()函数的功能完全一样，都是将 tm 结构表示的时间转换成 UNIX 日历时间。但是由于内核不是普通程序，不能调用开发环境库中的函数，因此这里就必须专门编写一个了。

带注释的 mktime.c 代码列表见程序 8-4，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/mktime.c。

## 8.5.2 其他信息

### 8.5.2.1 闰年时间的计算方法

闰年的基本计算方法是：

如果 y 能被 4 除尽且不能被 100 整除，或者能被 400 整除，则 y 是闰年。

# 8.6 sched.c 程序

sched.c 程序（程序 8-5）实现内核中任务的调度和管理操作，以及内核定时操作函数。

## 8.6.1 功能描述

sched.c 是内核中有关任务（进程）调度管理的程序，其中包括有关调度的基本函数(sleep_on()、wakeup()、schedule()等)以及一些简单的系统调用函数（比如 getpid()）。系统时钟中断处理过程中调用的定时函数 do_timer()也被放置在本程序中。另外，为了便于软盘驱动器定时处理的编程，Linus 也将有关软盘定时操作的几个函数放到了这里。

这几个基本函数的代码虽然不长，但有些抽象，比较难以理解。好在市面上有许多教科书对此解释得都很清楚，因此可以参考其他书籍对这些函数的讨论。这些也就是教科书上重点讲述的对象，否则理论书籍也就没有什么好讲的了☺。这里仅对调度函数 schedule()作一些详细说明。

schedule()函数负责选择系统中下一个要运行的进程。它首先对所有任务（进程）进行检测，唤醒任何一个已经得到信号的任务。具体方法是针对任务数组中的每个任务，检查其报警定时值 alarm。如果任务的 alarm 时间已经过期(alarm<jiffies),则在它的信号位图中设置 SIGALRM 信号，然后清 alarm 值。jiffies 是系统从开机开始算起的滴答数（10ms/滴答）。在 sched.h 中定义。如果进程的信号位图中除去被阻塞的信号外还有其他信号，并且任务处于可中断睡眠状态（TASK_INTERRUPTIBLE），则置任务为就绪状态（TASK_RUNNING）。

随后是调度函数的核心处理部分。这部分代码根据进程的时间片和优先权调度机制，来选择随后要执行的任务。它首先循环检查任务数组中的所有任务，根据每个就绪态任务剩余执行时间的值 counter，选取该值最大的一个任务，并利用 switch_to()函数切换到该任务。若所有就绪态任务的该值都等于零，表示此刻所有任务的时间片都已经运行完，于是就根据任务的优先权值 priority，重置每个任务的运行时间片值 counter，再重新执行循环检查所有任务的执行时间片值。

另两个值得一提的函数是自动进入睡眠函数 sleep_on()和唤醒函数 wake_up()，这两个函数虽然很短，却要比 schedule()函数难理解。这里用图示的方法加以解释。简单地说，sleep_on()函数的主要功能是当一个进程（或任务）所请求的资源正忙或不在内存中时暂时切换出去，放在等待队列中等待一段时间。当切换回来后再继续运行。放入等待队列的方式是利用了函数中的 tmp 指针作为各个正在等待任务的联系。

函数中共牵涉到对三个任务指针操作：*p、tmp 和 current，*p 是等待队列头指针，如文件系统内存 i 节点的 i_wait 指针、内存缓冲操作中的 buffer_wait 指针等；tmp 是在函数堆栈上建立的临时指针，存储在当前任务内核态堆栈上；current 是当前任务指针。对于这些指针在内存中的变化情况我们可以用图 8-6 的

示意图说明。图中的长条表示内存字节序列。

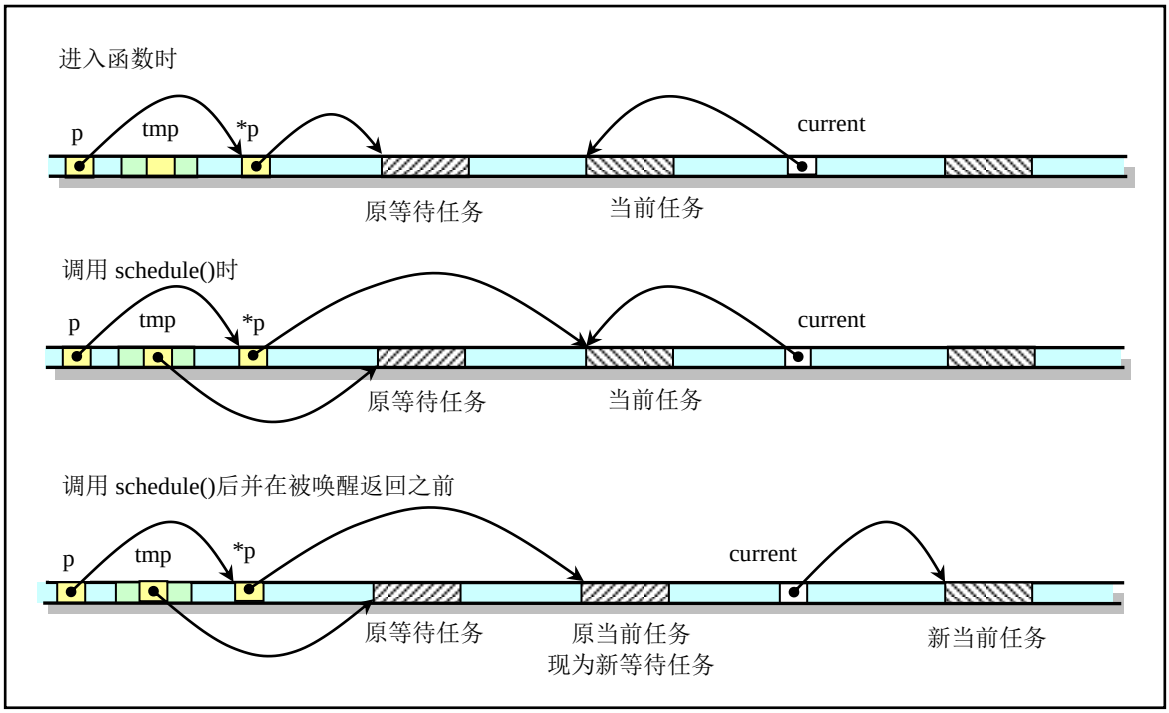



图 8-6 sleep_on()函数中指针变化示意图。

当刚进入该函数时，队列头指针*p 指向已经在等待队列中等待的任务结构（进程描述符）。当然，在系统刚开始执行时，等待队列上无等待任务。因此上图中原等待任务在刚开始时是不存在的，此时*p 指向 NULL。通过指针操作，在调用调度程序之前，队列头指针指向了当前任务结构，而函数中的临时指针 tmp 指向了原等待任务。在执行调度程序并在本任务被唤醒重新返回执行之前，当前任务指针被指向新的当前任务，并且 CPU 切换到该新的任务中执行。这样本次 sleep_on()函数的执行使得 tmp 指针指向队列中队列头指针指向的原等待任务，而队列头指针则指向此次新加入的等待任务，即调用本函数的任务。从而通过堆栈上该临时指针 tmp 的链接作用，在几个进程为等待同一资源而多次调用该函数时，内核程序就隐式地构筑出一个等待队列。从图 8-7 中我们可以更容易地理解 sleep_on()函数的等待队列形成过程。图中示出了当向队列头部插入第三个任务时的情况。

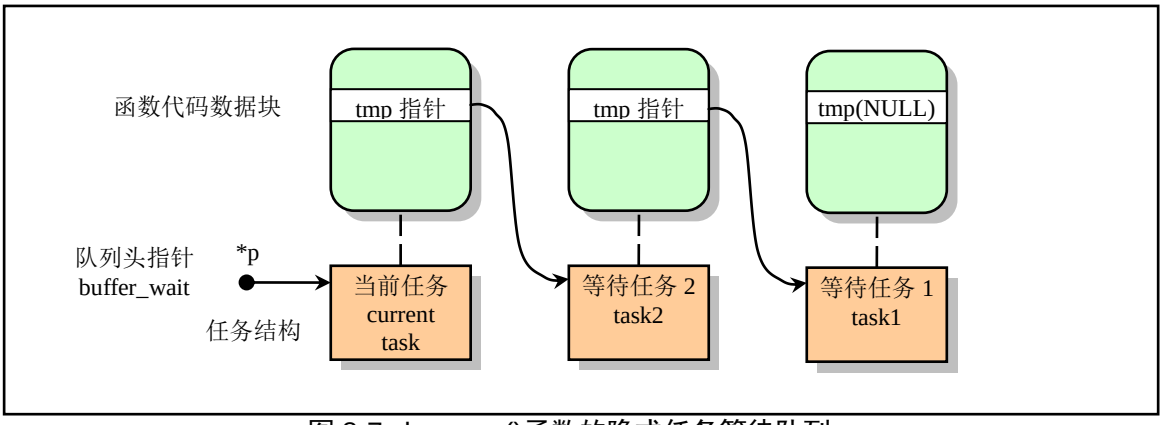



图 8-7 sleep_on()函数的隐式任务等待队列。

在插入等待队列后，sleep_on()函数就会调用 schedule()函数去执行别的进程。当进程被唤醒而重新执行时就会执行后续的语句，把比它早进入等待队列的一个进程唤醒。注意，这里所谓的唤醒并不是指进程处于执行状态，而是处于可以被调度执行的就绪状态。

唤醒操作函数 wake_up()把正在等待可用资源的指定任务置为就绪状态。该函数是一个通用唤醒函数。在有些情况下，例如读取磁盘上的数据块，由于等待队列中的任何一个任务都可能被先唤醒，因此还需要

把被唤醒任务结构的指针置空。这样，在其后进入睡眠的进程被唤醒而又重新执行 sleep_on()时，就无需唤醒该进程了。

还有一个函数 interruptible_sleep_on()，它的结构与 sleep_on()的基本类似，只是在进行调度之前是把当前任务置成了可中断等待状态，并在本任务被唤醒后还需要判断队列上是否有后来的等待任务，若有，则调度它们先运行。在内核 0.12 开始，这两个函数被合二为一，仅用任务的状态作为参数来区分这两种情况。

在阅读本文件的代码时，最好同时参考包含文件 include/linux/sched.h 文件中的注释，以便更清晰地了解内核的调度机理。

带注释的 sched.c 代码列表见程序 8-5，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/sched.c。

## 8.6.2 其他信息

### 8.6.2.1 软盘驱动器控制器

有关对软盘控制器进行编程的详细说明请参见第 6 章程序 floppy.c 后面的解说，这里仅对其作一简单介绍。在对软盘控制器进行编程时需要访问 4 个端口。这些端口分别对应控制器上一个或多个寄存器。对于 1.2M 的软盘控制器有以下一些端口。

表 8－2 软盘控制器端口

| I/O 端口 | 读写性 | 寄存器名称 |
|---|---|---|
| 0x3f2 | 只写 | 数字输出寄存器(数字控制寄存器) |
| 0x3f4 | 只读 | FDC 主状态寄存器 |
| 0x3f5 | 读/写 | FDC 数据寄存器 |
| 0x3f7 | 只读 | 数字输入寄存器 |
| 0x3f7 | 只写 | 磁盘控制寄存器(传输率控制) |

数字输出端口（数字控制端口）是一个 8 位寄存器，它控制驱动器马达开启、驱动器选择、启动/复位 FDC 以及允许/禁止 DMA 及中断请求。

FDC 的主状态寄存器也是一个 8 位寄存器,用于反映软盘控制器 FDC 和软盘驱动器 FDD 的基本状态。通常，在 CPU 向 FDC 发送命令之前或从 FDC 获取操作结果之前，都要读取主状态寄存器的状态位，以判别当前 FDC 数据寄存器是否就绪，以及确定数据传送的方向。

FDC 的数据端口对应多个寄存器（只写型命令寄存器和参数寄存器、只读型结果寄存器），但任一时刻只能有一个寄存器出现在数据端口 0x3f5。在访问只写型寄存器时，主状态控制的 DIO 方向位必须为 0（CPU → FDC），访问只读型寄存器时则反之。在读取结果时只有在 FDC 不忙之后才算读完结果，通常结果数据最多有 7 个字节。

软盘控制器共可以接受 15 条命令。每个命令均经历三个阶段：命令阶段、执行阶段和结果阶段。

命令阶段是 CPU 向 FDC 发送命令字节和参数字节。每条命令的第一个字节总是命令字节（命令码）。其后跟着 0--8 字节的参数。

执行阶段是 FDC 执行命令规定的操作。在执行阶段 CPU 是不加干预的，一般是通过 FDC 发出中断请求获知命令执行的结束。如果 CPU 发出的 FDC 命令是传送数据，则 FDC 可以以中断方式或 DMA 方式进行。中断方式每次传送 1 字节。DMA 方式是在 DMA 控制器管理下，FDC 与内存进行数据的传输直至全部数据传送完。此时 DMA 控制器会将传输字节计数终止信号通知 FDC，最后由 FDC 发出中断请求信号告知 CPU 执行阶段结束。

结果阶段是由 CPU 读取 FDC 数据寄存器返回值，从而获得 FDC 命令执行的结果。返回结果数据的长度为 0--7 字节。对于没有返回结果数据的命令，则应向 FDC 发送检测中断状态命令获得操作的状态。

### 8.6.2.2 可编程定时/计数控制器

1. Intel 8253（8254）芯片功能

Intel 8253（或 8254）是一个可编程定时/计数器（PIT - Programmable Interval Timer）芯片，用于解决计算机中通常碰到的时间控制问题，即在软件的控制下产生精确的时间延迟。该芯片提供了 3 个独立的 16 位计数器通道。每个通道可工作在不同的工作方式下，并且这些工作方式均可以使用软件来设置。8254 是 8253 的更新产品，主要功能基本一样，只是 8254 芯片增加了回读命令。在下面描述中我们用 8253 来代称 8253 和 8254 两种芯片，仅在它们功能有区别处再特别加以指出。

8253 芯片的编程相对来说比较简单，并且能够产生所希望的各种不同时间长度的延时。一个 8253（8254）芯片的结构框图见图 8-8 所示。

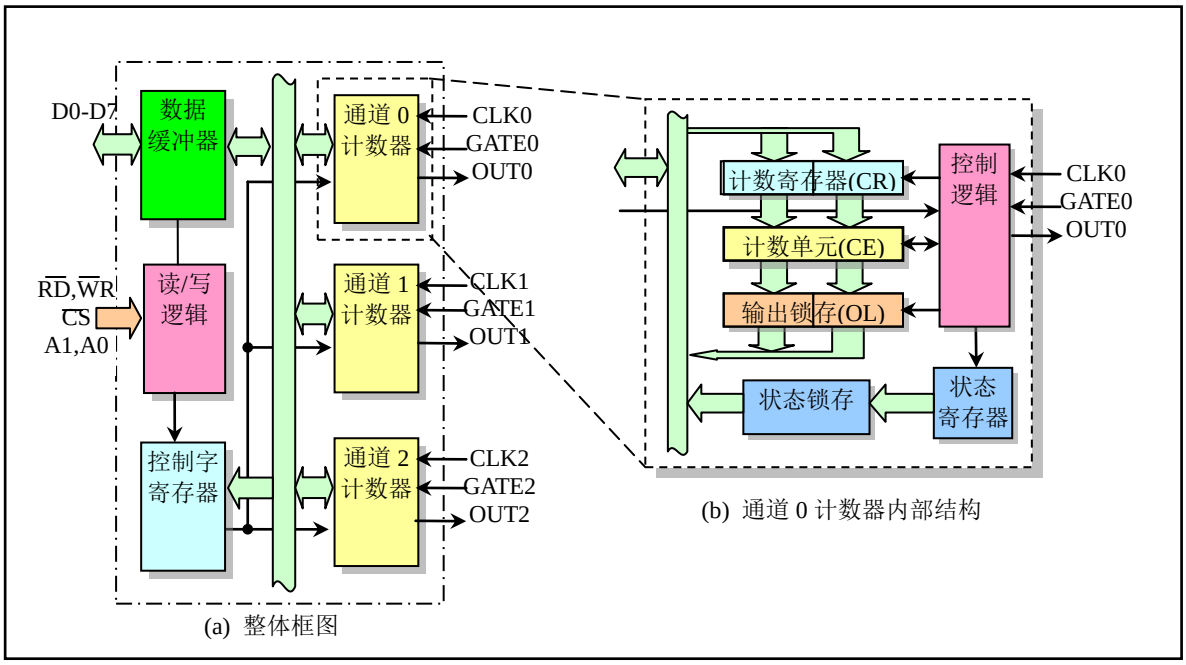



图 8-8 8253（8254）芯片的内部结构

其中 3 态、双向 8 位的数据总线缓冲器（Data Bus Buffer）用于与系统数据总线接口。读/写逻辑（Read/Write Logic）用于从系统总线上接收输入信号，并且生成输入到其他部分去的控制信号。地址线 A1、A0 用来选择需要读/写的 3 个计数器通道或控制字寄存器（Control Word Register）之一。通常它们被连接到系统的 A0,A1 地址线上。读写引脚 RD、WR 和片选引脚 CS 用于 CPU 控制 8253 芯片的读写操作。控制字寄存器用于 CPU 设置指定计数器的工作方式，是只写寄存器。但对于 8254 芯片则可以使用回读命令（Read-Back Command）来读取其中的状态信息。3 个独立的计数器通道作用完全相同，他们每个都可以工作在不同的方式下。控制字寄存器将确定每个计数器的工作方式。每个计数器的 CLK 引脚连接到时钟频率发生器（晶振）。8253 的时钟输入频率最高为 2.6MHz，而 8254 则可高达 10MHz。引脚 GATE 是计数器的门控制输入端，它用于控制计数器的起停以及计数器的输出状态。引脚 OUT 是计数器的输出信号端。

图 8-8(b)是其中一个计数器通道的内部逻辑框图。其中状态寄存器（Status Register）在锁定时将含有控制字寄存器的当前内容以及输出端的状态和 NULL 计数标志（Null Count Flag）。实际计数器是图中的 CE（计数单元）。它是一个 16 位可预置同步递减计数器。输出锁存 OL（Output Latch）是由 OLm 和 OLl 两个 8 位锁存器组成，分别表示锁存的高字节和低字节。通常这两个输出锁存器的内容跟随计数单元 CE 的内容变化而变化，但是如果芯片接收到一个计数器锁存命令时，那么它们的内容将被锁定。直到 CPU 读取它们的内容后，它们才会继续跟随 CE 的内容变化。注意，CE 的值是不可读的，每当你需要读取计数值时，读取的总是输出锁存 OL 中的内容。图 8-8(b)中另外两个是称为计数寄存器 CR（Count Register）的 8 位寄存器。当 CPU 把新的计数值写入计数器通道时，初始计数值就保存在这两个寄存器中，然后会被复制到计数单元 CE 中。在开始对计数器进行编程操作时，这两个寄存器将被清零。因此在初始计数值被保存到计数寄存器 CR 中之后，就会被送到计数单元 CE 中。当 GATE 开启时，计数单元会在时钟脉冲 CLK 的作用下执行递减计数操作。每次减 1，直到计数值递减为 0 时，就会向 OUT 引脚发出信号。

2. 8253（8254）芯片的编程

当系统刚上电时，8253 的状态是未知的。通过向 8253 写入一个控制字和一个初始计数值，我们就可以对想要使用的一个计数器进行编程。对于不使用的计数器我们可以不必对其编程。表 8–3 是控制寄存器内容的格式。

表 8－3 8253（8254）芯片控制字格式

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7 | SC1 | SC1、SC0 用于选择计数器通道 0-2，或者回读命令。（SC - Select Counter） |
| 6 | SC0 | 00 - 通道 0； 01 - 通道 1； 02 - 通道 2； 11 - 回读命令（仅 8254 有）。 |
| 5 | RW1 | RW1、RW0 用于计数器读写操作选择。（RW - Read Write） |
| 4 | RW0 | |

| | | |
|---|---|---|
| | | 00 - 表示是寄存器锁存命令；01 - 读写低字节（LSB）；<br>10 - 读写高字节（MSB）； 11 - 先读写低字节，再读写高字节。 |
| 3 | M2 | M2-M0 用于选择指定通道的工作方式。（M - Method） |
| 2 | M1 | 000 - 方式 0； 001 - 方式 1； 010 - 方式 2； |
| 1 | M0 | 011 - 方式 3； 100 - 方式 4； 101 - 方式 5。 |
| 0 | BCD | 计数值格式选择。 0 - 16 比特二进制计数； 1 - 4 个 BCD 码计数。 |

在 CPU 执行写操作时，若 A1，A0 线为 11（此时在 PC 微机上对应端口 0x43），那么控制字会被写入控制字寄存器中。而控制字的内容会指定正在编程的计数器通道。初始计数值则会被写入指定的计数器中。当 A1，A0 为 00、01、10（分别对应 PC 机端口 0x40、0x41 和 0x42）时就会分别选择 3 个计数器之一。在写入操作时，必须首先写入控制字，然后再写入初始计数值。初始计数值必须根据控制字中设定的格式写入（二进制的或 BCD 码格式）。在计数器开始工作时，我们仍然能随时向指定计数器重新写入新的初始值。这并不会影响已设置的计数器的工作方式。

在读操作时，对于 8254 芯片可有 3 种方法来读取计数器的当前计数值：①简单读操作；②使用计数器锁存命令；③使用回读命令。第 1 种方法在读时必须使用 GATE 引脚或相应逻辑电路暂时停止计数器的时钟输入。否则计数操作可能正在进行，从而造成读取的结果有误。第 2 种方法是使用计数器锁存命令。该命令是在读操作前首先发送到控制字寄存器，并由 D5，D4 两个比特位（00）指明发送的是计数器锁存命令而非控制字命令。当计数器接收到该命令时，它会把计数单元 CE 中的计数值锁存到输出锁存寄存器 OL 中。此时 CPU 若不读取 OL 中的内容，那么 OL 中的数值将保持不变，即使你又发送了另外一条计数器锁存命令。只有在 CPU 执行了读取该计数器操作后，OL 的内容才又会自动地跟随计数单元 CE 进行变化。第 3 种方法是使用回读命令。但只有 8254 有此功能。这个命令允许程序检测当前计数值、计数器运行的方式，以及当前输出状态和 NULL 计数标志。与第 2 中方法类似，在锁定计数值后，只有在 CPU 执行了读取该计数器操作后，OL 的内容才又会自动地跟随计数单元 CE 进行变化。

3. 计数器工作方式

8253/8254 的 3 个计数器通道可以有各自独立的工作方式，有以下 6 种方式可供选择。

(1) 方式 0 - 计数结束中断方式（Interrupt on terminal count）

该方式设定后，输出引脚 OUT 为低电平。并且始终保持为低电平直到计数递减为 0。此时 OUT 变为高电平并保持为高电平直到写入一个新的计数值或又重新设置控制字为方式 0。这种方式通常用于事件计数。这种方式的特点是允许使用 GATE 引脚控制计数暂停；计数结束时输出变高电平可作为中断信号；在计数期间可以重新装入初始计数值，并且在接收到计数高字节后重新执行计数工作。

(2) 方式 1 - 硬件可触发单次计数方式（Hardware Retriggerable One-shot）

工作在这种方式下时，OUT 刚开始处于高电平。在 CPU 写入了控制字和初始计数值后，计数器准备就绪。此时可使用 GATE 引脚上升沿触发计数器开始工作，而 OUT 则变为低电平。直到计数结束（0），OUT 变为高电平。在计数期间或计数结束后，GATE 重新变高电平又会触发计数器装入初始计数值并重新开始计数操作。对于这种工作方式，GATE 信号不起作用。

(3) 方式 2 - 频率发生器方法（Rate Generator）

该方式的功能类似于一个 N 分频器。通常用于产生实时时钟中断。初始状态下 OUT 为高电平。当计数值递减为 1 时，OUT 变为低电平后再变成高电平。间隔时间为一个 CLK 脉冲宽度。此时计数器会重新加载初始值并重复上述过程。因此对于初始计数值为 N 的情况，会在每 N 个时钟脉冲时输出一个低电平脉冲信号。在这种方式下 GATE 可控制计数的暂停和继续。当 GATE 变高时会让计数器重新加载初始值并开始重新计数。

(4) 方式 3 - 方波发生器方式（Square Wave Mode）

该方式通常用于波特率发生器。该方式与方式 2 类似，但 OUT 输出的是方波。如果初始计数值是 N，那么方波的频率是输入时钟 CLK 的 N 分之一。该方式的特点是方波占空比约为 1 比 1（当 N 为奇数时略有差异），并且在计数器递减过程中若重新设置新的初始值，这个初始值要到前一个计数完成后才起作用。

(5) 方式 4 - 软件触发选通方式（Software Triggered Strobe）

初始状态下 OUT 为高电平。当计数结束时 OUT 将输出一个时钟脉冲宽度的低电平，然后变高（低电平选通）。计数操作是由写入初始计数值而“触发”的。在该工作方式下，GATE 引脚可以控制计数暂停（1 允许计数），但不影响 OUT 的状态。如果在计数过程中写入了一个新的初始值，那么计数器会在一个时钟脉冲后使用新值来重新进行计数操作。

(6) 方式 5 - 硬件触发选通方式（Hardware Triggered Strobe）

初始状态下 OUT 为高电平。计数操作将由 GATE 引脚上升沿触发。当计数结束，OUT 将输出一个时钟 CLK 脉冲宽度的低电平，然后变高。在写入控制字和初始值后，计数器并不会立刻加载初始计数值而开始工作。只有当 GATE 引脚变为高电平后的一个 CLK 时钟脉冲后才会被触发开始工作。

对于 PC/AT 及其兼容微机系统，采用的是 8254 芯片。3 个定时/计数器通道被分别用于日时钟计时中断信号、动态内存 DRAM 刷新定时电路和主机扬声器音调合成。3 个计数器的输入时钟频率都是 1.193180MHz。PC/AT 微机中 8254 芯片连接示意图见图 8-9 所示。其中 A1，A0 引线被连接到系统地址线 A1，A0 上。并且当系统地址线 A9--A2 信号是 0b0010000 时会选择 8254 芯片，因此 PC/AT 系统中 8254 芯片的 IO 端口地址范围是 0x40--0x43。其中 0x40--0x42 分别对应选择计数器通道 0--2，0x43 对应控制字寄存器写端口。

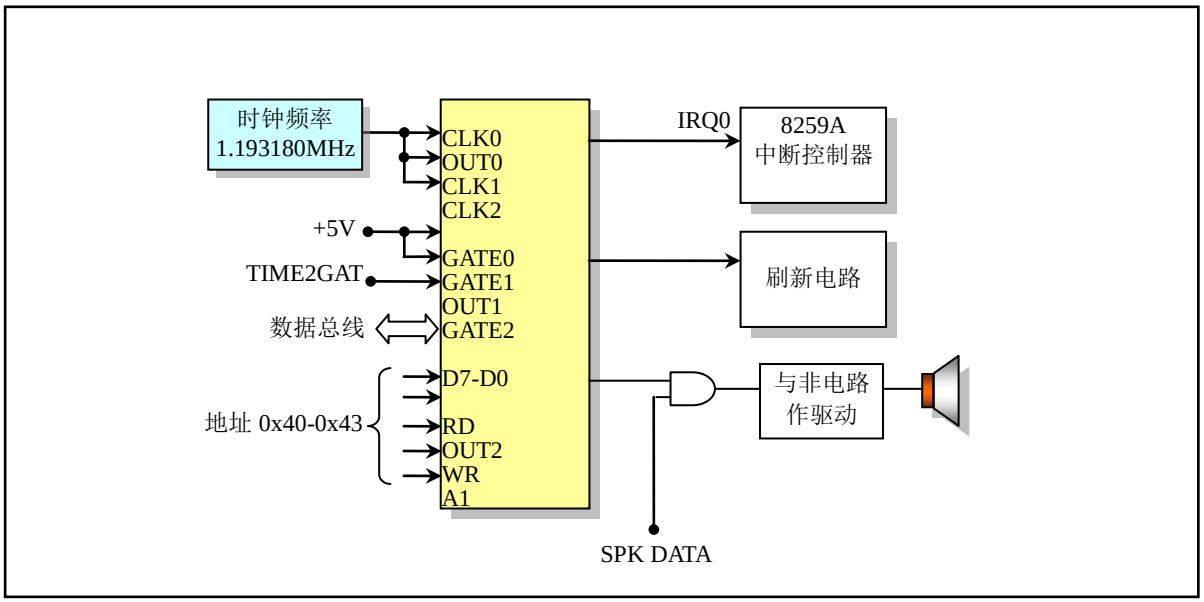



图 8-9 PC 微机中定时/计数芯片连接示意图

对于计数器通道 0，其 GATE 引脚固定连在高电平上。系统刚上电时它被 BIOS 程序设置成工作在方式 3 下（方波发生器方式），初始计数值被默认设置为 0，即表示计数值是 65536（0--65535）。因此每秒钟 OUT0 引脚会发出频率为 18.2HZ（1.193180MHz/65536）的方波信号。OUT0 被连接至可编程中断控制器 8259 芯片的 0 级中断请求端。因此利用方波上升沿可触发中断请求，使得系统每间隔 54.9ms（1000ms/18.2）就发出一个中断请求。

计数器通道 1 的 GATE 引脚也直接连接到高电平上，因此处于允许计数状态。其工作在方式 2（频率发生器方式）下，初始值通常被设置为 18。该计数器被用来向 PC/XT 系统的 DMA 控制器通道 2 或 PC/AT 系统的刷新电路发出 RAM 刷新信号。大约每 15 微秒输出一个信号，输出频率为 1.19318/18 = 66.288KHz。

计数器通道 2 的 GATE 引脚（TIME2GATE）被连接至 8255A 芯片端口 B 的 D0 引脚或等效逻辑电路中。图 8-9 中的 SPK DATA 被连接至 8255A 芯片端口 B（0x61）的 D1 引脚或等效逻辑电路中。该计数器通道用于让主机扬声器发出音调，但也可以与 8255A 芯片（或其等效电路）配合作为一个普通定时器使用。

Linux 0.12 操作系统只对 8254 的计数器通道 0 进行了重新设置，使得该计数器工作在方式 3 下、计数初始值采用二进制，并且初始计数值被设置为 LATCH（1193180/100）。即让计数器 0 每间隔 10 毫秒发出一个方波上升沿信号以产生中断请求信号（IRQ0）。因此向 8254 写入的控制字是 0x36（0b00110110），随后写入初始计数值的低字节和高字节。初始计数值低字节和高字节值分别为(LATCH & 0xff)和(LATCH >> 8)。这个间隔定时产生的中断请求就是 Linux 0.12 内核工作的脉搏，它用于定时切换当前执行的任务和统计每个任务使用的系统资源量（时间）。

# 8.7 signal.c 程序

signal.c 程序（程序 8-6）用于实现进程之间信号传递和通信机制。为保持兼容性，程序中提供了两种

处理信号的方式。下面比较详细地介绍了 Linux 信号处理机制和实现方法。

## 8.7.1 功能描述

signal.c 程序涉及内核中所有有关信号处理的函数。在 UNIX 系统中，信号是一种“软件中断”处理机制。有许多较为复杂的程序会使用到信号。信号机制提供了一种处理异步事件的方法。例如，用户在终端键盘上键入 ctrl-C 组合键来终止一个程序的执行。该操作就会产生一个 SIGINT（SIGnal INTerrupt）信号，并被发送到当前前台执行的进程中；当进程设置的一个报警时钟到期时，系统就会向进程发送一个 SIGALRM 信号；当发生硬件异常时，系统也会向正在执行的进程发送相应的信号。另外，一个进程也可以向另一个进程发送信号。例如使用 kill()函数向同组的子进程发送终止执行信号。

信号处理机制在很早的 UNIX 系统中就已经有了，但那些早期 UNIX 内核中信号处理的方法并不是那么可靠。信号可能会被丢失，而且在处理紧要区域代码时进程有时很难关闭一个指定的信号，后来 POSIX 提供了一种可靠处理信号的方法。为了保持兼容性，本程序中还是提供了两种处理信号的方法。

在内核代码中通常使用一个无符号长整数（32 位）中的比特位来表示各种不同信号。因此最多可表示 32 个不同的信号。在本版 Linux 内核中，定义了 22 种不同的信号。其中 20 种信号是 POSIX.1 标准中规定的所有信号，另外 2 种是 Linux 的专用信号：SIGUNUSED（未定义）和 SIGSTKFLT（堆栈错），前者可表示系统目前还不支持的所有其他信号种类。这 22 种信号的具体名称和定义可参考程序后的信号列表，也可参阅 include/signal.h 头文件。

### 8.7.1.1 信号处理

对于进程来说，当收到一个信号时，可以由三种不同的处理或操作方式。

1. 忽略该信号。大多数信号都可以被进程忽略。但有两个信号忽略不掉：SIGKILL 和 SIGSTOP。其原因是为了给超级用户提供一个确定的方法来终止或停止指定的任何进程。另外，若忽略掉某些硬件异常而产生的信号（例如被 0 除），则进程的行为或状态就可能变得不可知了。
2. 捕获该信号。为了进行该操作，我们必须首先告诉内核在指定的信号发生时调用我们自定义的信号处理函数。在该处理函数中，我们可以做任何操作，当然也可以什么不做，起到忽略该信号的同样作用。自定义信号处理函数来捕获信号的一个例子是：如果我们在程序执行过程中创建了一些临时文件，那么我们就可以定义一个函数来捕获 SIGTERM（终止执行）信号，并在该函数中做一些清理临时文件的工作。SIGTERM 信号是 kill 命令发送的默认信号。
3. 执行默认操作。内核为每种信号都提供一种默认操作。通常这些默认操作就是终止进程的执行。参见程序后信号列表中的说明。

本程序给出了设置和获取进程信号阻塞码（屏蔽码）系统调用函数 sys_ssetmask()和 sys_sgetmask()、信号处理系统调用 sys_signal()（即传统信号处理函数 signal()）、修改进程在收到特定信号时所采取的行动的系统调用 sys_sigaction()(既可靠信号处理函数 sigaction())以及在系统调用中断处理程序中处理信号的函数 do_signal()。有关信号操作的发送信号函数 send_sig()和通知父进程函数 tell_father()则被包含在另一个程序（exit.c）中。程序中的名称前缀 sig 均是信号 signal 的简称。

signal()和 sigaction()的功能比较类似，都是更改信号原处理句柄（handler ,或称为处理程序）。但 signal()就是内核操作上述传统信号处理的方式，在某些特殊时刻可能会造成信号丢失。当用户想对特定信号使用自己的信号处理程序（信号句柄）时，需要使用 signal()或 sigaction()系统调用首先在进程自己的任务数据结构中设置 sigaction[]结构数组项，把自身信号处理程序的指针和一些属性“记录”在该结构项中。当内核在退出一个系统调用和某些中断过程时会检测当前进程是否收到信号。若收到了用户指定的特定信号，内核就会根据进程任务数据结构中 sigaction[]中对应信号的结构项执行用户自己定义的信号处理服务程序。

在 include/signal.h 头文件第 55 行上，signal()函数原型声明如下：

```
void (*signal(int signr, void (*handler)(int)))(int);
```

这个 signal()函数有两个参数。一个指定需要捕获的信号 signr；另外一个是新的信号处理函数指针（新的信号处理句柄）void (*handler)(int)。新的信号处理句柄是一个无返回值且具有一个整型参数的函数指针，该整型参数用于当指定信号发生时内核将其传递给处理句柄。

signal()函数的原型声明看上去比较复杂，但是若我们定义一个如下类型：

```
typedef  void sigfunc(int);
```

那么我们可以把 signal()函数的原型改写成下面的简单样子：

```
sigfunc *signal(int signr, sigfunc *handler);
```

signal()函数会给信号值是 signr 的信号安装一个新的信号处理函数句柄 handler，该信号句柄可以是用户指定的一个信号处理函数，也可以是内核提供的特定的函数指针 SIG_IGN 或 SIG_DFL。

当指定的信号到来时，如果相关的信号处理句柄被设置成 SIG_IGN，那么该信号就会被忽略掉。如果信号句柄是 SIG_DFL，那么就会执行该信号的默认操作。否则，如果信号句柄被设置成用户的一个信号处理函数，那么内核首先会把该信号句柄被复位成其默认句柄，或者会执行与实现相关的信号阻塞操作，然后会调用执行指定的信号处理函数。

signal()函数会返回原信号处理句柄，这个返回的句柄也是一个无返回值且具有一个整型参数的函数指针。并且在新句柄被调用执行过一次后，信号处理句柄又会被恢复成默认处理句柄值 SIG_DFL。

在 include/signal.h 文件中（第 45 行起），默认句柄 SIG_DFL 和忽略处理句柄 SIG_IGN 的定义是：

```
#define SIG_DFL      ((void (*)(int))0)
#define SIG_IGN      ((void (*)(int))1)
```

都分别表示无返回值的函数指针，与 signal()函数中第二个参数的要求相同。指针值分别是 0 和 1。这两个指针值逻辑上讲是实际程序中不可能出现的函数地址值。因此在 signal()函数中就可以根据这两个特殊的指针值来判断是否使用默认信号处理句柄或忽略对信号的处理（当然 SIGKILL 和 SIGSTOP 是不能被忽略的）。参见下面程序列表中第 94—98 行的处理过程。

当一个程序被执行时，系统会设置其处理所有信号的方式为 SIG_DFL 或 SIG_IGN。另外，当程序 fork()一个子进程时，子进程会继承父进程的信号处理方式（信号屏蔽码）。因此父进程对信号的设置和处理方式在子进程中同样有效。

为了能连续地捕获一个指定的信号，signal()函数的通常使用方式例子如下。

```
void sig_handler(int signr)          // 信号句柄。
{
    signal(SIGINT, sig_handler);     // 为处理下一次信号发生而重新设置自己的处理句柄。
    ...
}

main ()
{
    signal(SIGINT, sig_handler);     // 主程序中设置自己的信号处理句柄。
    ...
}
```

signal()函数不可靠的原因在于当信号已经发生而进入自己设置的信号处理函数中，但在重新再一次设置自己的处理句柄之前，在这段时间内有可能又有一个信号发生。但是此时系统已经把处理句柄设置成默认值。因此就有可能造成信号丢失。

sigaction()函数采用了 sigaction 数据结构来保存指定信号的信息，它是一种可靠的内核处理信号的机制，它可以让我们方便地查看或修改指定信号的处理句柄。该函数是 signal()函数的一个超集。该函数在 include/signal.h 头文件（第 66 行）中的声明为：

```
int sigaction(int sig, struct sigaction *act, struct sigaction *oldact);
```

其中参数 sig 是我们需要查看或修改其信号处理句柄的信号，后两个参数是 sigaction 结构的指针。当参数 act 指针不是 NULL 时，就可以根据 act 结构中的信息修改指定信号的行为。当 oldact 不为空时，内核就会在该结构中返回信号原来的设置信息。sigaction 结构见如下所示：

```
48 struct sigaction {
49         void (*sa_handler)(int);          // 信号处理句柄。
50         sigset_t sa_mask;                 // 信号的屏蔽码，可以阻塞指定的信号集。
51         int sa_flags;                     // 信号选项标志。
52         void (*sa_restorer)(void);        // 信号恢复函数指针（系统内部使用）。
53 };
```

当修改一个信号的处理方法时，如果处理句柄 sa_handler 不是默认处理句柄 SIG_DFL 或忽略处理句柄 SIG_IGN，那么在 sa_handler 处理句柄可被调用前，sa_mask 字段就指定了需要加入到进程信号屏蔽位图中的一个信号集。如果信号处理句柄返回，系统就会恢复进程原来的信号屏蔽位图。这样在一个信号句柄被调用时，我们就可以阻塞指定的一些信号。当信号句柄被调用时，新的信号屏蔽位图会自动地把当前发送的信号包括进去，阻塞该信号的继续发送。从而在我们处理一指定信号期间能确保阻塞同一个信号而不让其丢失，直到此次处理完毕。另外，在一个信号被阻塞期间而又多次发生时通常只保存其一个样例，也即在阻塞解除时对于阻塞的多个同一信号只会再调用一次信号处理句柄。在我们修改了一个信号的处理句柄之后，除非再次更改，否则就一直使用该处理句柄。这与传统的 signal()函数不一样。signal()函数会在一处理句柄结束后将其恢复成信号的默认处理句柄。

sigaction 结构中的 sa_flags 用于指定其他一些处理信号的选项，这些选项的定义请参见 include/signal.h 文件中（第 36-39 行）的说明。

sigaction 结构中的最后一个字段和 sys_signal()函数的参数 restorer 是一函数指针。它在编译连接程序时由 Libc 函数库提供，用于在信号处理程序结束后清理用户态堆栈，并恢复系统调用存放在 eax 中的返回值，见下面详细说明。

do_signal()函数是内核系统调用(int 0x80)中断处理程序中对信号的预处理程序。在进程每次调用系统调用或者发生时钟等中断时，若进程已收到信号，则该函数就会把信号的处理句柄（即对应的信号处理函数）插入到用户程序堆栈中。这样，在当前系统调用结束返回后就会立刻执行信号句柄程序，然后再继续执行用户的程序，见图 8-10 所示。

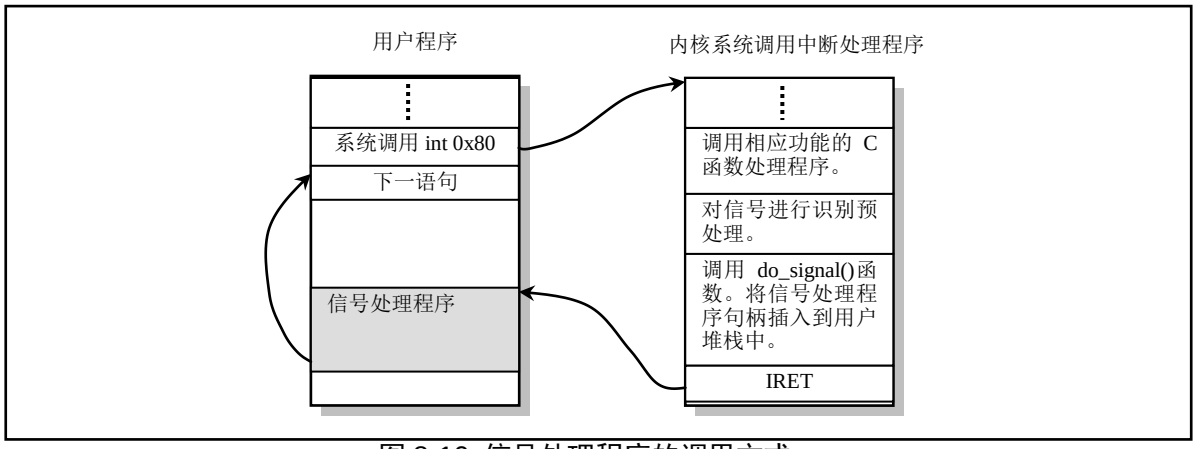



图 8-10 信号处理程序的调用方式。

在把信号处理程序的参数插入到用户堆栈中之前，do_signal()函数首先会把用户程序堆栈指针向下扩展 longs 个长字（参见下面程序中 195 行），然后将相关的参数添入其中，参见图 8-11 所示。由于 do_signal()函数从 193 行开始的代码比较难以理解，下面我们将对其进行详细描述。

在用户程序调用系统调用刚进入内核时，该进程的内核态堆栈上会由 CPU 自动压入如图 8-11 中所示的内容，也即：用户程序的 SS 和 ESP 以及用户程序中下一条指令的执行点位置 CS 和 EIP。在处理完此次指定的系统调用功能并准备调用 do_signal()时（也即 sys_call.s 程序 124 行之后），内核态堆栈中的内容见图 8-12 中左边所示。因此 do_signal()的参数即是这些在内核态堆栈上的内容。

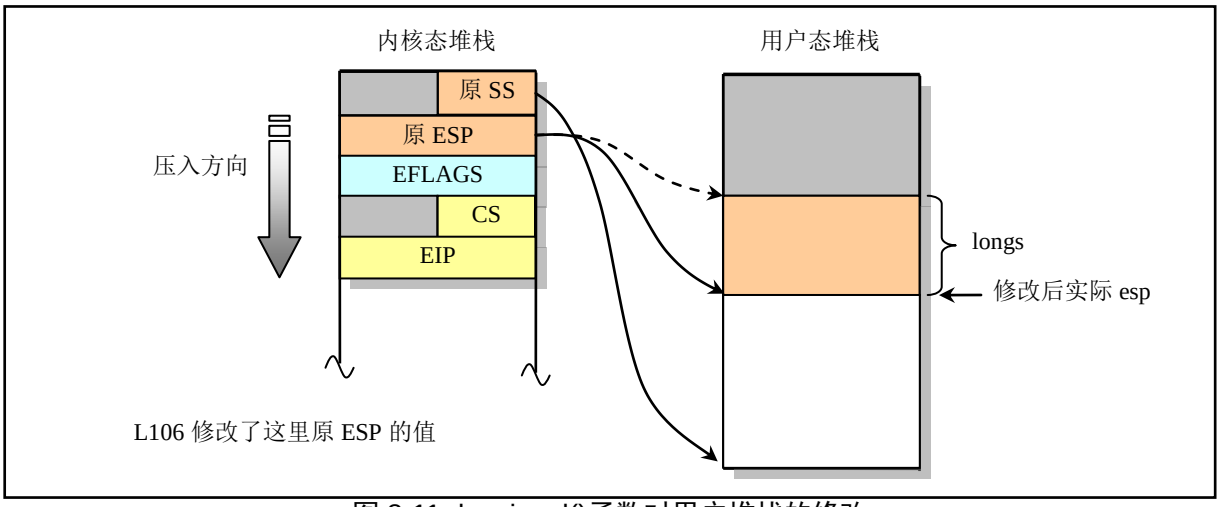



图 8-11 do_signal()函数对用户堆栈的修改

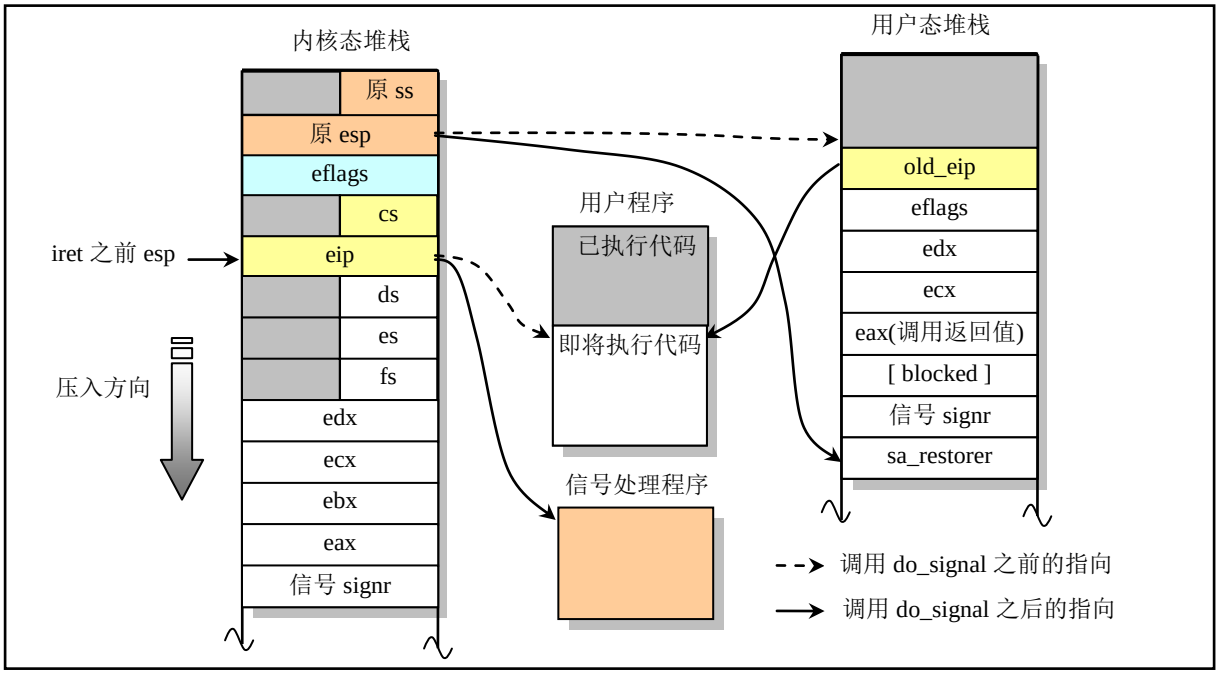



图 8-12 do_signal()函数修改用户态堆栈的具体过程

在 do_signal()处理完两个默认信号句柄（SIG_IGN 和 SIG_DFL）之后，若用户自定义了信号处理程序（信号句柄 sa_handler），则从 193 行起 do_signal()开始准备把用户自定义的句柄插入用户态堆栈中。它首先把内核态堆栈中原用户程序的返回执行点指针 eip 保存为 old_eip，然后将该 eip 替换成指向自定义句柄 sa_handler，也即让图中内核态堆栈中的 eip 指向 sa_handler。接下来通过把内核态中保存的“原 esp”减去 longs 值，把用户态堆栈向下扩展了 7 或 8 个长字空间。最后把内核堆栈上的一些寄存器内容复制到了这个空间中，见图中右边所示。

总共往用户态堆栈上放置了 7 到 8 个值，我们现在来说明这些值的含义以及放置这些值的原因。

old_eip 即是原用户程序的返回地址，它是在内核堆栈上 eip 被替换成信号句柄地址之前保留下来的。eflags、edx 和 ecx 是原用户程序在调用系统调用之前的值，基本上也是调用系统调用的参数，在系统调用返回后仍然需要恢复这些用户程序的寄存器值。eax 中保存有系统调用的返回值。如果所处理的信号还允许收到本身，则堆栈上还存放有该进程的阻塞码 blocked。下一个是信号 signr 值。

最后一个是信号活动恢复函数的指针 sa_restorer。这个恢复函数不是由用户设定的，因为在用户定义 signal()函数时只提供了一个信号值 signr 和一个信号处理句柄 handler。

下面是为 SIGINT 信号设置自定义信号处理句柄的一个简单例子，默认情况下，按下 Ctrl-C 组合键会产生 SIGINT 信号。

```
#include <signal.h>
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>

void handler(int sig)                          // 信号处理句柄。
{
    printf("The signal is %d\n", sig);
    (void) signal(SIGINT, SIG_DFL);            // 恢复 SIGINT 信号的默认处理句柄。（实际上内核会
}                                              // 自动恢复默认值，但对于其他系统未必如此）

int main()
{
    (void) signal(SIGINT, handler);            // 设置 SIGINT 的用户自定义信号处理句柄。
    while (1) {
        printf("Signal test.\n");
        sleep(1);                              // 等待 1 秒钟。
    }
}
```

其中，信号处理函数 handler()会在信号 SIGINT 出现时被调用执行。该函数首先输出一条信息，然后会把 SIGINT 信号的处理过程设置成默认信号处理句柄。因此在第二次按下 Ctrl-C 组合键时，SIG_DFL 会让该程序结束运行。

那么 sa_restorer 这个函数是从哪里来的呢？其实它是由函数库提供的。在 Linux 的 Libc-2.2.2 函数库文件（misc/子目录）中有它的函数，定义如下：

```
.globl ____sig_restore
.globl ____masksig_restore
# 若没有 blocked 则使用这个 restorer 函数
____sig_restore:
    addl $4,%esp            # 丢弃信号值 signr
    popl %eax               # 恢复系统调用返回值。
    popl %ecx               # 恢复原用户程序寄存器值。
    popl %edx
    popfl                   # 恢复用户程序时的标志寄存器。
    ret
# 若有 blocked 则使用下面这个 restorer 函数，blocked 供 ssetmask 使用。
____masksig_restore:
    addl $4,%esp            # 丢弃信号值 signr
    call ____ssetmask       # 设置信号屏蔽码 old blocking
    addl $4,%esp            # 丢弃 blocked 值。
    popl %eax
    popl %ecx
    popl %edx
    popfl
    ret
```

该函数的主要作用是为了在信号处理程序结束后，恢复用户程序执行系统调用后的返回值和一些寄存器内容，并清除作为信号处理程序参数的信号值 signr。在编译连接用户自定义的信号处理函数时，编译程序会调用 Libc 库中信号系统调用函数把 sa_restorer()函数插入到用户程序中。库文件中信号系统调用的函数实现见如下所示。

```
01 #define __LIBRARY__
02 #include <unistd.h>
03
04 extern void ___sig_restore();
05 extern void ___masksig_restore();
06
   // 库函数中用户调用的 signal()包裹函数。
07 void (*signal(int sig, __sighandler_t func))(int)
08 {
09         void (*res)();
10         register int __fooebx __asm__ ("bx") = sig;
11         __asm__("int $0x80":"=a" (res):
12         "0" (__NR_signal),"r" (__fooebx),"c" (func),"d" ((long)___sig_restore));
13         return res;
14 }
15
   // 用户调用的 sigaction()函数。
16 int sigaction(int sig,struct sigaction * sa, struct sigaction * old)
17 {
18         register int __fooebx __asm__ ("bx") = sig;
19         if (sa->sa_flags & SA_NOMASK)
20                 sa->sa_restorer=___sig_restore;
21         else
22                 sa->sa_restorer=___masksig_restore;
23         __asm__("int $0x80":"=a" (sig)
24                 :"0" (__NR_sigaction),"r" (__fooebx),"c" (sa),"d" (old));
25         if (sig>=0)
26                 return 0;
27         errno = -sig;
28         return -1;
29 }
```

sa_restorer()函数负责清理在信号处理程序执行完后恢复用户程序的寄存器值和系统调用返回值，就好象没有运行过信号处理程序，而是直接从系统调用中返回的。

最后说明一下执行的流程。在 do_signel()执行完后，sys_call.s 将会把进程内核态堆栈上 eip 以下的所有值弹出堆栈。在执行了 iret 指令之后，CPU 将把内核态堆栈上的 cs:eip、eflags 以及 ss:esp 弹出，恢复到用户态去执行程序。由于 eip 已经被替换为指向信号句柄，因此，此刻即会立即执行用户自定义的信号处理程序。在该信号处理程序执行完后，通过 ret 指令，CPU 会把控制权移交给 sa_restorer 所指向的恢复程序去执行。而 sa_restorer 程序会做一些用户态堆栈的清理工作，也即会跳过堆栈上的信号值 signr，并把系统调用后的返回值 eax 和寄存器 ecx、edx 以及标志寄存器 eflags 弹出，完全恢复了系统调用后各寄存器和 CPU 的状态。最后通过 sa_restorer 的 ret 指令弹出原用户程序的 eip（也即堆栈上的 old_eip），返回去执行用户程序。

另外，sys_suspend()系统调用用于临时把进程信号屏蔽码替换成参数中给定的 set，然后挂起进程，直到收到一个信号为止。该系统调用被申明为带有三个参数的如下形式：

int sys_sigsuspend(int restart, unsigned long old_mask, unsigned long set)

其中 restart 是一个标志。当第 1 次调用该系统调用时，它是 0。并且在该函数中会把进程原来的阻塞码 blocked 保存起来（old_mask），并设置 restart 为非 0 值。因此当进程第 2 次调用该系统调用时，它就会恢复进程原来保存在 old_mask 中的阻塞码。

虽然该系统调用带有三个参数，但一般用户程序在调用该函数时过程中仅使用带有一个 set 参数的如下形式：

int sigsuspend(unsigned long set)

这是该系统调用在 C 库中的实现形式。前两个参数将由 sigsuspend()库函数进行处理。该库函数的一般实现类似如下代码：

```
#define __LIBRARY__
#include <unistd.h>

int sigsuspend(sigset_t *sigmask)
{
        int res;

        register int __fooebx __asm__ ("bx") = 0;
        __asm__("int $0x80"
                :"=a" (res)
                :"0" (__NR_sigsuspend), "r" (__fooebx), "c" (0), "d" (*sigmask)
                :"bx","cx");
        if (res >= 0)
                return res;
        errno = -res;
        return -1;
}
```

### 8.7.1.2 被信号中断的系统调用的重新启动

如果进程在执行一个慢速系统调用而被阻塞期间收到了一个信号，那么这个系统调用就会被中断而不再继续执行。此时该系统调用会返回出错信息，相应的全局错误码变量 errno 被设置成 EINTR，表示系统调用被信号中断。例如对于读写管道、终端设备以及网络设备时，如果所读数据不存在或者设备不能立刻接受数据，那么系统调用的调用程序将被一直阻塞着。因此对于一些慢速系统调用就可以在必要时使用信号来中断他们并返回到用户程序中。这也包括 pause()和 wait()等系统调用。

但在在某些情况下并无必要让用户程序来亲自处理被中断的系统调用。因为有时用户并不知道的设备是否是低速设备。如果编制的程序可以以交互方式运行，那么它可能会读写低速设备。如果在这种程序中捕捉信号，而系统并没有提供系统调用的自动重新启动功能，那么程序在每次读写系统调用时就需要对出错返回码进行检测。如果是被信号中断的就需要重新再次进行读写操作。例如，在执行一个读操作时，若它被信号中断，那么我们为了让它能继续执行读操作就会要求用户编制出如下的代码段：

```
again：
       if (( n = read(fd, buff, BUFFSIZE)) < 0 ) {
                if (errno == EINTR)
                        goto again;          /* 是一个被中断的系统调用 */
        }
```

为了让用户程序不必处理某些被中断的系统调用情况，在处理信号时引进了对某些被中断系统调用的重新启动（重新执行）功能。自动重新启动的系统调用包括：ioctl、read、write、wait 和 waitpit。其中前面 3 个系统调用只有对低速设备进行操作时才会被信号中断。而 wait 和 waitpid 在捕捉到信号时总是会被中断。

在处理信号时根据设置在 sigaction 结构中的标志，可以选择是否重新启动被中断的系统调用。在 Linux 0.12 内核中，如果在 sigaction 结构中设置了 SA_INTERRUPT 标志（系统调用可中断），并且相关信号不是 SIGCONT、SIGSTOP、SIGTSTP、SIGTTIN 和 SIGTTOU，那么在系统调用执行时收到信号就会被中断。否则内核会自动重新执行被中断的系统调用。执行的方法是首先恢复调用系统调用时原来寄存器 eax 的值，然后把用户程序代码的执行指针 eip 回调两个字节，即让 eip 重新指向系统调用中断 int 0x80 指令。

对于目前的 Linux 系统，标志 SA_INTERRUPT 已经弃置不用，取而代之的是具有相反含义的标志

SA_RESTART，即在本信号处理句柄执行完毕需要重新启动被中断的系统调用。

带注释的 signal.c 代码列表见程序 8-6，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/signal.c。

## 8.7.2 其他信息

### 8.7.2.1 进程信号说明

进程中的信号是用于进程之间通信的一种简单消息，通常是下表中的一个标号数值，并且不携带任何其他的信息。例如当一个子进程终止或结束时，就会产生一个标号为 18 的 SIGCHILD 信号发送给父进程，以通知父进程有关子进程的当前状态。

关于一个进程如何处理收到的信号，一般有两种做法：一是程序的进程不去处理，此时该信号会由系统相应的默认信号处理程序进行处理；第二种做法是进程使用自己的信号处理程序来处理信号。Linux 0.12 内核所支持的信号见表 8–4 所示。

表 8－4 进程信号

| 标号 | 名称 | 说明 | 默认操作 |
|---|---|---|---|
| 1 | SIGHUP | (Hangup) 当你不再有控制终端时内核会产生该信号，或者当你关闭 Xterm 或断开 modem。由于后台程序没有控制的终端，因而它们常用 SIGHUP 来发出需要重新读取其配置文件的信号。 | (Abort) 挂断控制终端或进程。 |
| 2 | SIGINT | (Interrupt) 来自键盘的中断。通常终端驱动程序会将其与^C 绑定。 | (Abort) 终止程序。 |
| 3 | SIGQUIT | (Quit) 来自键盘的退出中断。通常终端驱动程序会将其与^\绑定。 | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 4 | SIGILL | (Illegal Instruction) 程序出错或者执行了一条非法操作指令。 | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 5 | SIGTRAP | (Breakpoint/Trace Trap) 调试用，跟踪断点。 | |
| 6 | SIGABRT | (Abort) 放弃执行，异常结束。 | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 7 | SIGIOT | (IO Trap) 同 SIGABRT | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 8 | SIGUNUSED | (Unused) 没有使用。 | |
| 9 | SIGFPE | (Floating Point Exception) 浮点异常。 | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 10 | SIGKILL | (Kill) 程序被终止。该信号不能被捕获或者被忽略。想立刻终止一个进程，就发送信号 9。注意程序将没有任何机会做清理工作。 | (Abort) 程序被终止。 |
| 11 | SIGUSR1 | (User defined Signal 1) 用户定义的信号。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 12 | SIGSEGV | (Segmentation Violation) 当程序引用无效的内存时会产生此信号。比如：寻址没有映射的内存；寻址未许可的内存。 | (Dump) 程序被终止并产生 dump core 文件。 |
| 13 | SIGUSR2 | (User defined Signal 2) 保留给用户程序用于 IPC 或其他目的。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 14 | SIGPIPE | (Pipe) 当程序向一个套接字或管道写时由于没有读者而产生该信号。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 15 | SIGALRM | (Alarm) 该信号会在用户调用 alarm 系统调用所设置的延迟时间到后产生。该信号常用于判别系统调用超时。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 16 | SIGTERM | (Terminate) 用于和善地要求一个程序终止。它是 kill 的默认信号。与 SIGKILL 不同，该信号能被捕获，这样就能在退出运行前做清理工作。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 17 | SIGSTKFLT | (Stack fault on coprocessor) 协处理器堆栈错误。 | (Abort) 进程被终止。 |
| 18 | SIGCHLD | (Child) 子进程发出。子进程已停止或终止。可改变其含义挪作它用。 | (Ignore) 子进程停止或结束。 |
| 19 | SIGCONT | (Continue) 该信号致使被 SIGSTOP 停止的进程恢复运行。可以被捕获。 | (Continue) 恢复进程的执行。 |
| 20 | SIGSTOP | (Stop) 停止进程的运行。该信号不可被捕获或忽略。 | (Stop) 停止进程运行。 |
| 21 | SIGTSTP | (Terminal Stop) 向终端发送停止键序列。该信号可以被捕获或忽略。 | (Stop) 停止进程运行。 |
| 22 | SIGTTIN | (TTY Input on Background) 后台进程试图从一个不再被控制的终端上读取数据，此时该进程将被停止，直到收到 SIGCONT 信号。该信号可以被捕获或忽略。 | (Stop) 停止进程运行。 |
| 23 | SIGTTOU | (TTY Output on Background) 后台进程试图向一个不再被控制的终端上输出数据，此时该进程将被停止，直到收到 SIGCONT 信号。该信号可被捕获或忽略。 | (Stop) 停止进程运行。 |

# 8.8 exit.c 程序

exit.c 程序（程序 8-7）主要描述了进程（任务）终止和退出的有关处理事宜。主要包含进程释放、会话（进程组）终止和程序退出处理函数以及杀死进程、终止进程、挂起进程等系统调用函数。还包括进程信号发送函数 send_sig()和通知父进程子进程终止的函数 tell_father()。

释放进程的函数 release()主要根据指定的任务数据结构（任务描述符）指针，在任务数组中删除指定的进程指针、释放相关内存页，并立刻让内核重新调度任务的运行。

进程组终止函数 kill_session()用于向会话号与当前进程相同的进程发送挂断进程的信号。

系统调用 sys_kill()用于向进程发送任何指定的信号。根据参数 pid（进程标识号）不同的数值，该系统调用会向不同的进程或进程组发送信号。程序注释中已经列出了各种不同情况的处理方式。

程序退出处理函数 do_exit()是在 exit 系统调用的中断处理程序中被调用。它首先会释放当前进程的代码段和数据段所占的内存页面。如果当前进程有子进程，就将子进程的 father 置为 1，即把子进程的父进程改为进程 1（init 进程)。如果该子进程已经处于僵死状态，则向进程 1 发送子进程终止信号 SIGCHLD。接着关闭当前进程打开的所有文件、释放使用的终端设备、协处理器设备，若当前进程是进程组的领头进程，则还需要终止所有相关进程。随后把当前进程置为僵死状态，设置退出码，并向其父进程发送子进程终止信号 SIGCHLD。最后让内核重新调度任务的运行。

系统调用 waitpid()用于挂起当前进程，直到 pid 指定的子进程退出（终止）或者收到要求终止该进程的信号，或者是需要调用一个信号句柄（信号处理程序）。如果 pid 所指的子进程早已退出（已成所谓的僵死进程），则本调用将立刻返回。子进程使用的所有资源将释放。该函数的具体操作也要根据其参数进行不同的处理。详见代码中的相关注释。

带注释的 exit.c 代码列表见程序 8-7，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/exit.c。

# 8.9 fork.c 程序

fork.c 程序（程序 8-8）实现进程的创建。通过复制父进程创建子进程，并采用写时复制机制让父子进程在写操作之前共享内存空间。

## 8.9.1 功能描述

fork()系统调用用于创建子进程。Linux 中所有进程都是进程 0（任务 0）的子进程。该程序是 sys_fork()（在 kernel/sys_call.s 中从 208 行开始）系统调用的辅助处理函数集，给出了 sys_fork()系统调用中使用的两个 C 语言函数：find_empty_process()和 copy_process()。还包括进程内存区域验证与内存分配函数 verify_area()和 copy_mem()。

copy_process()用于创建并复制进程的代码段和数据段以及环境。在进程复制过程中，工作主要牵涉到进程数据结构中信息的设置。系统首先为新建进程在主内存区中申请一页内存来存放其任务数据结构信息，并复制当前进程任务数据结构中的所有内容作为新进程任务数据结构的模板。

随后对已复制的任务数据结构内容进行修改。把当前进程设置为新进程的父进程，清除信号位图并复位新进程各统计值。接着根据当前进程环境设置新进程任务状态段（TSS）中各寄存器的值。由于创建进程时新进程返回值应为 0，所以需要设置 tss.eax = 0。新建进程内核态堆栈指针 tss.esp0 被设置成新进程任务数据结构所在内存页面的顶端，而堆栈段 tss.ss0 被设置成内核数据段选择符。tss.ldt 被设置为局部表描述符在 GDT 中的索引值。如果当前进程使用了协处理器，则还需要把协处理器的完整状态保存到新进程的 tss.i387 结构中。

此后系统设置新任务代码段和数据段的基址和段限长，并复制当前进程内存分页管理的页目录项和页表项。如果父进程中有文件是打开的，则子进程中相应的文件也是打开着的，因此需要将对应文件的打开次数增 1。接着在 GDT 中设置新任务的 TSS 和 LDT 描述符项，其中基地址信息指向新进程任务结构中的 tss 和 ldt。最后再将新任务设置成可运行状态，并向当前进程返回新进程号。

图 8-13 是内存验证函数 verify_area()中验证内存的起始位置和范围的调整示意图。因为内存写验证函数 write_verify()需要以内存页面为单位（4096 字节）进行操作，因此在调用 write_verify()之前，需要把验证的起始位置调整为页面起始位置，同时对验证范围作相应调整。

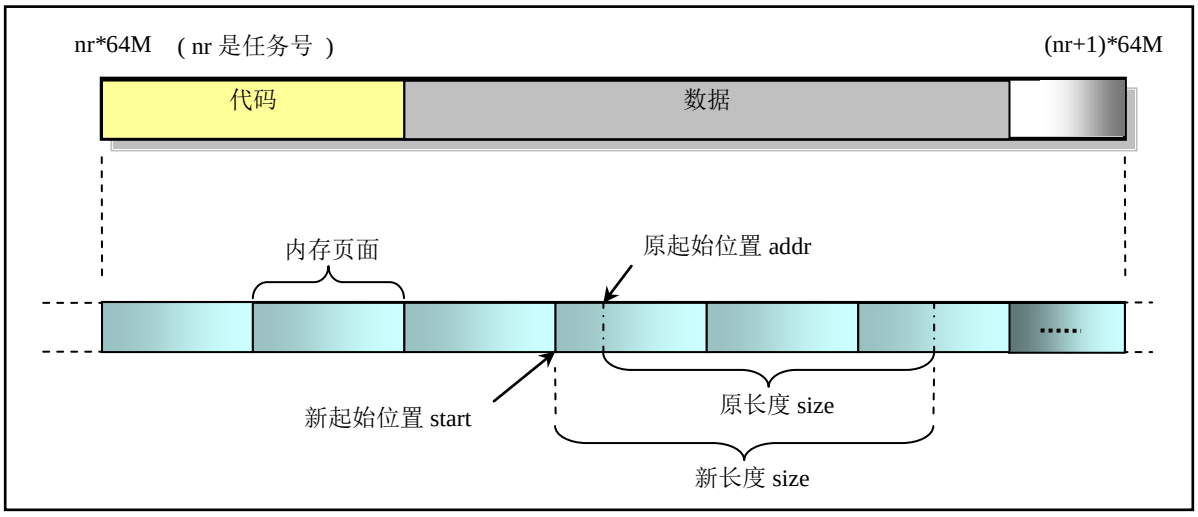



图 8-13 内存验证范围和起始位置的调整

上面根据 fork.c 程序中各函数的功能描述了 fork()的作用。这里我们从总体上再对其稍加说明。总的来说 fork()首先会为新进程申请一页内存页用来复制父进程的任务数据结构（PCB）信息，然后会为新进程修改复制的任务数据结构的某些字段值，包括利用系统调用中断发生时逐步压入堆栈的寄存器信息（即 copy_process()的参数）重新设置任务结构中的 TSS 结构的各字段值，让新进程的状态保持父进程即将进入中断过程前的状态。然后为新进程确定在线性地址空间中的起始位置（nr * 64MB）。对于 CPU 的分段机制，Linux 0.12 的代码段和数据段在线性地址空间中的位置和长度完全相同。接着系统会为新进程复制父进程的页目录项和页表项。对于 Linux 0.12 内核来说，所有程序共用一个位于物理内存开始位置处的页目录表，而新进程的页表则需另行申请一页内存来存放。

在 fork()的执行过程中，内核并不会立刻为新进程分配代码和数据内存页。新进程将与父进程共同使用父进程已有的代码和数据内存页面。只有当以后执行过程中如果其中有一个进程以写方式访问内存时被访问的内存页面才会在写操作前被复制到新申请的内存页面中。

带注释的 fork.c 代码列表见程序 8-8，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/fork.c。

## 8.9.2 其他信息

### 8.9.2.1 任务状态段（TSS）信息

下面图 8-14 是任务状态段 TSS（Task State Segment）的内容。每个任务的 TSS 被保存在任务数据结构 task_struct 中。对它的说明请参第 4 章。

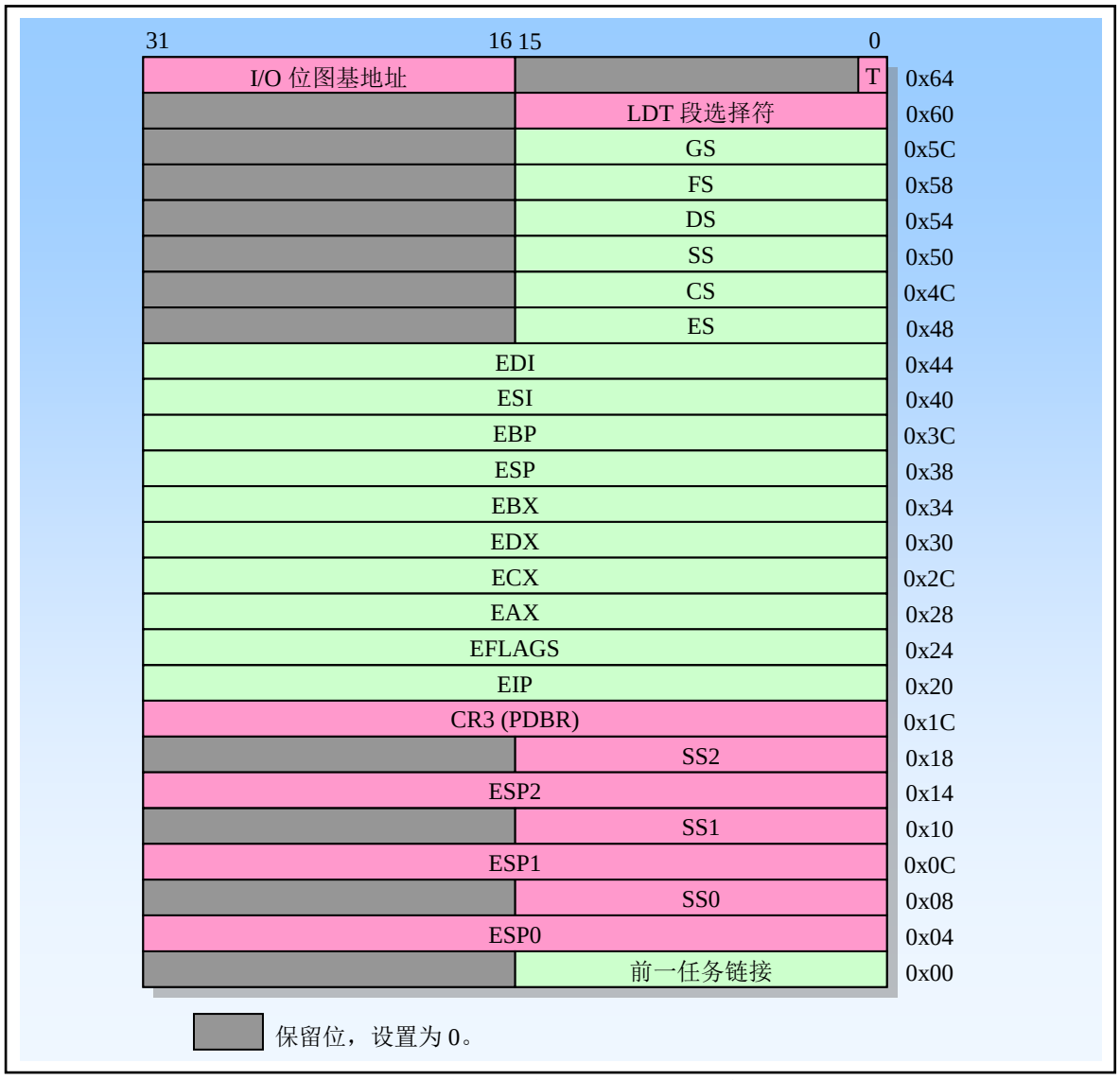



图 8-14 任务状态段 TSS 中的信息。

CPU 管理任务需要的所有信息被存储于一个特殊类型的段中，任务状态段(task state segment - TSS)。图中显示出执行 80386 任务的 TSS 格式。

TSS 中的字段可以分为两类：第 1 类会在 CPU 进行任务切换时动态更新的信息集。这些字段有：通用寄存器（EAX，ECX，EDX，EBX，ESP，EBP，ESI，EDI）、段寄存器（ES, CS, SS, DS, FS, GS）、标志寄存器（EFLAGS）、指令指针（EIP）、前一个执行任务的 TSS 的选择符（仅当返回时才更新）。第 2 类字段是 CPU 会读取但不会更改的静态信息集。这些字段有：任务的 LDT 的选择符、含有任务页目录基地址的寄存器（PDBR）、特权级 0-2 的堆栈指针、当任务进行切换时导致 CPU 产生一个调试(debug)异常的 T-比特位（调试跟踪位）、I/O 比特位图基地址（其长度上限就是 TSS 的长度上限，在 TSS 描述符中说明）。

任务状态段可以存放在线形空间的任何地方。与其他各类段相似，任务状态段也是由描述符来定义的。当前正在执行任务的 TSS 是由任务寄存器（TR）来指示的。指令 LTR 和 STR 用来修改和读取任务寄存器中的选择符（任务寄存器的可见部分）。

I/O 比特位图中的每 1 比特对应 1 个 I/O 端口。比如端口 41 的比特位就是 I/O 位图基地址+5，位偏移 1 处。在保护模式中，当遇到 1 个 I/O 指令时（IN、INS、OUT 和 OUTS），CPU 首先就会检查当前特权级是否小于标志寄存器的 IOPL，如果这个条件满足，就执行该 I/O 操作。如果不满足，那么 CPU 就会检查 TSS 中的 I/O 比特位图。如果相应比特位是置位的，就会产生一般保护性异常，否则就会执行该 I/O 操作。

如果 I/O 位图基址被设置成大于或等于 TSS 段限长，则表示该 TSS 段没有 I/O 许可位图，那么对于所有当前特权层 CPL>IOPL 的 I/O 指令均会导致发生异常保护。在默认情况下，Linux 0.12 内核中把 I/O 位

图基址设置成了 0x8000，显然大于 TSS 段限长 104 字节，因此 Linux 0.12 内核中没有 I/O 许可位图。

在 Linux 0.12 中，图中 SS0:ESP0 用于存放任务在内核态运行时的堆栈指针。SS1:ESP1 和 SS2:ESP2 分别对应运行于特权级 1 和 2 时使用的堆栈指针，这两个特权级在 Linux 中没有使用。而任务工作于用户态时堆栈指针则保存在 SS:ESP 寄存器中。由上所述可知，每当任务进入内核态执行时，其内核态堆栈指针初始位置不变，均为任务数据结构所在页面的顶端位置处。

# 8.10 sys.c 程序

sys.c（程序 8-9）程序含有很多系统调用功能的 C 语言实现函数。其中，函数若仅有返回值-ENOSYS，则表示本版 Linux 内核还没有实现该功能，可以参考目前的代码来了解它们的实现方法。所有系统调用功能说明请参见头文件 include/linux/sys.h（程序 14-26）。

该程序中含有很多有关进程 ID（pid）、进程组 ID（pgrp 或 pgid）、用户 ID（uid）、用户组 ID（gid）、实际用户 ID（ruid）、有效用户 ID（euid）以及会话 ID（session）等的操作函数。下面首先对这些 ID 作一简要说明。

一个用户有用户 ID（uid）和用户组 ID（gid）。这两个 ID 是 passwd 文件中对该用户设置的 ID，通常被称为实际用户 ID（ruid）和实际组 ID（rgid）。而在每个文件的 i 节点信息中都保存着宿主的用户 ID 和组 ID，它们指明了文件拥有者和所属用户组。主要用于访问或执行文件时的权限判别操作。另外，在一个进程的任务数据结构中，为了实现不同功能而保存了 3 种用户 ID 和组 ID。见表 8–5 所示。

表 8－5 与进程相关的用户 ID 和组 ID

| 类别 | 用户 ID | 组 ID |
|---|---|---|
| 进程的 | uid - 用户 ID。指明拥有该进程的用户。 | gid - 组 ID。指明拥有该进程的用户组。 |
| 有效的 | euid - 有效用户 ID。指明访问文件的权限。 | egid - 有效组 ID。指明访问文件的权限。 |
| 保存的 | suid - 保存的用户 ID。当执行文件的设置用户 ID 标志（set-user-ID）置位时，suid 中保存着执行文件的 uid。否则 suid 等于进程的 euid。 | sgid - 保存的组 ID。当执行文件的设置组 ID 标志（set-group-ID）置位时，sgid 中保存着执行文件的 gid。否则 sgid 等于进程的 egid。 |

进程的 uid 和 gid 分别就是进程拥有者的用户 ID 和组 ID，也即进程的实际用户 ID（ruid）和实际组 ID（rgid）。超级用户可以使用函数 set_uid()和 set_gid()对它们进行修改。有效用户 ID 和有效组 ID 用于进程访问文件时的许可权判断。

保存的用户 ID（suid）和保存的组 ID（sgid）用于进程访问设置了 set-user-ID 或 set-group-ID 标志的文件。当执行一个程序时，进程的 euid 通常就是实际用户 ID，egid 通常就是实际组 ID。因此进程只能访问进程的有效用户、有效用户组规定的文件或其他允许访问的文件。但是如果一个文件的 set-user-ID 标志置位时，那么进程的有效用户 ID 就会被设置成该文件宿主的用户 ID，因此进程就可以访问设置了这种标志的受限文件，同时该文件宿主的用户 ID 被保存在 suid 中。同理，文件的 set-group-ID 标志也有类似的作用并作相同的处理。

例如，如果一个程序的宿主是超级用户，但该程序设置了 set-user-ID 标志，那么当该程序被一个进程运行时，则该进程的有效用户 ID（euid）就会被设置成超级用户的 ID（0）。于是这个进程就拥有了超级用户的权限。一个实际例子就是 Linux 系统的 passwd 命令。该命令是一个设置了 set-user-Id 的程序，因此允许用户修改自己的口令。因为该程序需要把用户的新口令写入/etc/passwd 文件中，而该文件只有超级用户才有写权限，因此 passwd 程序就需要使用 set-user-ID 标志。

另外，进程也有标识自己属性的进程 ID（pid）、所属进程组的进程组 ID（pgrp 或 pgid）和所属会话的会话 ID（session）。这 3 个 ID 用于表明进程与进程之间的关系，与用户 ID 和组 ID 无关。

带注释的 sys.c 代码列表见程序 8-9，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/sys.c。

# 8.11 vsprintf.c 程序

vsprintf.c 程序（程序 8-10）实现了内核专用的 C 函数库中的同名标准函数。

## 8.11.1 功能描述

该程序主要包括 vsprintf()函数，用于对参数产生格式化的输出。由于该函数是 C 函数库中的标准函数，

基本没有涉及内核工作原理方面的内容，因此可以跳过。直接阅读代码后对该函数的使用说明。vsprintf()函数的使用方法请参照 C 库函数手册。

带注释的 vsprintf.c 在源码目录中的路径名为 linux/kernel/vsprintf.c。

## 8.11.2 其他信息

### 8.11.2.1 vsprintf()的格式字符串

int vsprintf(char *buf, const char *fmt, va_list args)

vsprintf()函数是 printf()系列函数之一。这些函数都产生格式化的输出：接受确定输出格式的格式字符串 fmt，用格式字符串对个数变化的参数进行格式化，产生格式化的输出。

printf 直接把输出送到标准输出句柄 stdout。cprintf 把输出送到控制台。fprintf 把输出送到文件句柄。printf 前带'v'字符的(例如 vfprintf)表示参数是从 va_arg 数组的 va_list args 中接受。printf 前面带's'字符则表示把输出送到以 null 结尾的字符串 buf 中（此时用户应确保 buf 有足够的空间存放字符串）。下面详细说明格式字符串的使用方法。

1. 格式字符串

printf 系列函数中的格式字符串用于控制函数转换方式、格式化和输出其参数。对于每个格式，必须有对应的参数，参数过多将被忽略。格式字符串中含有两类成份，一种是将被直接复制到输出中的简单字符；另一种是用于对对应参数进行格式化的转换指示字符串。

2. 格式指示字符串

格式指示串的形式如下：

%[flags][width][.prec][|h|l|L][type]

每一个转换指示串均需要以百分号(%)开始。其中

| | |
|---|---|
| [flags] | 是可选择的标志字符序列； |
| [width] | 是可选择的的宽度指示符； |
| [.prec] | 是可选择的精度(precision)指示符； |
| [h\|l\|L] | 是可选择的输入长度修饰符； |
| [type] | 是转换类型字符(或称为转换指示符)。 |

flags 控制输出对齐方式、数值符号、小数点、尾零、二进制、八进制或十六进制等，参见上面列表 27-33 行的注释。标志字符及其含义如下：

\# 表示需要将相应参数转换为“特殊形式”。对于八进制(o)，则转换后的字符串的首位必须是一个零。对于十六进制(x 或 X)，则转换后的字符串需以'0x'或'0X'开头。对于 e,E,f,F,g 以及 G，则即使没有小数位，转换结果也将总是有一个小数点。对于 g 或 G，后拖的零也不会删除。

0 转换结果应该是附零的。对于 d,i,o,u,x,X,e,E,f,g 和 G，转换结果的左边将用零填空而不是用空格。如果同时出现 0 和-标志，则 0 标志将被忽略。对于数值转换，如果给出了精度域，0 标志也被忽略。

\- 转换后的结果在相应字段边界内将作左调整（靠左）。(默认是作右调整--靠右)。n 转换例外，转换结果将在右面填空格。

' ' 表示带符号转换产生的一个正数结果前应该留一个空格。

\+ 表示在一个符号转换结果之前总需要放置一个符号（+或-）。对于默认情况，只有负数使用负号。

width 指定了输出字符串宽度，即指定了字段的最小宽度值。如果被转换的结果要比指定的宽度小，则在其左边（或者右边，如果给出了左调整标志）需要填充空格或零（由 flags 标志确定）的个数等。除了使用数值来指定宽度域以外，也可以使用'*'来指出字段的宽度由下一个整型参数给出。当转换值宽度大于 width 指定的宽度时，在任何情况下小宽度值都不会截断结果。字段宽度会扩充以包含完整结果。

precision 是说明输出数字起码的个数。对于 d,I,o,u,x 和 X 转换，精度值指出了至少出现数字的个数。对于 e,E,f 和 F，该值指出在小数点之后出现的数字的个数。对于 g 或 G，指出最大有效数字个数。对于 s 或 S 转换，精度值说明输出字符串的最大字符数。

长度修饰指示符说明了整型数转换后的输出类型形式。下面叙述中‘整型数转换’代表 d,i,o,u,x 或 X 转换。

hh　　说明后面的整型数转换对应于一个带符号字符或无符号字符参数。
h　　说明后面的整型数转换对应于一个带符号整数或无符号短整数参数。
l　　说明后面的整型数转换对应于一个长整数或无符号长整数参数。
ll　　说明后面的整型数转换对应于一个长长整数或无符号长长整数参数。
L　　说明 e,E,f,F,g 或 G 转换结果对应于一个长双精度参数。

type 是说明接受的输入参数类型和输出的格式。各个转换指示符的含义如下：

d,I　　整数型参数将被转换为带符号整数。如果有精度(precision)的话，则给出了需要输出的最少数字个数。如果被转换的值数字个数较少，就会在其左边添零。默认的精度值是 1。

o,u,x,X　会将无符号的整数转换为无符号八进制(o)、无符号十进制(u)或者是无符号十六进制(x 或 X)表示方式输出。x 表示要使用小写字母（abcdef）来表示十六进制数，X 表示用大写字母（ABCDEF）表示十六进制数。如果存在精度域的话，说明需要输出的最少数字个数。如果被转换的值数字个数较少，就会在其左边添零。默认的精度值是 1。

e,E　　这两个转换字符用于经四舍五入将参数转换成[-]d.ddde±dd 的形式。小数点之后的数字个数等于精度。如果没有精度域，就取默认值 6。如果精度是 0，则没有小数出现。E 表示用大写字母 E 来表示指数。指数部分总是用 2 位数字表示。如果数值为 0，那么指数就是 00。

f,F　　这两个转换字符用于经四舍五入将参数转换成[-]ddd.ddd 的形式。小数点之后的数字个数等于精度。如果没有精度域，就取默认值 6。如果精度是 0，则没有小数出现。如果有小数点，那么后面起码会有 1 位数字。

g,G　　这两个转换字符将参数转换为 f 或 e 的格式（如果是 G，则是 F 或 E 格式）。精度值指定了整数的个数。如果没有精度域，则其默认值为 6。如果精度为 0，则作为 1 来对待。如果转换时指数小于-4 或大于等于精度，则采用 e 格式。小数部分后拖的零将被删除。仅当起码有一位小数时才会出现小数点。

c　　参数将被转换成无符号字符并输出转换结果。

s　　要求输入为指向字符串的指针，并且该字符串要以 null 结尾。如果有精度域，则只输出精度所要求的字符个数，并且字符串无须以 null 结尾。

p　　以指针形式输出十六进制数。

n　　用于把到目前为止转换输出的字符个数保存到由对应输入指针指定的位置中。不对参数进行转换。

%　　输出一个百分号%，不进行转换。也即此时整个转换指示为%%。

### 8.11.3 与当前版本的区别

由于该文件也属于库函数，所以从 1.2 版内核开始就直接使用库中的函数了。也即删除了该文件。

## 8.12 printk.c 程序

printk()是内核中使用的打印（显示）函数，功能与 C 标准函数库中的 printf()相同。重新编写这么一个函数的原因是在内核代码中不能直接使用专用于用户模式的 fs 段寄存器，而需要首先保存它。

不能直接使用 fs 的原因是由于在实际屏幕显示函数 tty_write()中，需要被显示的信息取自于 fs 段指向的数据段中，即用户程序数据段中。而在 printk()函数中需要显示的信息是在内核数据段中，即在内核代码中执行时 ds 指向的内核数据段中。因此在 printk()函数中需要临时使用一下 fs 段寄存器。

printk()函数首先使用 vsprintf()对参数进行格式化处理，然后在保存了 fs 段寄存器的情况下调用 tty_write()进行信息的打印显示。

带注释的 printk.c 代码列表见程序 8-11，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/printk.c。

## 8.13 panic.c 程序

panic()函数用于显示内核错误信息并使系统进入死循环。在内核程序很多地方，若内核代码在执行过程中出现严重错误时就会调用该函数。在很多情况下调用 panic()函数是一种简明的处理方法。这种做法很好地遵循了 UNIX“尽量简明”的原则。

panic 是“惊慌，恐慌”的意思。在 Douglas Adams 的小说《Hitch hikers Guide to the Galaxy》（《银河徒步旅行者指南》）中，书中最有名的一句话就是“Don't Panic!”。该系列小说是 linux 骇客最常阅读的一类书籍。

带注释的 panic.c 代码列表见程序 8-12，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/panic.c。

## 8.14 本章小结

linux/kernel 目录下的 12 个代码文件给出了内核中最为重要的一些机制的实现，主要包括系统调用、进程调度、进程复制以及进程的终止处理四部分。

# 第9章 块设备驱动程序(block driver)

操作系统的主要功能之一就是与周边的输入输出设备进行通信和交换信息，采用统一的接口来控制外围设备。操作系统控制的所有设备可以粗略地分成两种类型：块设备（block device）和字符型设备(character device)。块设备是一种可以以固定大小的数据块为单位进行寻址和访问的设备，例如硬盘设备和软盘设备或闪存。字符设备是一种以字符（字节）流作为操作对象的设备，不能进行寻址操作。例如打印机设备、网络接口设备和终端设备。为了便于管理和访问，操作系统将这些设备统一地以设备号进行分类。在 Linux 0.12 内核中设备被分成 7 类，即共有 7 个设备号：0 到 6。每个类型中的设备可根据子（从、次）设备号再加以进一步区分。表 9–1 中列出了各主设备号的设备类型和相关的设备。从表中可以看出某些设备（内存设备）既可以作为块设备也可以作为字符设备进行访问。本章主要讨论块设备驱动程序的实现原理和方法，关于字符设备的讨论放在下一章中进行。

表 9－1 Linux 0.12 内核中的主设备号

| 主设备号 | 类型 | 说明 |
|---|---|---|
| 0 | 无 | 无。 |
| 1 | 块/字符 | ram,内存设备（虚拟盘等）。 |
| 2 | 块 | fd,软驱设备。 |
| 3 | 块 | hd,硬盘设备。 |
| 4 | 字符 | ttyx 设备（虚拟或串行终端）。 |
| 5 | 字符 | tty 设备。 |
| 6 | 字符 | lp 打印机设备。 |

Linux 0.12 内核主要支持硬盘、软盘和内存虚拟盘三种块设备。由于块设备主要与文件系统和高速缓冲有关，因此在继续阅读本章内容之前最好能够先快速浏览一下文件系统一章的内容。本章所涉及的源代码文件见列表 9-1 所示，均位于 linux/kernel/blk_drv/目录下。

列表 9-1 linux/kernel/blk_drv 目录

| 文件名 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|
| Makefile | 2759 bytes | 1992-01-12 19:49:21 | |
| blk.h | 3963 bytes | 1991-12-26 20:02:50 | |
| floppy.c | 11660 bytes | 1992-01-10 03:45:33 | |
| hd.c | 8331 bytes | 1992-01-16 06:39:10 | |
| ll_rw_blk.c | 4734 bytes | 1991-12-19 21:26:20 | |
| ramdisk.c | 2740 bytes | 1991-12-06 03:08:06 | |

本章程序代码的功能可分为两类，一类是对应各块设备的驱动程序，这类程序有:

1. 硬盘驱动程序 hd.c；
2. 软盘驱动程序 floppy.c；

3. 内存虚拟盘驱动程序 ramdisk.c；

另一类只有一个程序，是内核中其他程序访问块设备的接口驱动程序 ll_rw_blk.c。程序名含义是低级读写（Low level read write）块设备的意思。块设备专用头文件 blk.h 为这三种块设备与 ll_rw_blk.c 程序之间的交互提供了一种统一的设置方式和相同的设备请求开始程序。

# 9.1 总体功能

对硬盘和软盘块设备上数据的读写操作是通过中断处理程序进行的。内核每次读写的数据量以一个逻辑块（1024 字节）为单位，而块设备控制器则是以扇区（512 字节）为单位。在处理过程中，使用了读写请求项等待队列来顺序缓冲一次读写多个逻辑块的操作。

当程序需要读取硬盘上的一个逻辑块时，就会向缓冲区管理程序提出申请，而程序的进程则进入睡眠等待状态。缓冲区管理程序首先在缓冲区中寻找以前是否已经读取过这块数据。如果缓冲区中已经有了，就直接将对应的缓冲区块头指针返回给程序并唤醒该程序进程。若缓冲区中还不存在所要求的数据块，则缓冲管理程序就会调用本章中的低级块读写函数 ll_rw_block()，向相应的块设备驱动程序发出一个读数据块的操作请求。该函数会为此创建一个请求结构项，并插入请求队列中。为了提供读写磁盘的效率，减小磁头移动的距离，在插入请求项时使用了电梯移动算法。

此时，若对应块设备的请求项队列为空，则表明此刻该块设备不忙。于是内核就会立刻向该块设备的控制器发出读数据命令。当块设备的控制器将数据读入到指定的缓冲块中后，就会发出中断请求信号，并调用相应的读命令后处理函数，处理继续读扇区操作或者结束本次请求项的过程。例如对相应块设备进行关闭操作和设置该缓冲块数据已经更新标志，最后唤醒等待该块数据的进程。

## 9.1.1 块设备请求项和请求队列

根据上面描述，我们知道低级读写函数 ll_rw_block()是通过请求项来与各种块设备建立联系并发出读写请求。对于各种块设备，内核使用了一张块设备表 blk_dev[]来进行管理。每种块设备都在块设备表中占有一项。块设备表中每个块设备项的结构为（摘自后面 blk.h）：

```
struct blk_dev_struct {
        void (*request_fn)(void);               // 请求项操作的函数指针。
        struct request * current_request;       // 当前请求项指针。
};
extern struct blk_dev_struct blk_dev[NR_BLK_DEV]; // 块设备表（数组）（NR_BLK_DEV = 7）。
```

其中，第一个字段是一个函数指针，用于操作相应块设备的请求项。例如，对于硬盘驱动程序，它是 do_hd_request()，而对于软盘设备，它就是 do_floppy_request()。第二个字段是当前请求项结构指针，用于指明本块设备目前正在处理的请求项，初始化时都被置成 NULL。

块设备表将在内核初始化时，在 init/main.c 程序调用各设备的初始化函数时被设置。为了便于扩展，Linus 把块设备表建成了一个以主设备号为索引的数组。在 Linux 0.12 中，主设备号有 7 种，见表 9–2 所示。其中，主设备号 1、2 和 3 分别对应块设备：虚拟盘、软盘和硬盘。在块设备数组中其他各项都被默认地置成 NULL。

表 9－2 内核中的主设备号与相关操作函数

| 主设备号 | 类型 | 说明 | 请求项操作函数 |
|---|---|---|---|
| 0 | 无 | 无。 | NULL |
| 1 | 块/字符 | ram,内存设备（虚拟盘等）。 | do_rd_request() |

| | | | |
|---|---|---|---|
| 2 | 块 | fd,软驱设备。 | do_fd_request() |
| 3 | 块 | hd,硬盘设备。 | do_hd_request() |
| 4 | 字符 | ttyx 设备（虚拟或串行终端等）。 | NULL |
| 5 | 字符 | tty 设备。 | NULL |
| 6 | 字符 | lp 打印机设备。 | NULL |

当内核发出一个块设备读写或其他操作请求时，ll_rw_block()函数即会根据其参数中指明的操作命令和数据缓冲块头中的设备号，利用对应的请求项操作函数 do_XX_request()建立一个块设备请求项（函数名中的'XX'可以是'rd'、'fd'或'hd'，分别代表内存、软盘和硬盘块设备），并利用电梯算法插入到请求项队列中。请求项队列由请求项数组中的项构成，共有 32 项，每个请求项的数据结构如下所示：

```
struct request {
        int dev;                        // 使用的设备号（若为-1，表示该项空闲）。
        int cmd;                        // 命令(READ 或 WRITE)。
        int errors;                     // 操作时产生的错误次数。
        unsigned long sector;           // 起始扇区。(1 块=2 扇区)
        unsigned long nr_sectors;       // 读/写扇区数。
        char * buffer;                  // 数据缓冲区。
        struct task_struct * waiting;   // 任务等待操作执行完成的地方。
        struct buffer_head * bh;        // 缓冲区头指针(include/linux/fs.h,68)。
        struct request * next;          // 指向下一请求项。
};
extern struct request request[NR_REQUEST];     // 请求项数组（NR_REQUEST = 32）。
```

每个块设备的当前请求指针与请求项数组中该设备的请求项链表共同构成了该设备的请求队列。项与项之间利用字段 next 指针形成链表。因此块设备项和相关的请求队列形成如图 9-1 所示结构。请求项采用数组加链表结构的主要原因是为了满足两个目的：一是利用请求项的数组结构在搜索空闲请求块时可以进行循环操作，搜索访问时间复杂度为常数，因此程序可以编制得很简洁；二是为满足电梯算法插入请求项操作，因此也需要采用链表结构。图 9-1 中示出了硬盘设备当前具有 4 个请求项，软盘设备具有 1 个请求项，而虚拟盘设备目前暂时没有读写请求项。

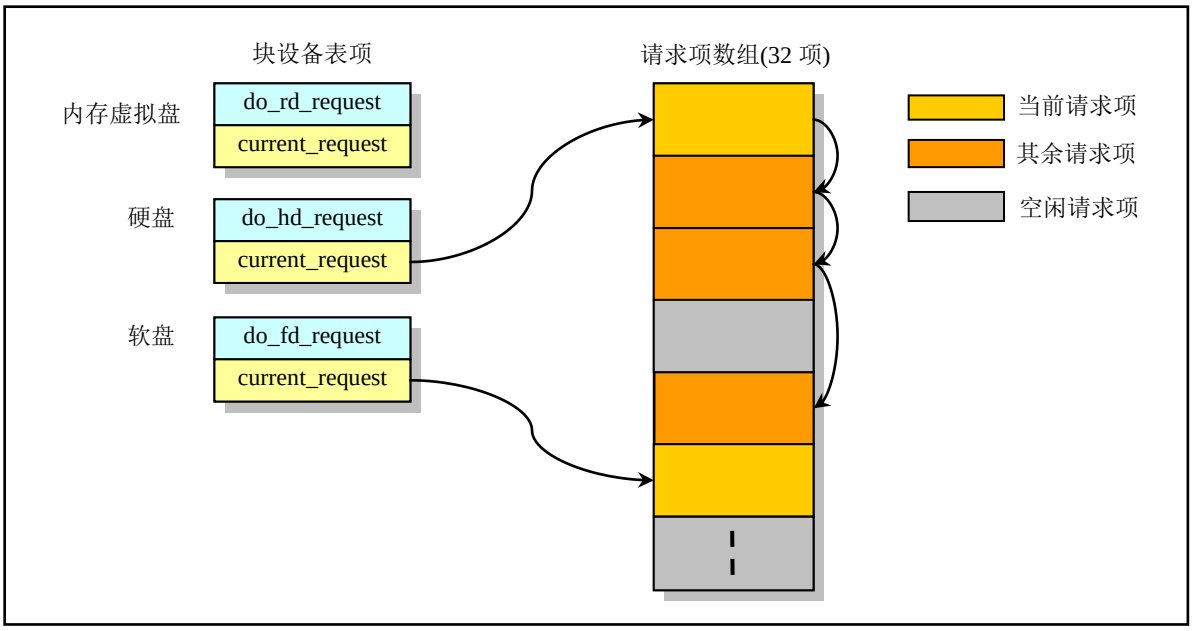


图 9-1 设备表项与请求项

对于一个当前空闲的块设备，当 ll_rw_block()函数为其建立第一个请求项时，会让该设备的当前请求项指针 current_request 直接指向刚建立的请求项，并且立刻调用对应设备的请求项操作函数开始执行块设备读写操作。当一个块设备已经有几个请求项组成的链表存在，ll_rw_block()就会利用电梯算法，根据磁头移动距离最小原则，把新建的请求项插入到链表适当的位置处。

另外，为满足读操作的优先权，在为建立新的请求项而搜索请求项数组时，把建立写操作时的空闲项搜索范围限制在整个请求项数组的前 2/3 范围内，而剩下的 1/3 请求项专门给读操作建立请求项使用。

## 9.1.2 块设备访问调度处理

相对于内存来说，访问硬盘和软盘等块设备中的数据是比较耗时并且影响系统性能的操作。由于硬盘（或软盘）磁头寻道操作（即把读写磁头从一个磁道移动到另一个指定磁道上）需要花费很长时间，因此我们有必要在向硬盘控制器发送访问操作命令之前对读/写磁盘扇区数据的顺序进行排序，即对请求项链表中各请求项的顺序进行排序，使得所有请求项访问的磁盘扇区数据块都尽量依次顺序进行操作。在 Linux 0.1x 内核中，请求项排序操作使用的是电梯算法。其操作原理类似于电梯的运行轨迹 -- 向一个方向移动，直到该方向上最后一个“请求”停止层为止。然后执行反方向移动。对于磁盘来讲就是磁头一直向盘片圆心方向移动，或者反之向盘片边缘移动，参见硬盘结构示意图。

因此，内核并非按照接收到请求项的顺序直接发送给块设备进行处理，而是需要对请求项的顺序进行处理。我们通常把相关的处理程序称为 I/O 调度程序。Linux 0.1x 中的 I/O 调度程序仅对请求项进行了排序处理，而当前流行的 Linux 内核（例如 2.6.x）的 I/O 调度程序中还包含对访问相邻磁盘扇区的两个或多个请求项的合并处理。

## 9.1.3 块设备操作方式

在系统（内核）与硬盘进行 IO 操作时，需要考虑三个对象之间的交互作用。它们是系统、控制器和驱动器（例如硬盘或软盘驱动器），见图 9-2 所示。系统可以直接向控制器发送命令或等待控制器发出中断请求；控制器在接收到命令后就会控制驱动器的操作，读/写数据或者进行其他操作。因此我们可以把这里控制器发出的中断信号看作是这三者之间的同步操作信号，所经历的操作步骤为：

首先系统指明控制器在执行命令结束而引发的中断过程中应该调用的 C 函数，然后向块设备控制器发送读、写、复位或其他操作命令；

当控制器完成了指定的命令，会发出中断请求信号，引发系统执行块设备的中断处理过程，并在其中调用指定的 C 函数对读/写或其他命令进行命令结束后的处理工作。

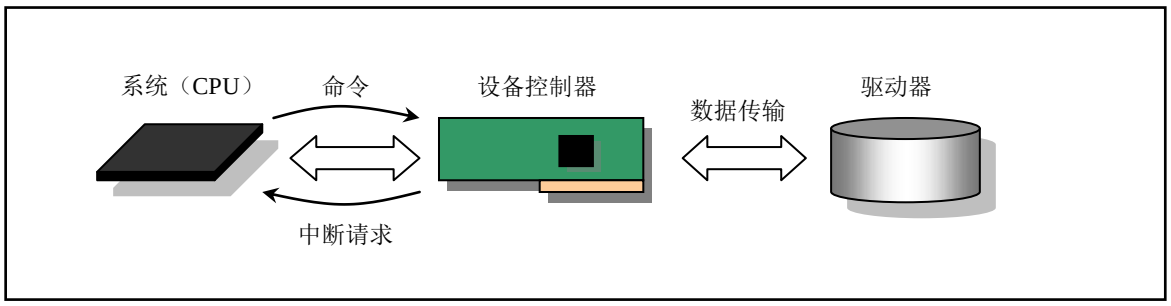



图 9-2 系统、块设备控制器和驱动器

对于写盘操作，系统需要在发出了写命令后（使用 hd_out()）等待控制器给予允许向控制器写数据的响应，也即需要查询等待控制器状态寄存器的数据请求服务标志 DRQ 置位。一旦 DRQ 置位，系统就

可以向控制器缓冲区发送一个扇区的数据。

当控制器把数据全部写入驱动器（或发生错误）以后，还会产生中断请求信号，从而在中断处理过程中执行前面预设置的 C 函数（write_intr()）。这个函数会查询是否还有数据要写。如果有，系统就再把一个扇区的数据传到控制器缓冲区中，然后再次等待控制器把数据写入驱动器后引发的中断，一直这样重复执行。如果此时所有数据都已经写入驱动器，则该 C 函数就执行本次写盘结束后的处理工作：唤醒等待该请求项有关数据的相关进程、唤醒等待请求项的进程、释放当前请求项并从链表中删除该请求项以及释放锁定的相关缓冲区。最后再调用请求项操作函数去执行下一个读/写盘请求项（若还有的话）。

对于读盘操作，系统在向控制器发送出包括需要读的扇区开始位置、扇区数量等信息的命令后，就等待控制器产生中断信号。当控制器按照读命令的要求，把指定的一扇区数据从驱动器传到了自己的缓冲区之后就会发出中断请求。从而会执行到前面为读盘操作预设置的 C 函数（read_intr()）。该函数首先把控制器缓冲区中一个扇区的数据放到系统的缓冲区中，调整系统缓冲区中当前写入位置，然后递减需读的扇区数量。若还有数据要读（递减结果值不为 0），则继续等待控制器发出下一个中断信号。若此时所有要求的扇区都已经读到系统缓冲区中，就执行与上面写盘操作一样的结束处理工作。

对于虚拟盘设备，由于它的读写操作不牵涉到与外部设备之间的同步操作，因此没有上述的中断处理过程。当前请求项对虚拟设备的读写操作完全在 do_rd_request()中实现。

需要提醒的一件事是：在向硬盘或软盘控制器发送了读/写或其他命令后，发送命令函数并不会等待所发命令的执行过程，而是立刻返回调用它的程序中，并最终返回到调用块设备读写函数 ll_rw_block()的其他程序中去等待块设备 IO 的完成。例如高速缓冲区管理程序 fs/buffer.c 中的读块函数 bread()（第 267 行），在调用了 ll_rw_block()之后，就调用等待函数 wait_on_buffer()让执行当前内核代码的进程立刻进入睡眠状态，直到在相关块设备 IO 结束，在 end_request()函数中被唤醒。

# 9.2 blk.h 文件

blk.h 文件（程序 9-1）是专用于块设备实现的头文件，其中提供了专用数据结构和宏定义语句，可通用于虚拟盘，硬盘和软盘三种块设备。

## 9.2.1 功能描述

这是有关硬盘块设备参数的头文件，因为只用于块设备，所以与块设备代码放在同一个地方。其中主要定义了请求等待队列中项的数据结构 request，用宏语句定义了电梯搜索算法，并对内核目前支持的虚拟盘，硬盘和软盘三种块设备，根据它们各自的主设备号分别对应了常数值。

关于该文件中定义的"extern inline"函数的具体含义，GNU CC 使用手册中的说明如下：

- 如果在函数定义中同时指定了 inline 和 extern 关键字，则该函数定义仅作为嵌入（内联）使用。并且在任何情况下该函数自身都不会被编译，即使明确地指明其地址也没用。这样的地址只能成为一个外部引用，就好象你仅声明了该函数，而没有定义该函数。
- inline 与 extern 组合所产生的作用几乎与一个宏（macro）相同。使用这种组合的方法是将一个函数定义和这些关键字放在一个头文件中，并且把该函数定义的另一个拷贝（去除 inline 和 extern）放在一个库文件中。头文件中的函数定义将导致大多数函数调用成为嵌入形式。如果还有其他地方使用该函数，那么它们将引用到库文件中单独的拷贝。

带注释的 blk.h 文件列表见程序 9-1，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/blk_drv/blk.h。

# 9.3 hd.c 程序

hd.c 程序（程序 9-2）是硬盘驱动程序，实现了对硬盘控制器的读写驱动。下面首先描述该程序代码的基本功能，然后给出程序相关 AT 硬盘控制器编程方法。已注释源程序代码由在线电子版文档提供。本程序的程序列表是程序 9-2，对应源程序路径名是 linux/kernel/blk_drv/hd.c。

## 9.3.1 功能描述

hd.c 程序是硬盘控制器驱动程序，提供对硬盘控制器块设备的读写驱动和硬盘初始化处理。程序中所有函数按照功能不同可分为 5 类：

- 初始化硬盘和设置硬盘所用数据结构信息的函数，如 sys_setup()和 hd_init()；
- 向硬盘控制器发送命令的函数 hd_out()；
- 处理硬盘当前请求项的函数 do_hd_request()；
- 硬盘中断处理过程中调用的 C 函数，如 read_intr()、write_intr()、bad_rw_intr()和 recal_intr()。do_hd_request()函数也将在 read_intr()和 write_intr()中被调用；
- 硬盘控制器操作辅助函数，如 controler_ready()、drive_busy()、win_result()、hd_out()和 reset_controler()等。

sys_setup()函数利用 boot/setup.s 程序提供的信息对系统中所含硬盘驱动器的参数进行了设置。然后读取硬盘分区表，并尝试把启动引导盘上的虚拟盘根文件系统映像文件复制到内存虚拟盘中，若成功则加载虚拟盘中的根文件系统，否则就继续执行普通根文件系统加载操作。

hd_init()函数用于在内核初始化时设置硬盘控制器中断描述符，并复位硬盘控制器中断屏蔽码，以允许硬盘控制器发送中断请求信号。

hd_out()是硬盘控制器操作命令发送函数。该函数带有一个中断过程中调用的 C 函数指针参数，在向控制器发送命令之前，它首先使用这个参数预置好中断过程中会调用的函数指针（do_hd，例如 read_intr()），然后它按照规定的方式依次向硬盘控制器 0x1f0 至 0x1f7 端口发送命令参数块，随后就立刻退出函数返回而并不会等待硬盘控制器执行读写命令。除控制器诊断（WIN_DIAGNOSE）和建立驱动器参数（WIN_SPECIFY）两个命令以外，硬盘控制器在接收到任何其他命令并执行了命令以后，都会向 CPU 发出中断请求信号，从而引发系统去执行硬盘中断处理过程（在 system_call.s，221 行）。

do_hd_request()是硬盘请求项的操作函数。其操作流程如下：

- 首先判断当前请求项是否存在，若当前请求项指针为空，则说明目前硬盘块设备已经没有待处理的请求项，因此立刻退出程序。这是在宏 INIT_REQUEST 中执行的语句。否则就继续处理当前请求项。
- 对当前请求项中指明的设备号和请求的盘起始扇区号的合理性进行验证；
- 根据当前请求项提供的信息计算请求数据的磁盘磁道号、磁头号和柱面号；
- 如果复位标志（reset）已被设置，则也设置硬盘重新校正标志（recalibrate），并对硬盘执行复位操作，向控制器重新发送“建立驱动器参数”命令（WIN_SPECIFY）。该命令不会引发硬盘中断；
- 如果重新校正标志被置位的话，就向控制器发送硬盘重新校正命令（WIN_RESTORE），并在发送之前预先设置好该命令引发的中断中需要执行的 C 函数（recal_intr()），并退出。recal_intr()函数的主要作用是：当控制器执行该命令结束并引发中断时，能重新（继续）执行本函数。
- 如果当前请求项指定是写操作，则首先设置硬盘控制器调用的 C 函数为 write_intr()，向控制器发送写操作的命令参数块，并循环查询控制器的状态寄存器，以判断请求服务标志（DRQ）是否置位。若该标志置位，则表示控制器已“同意”接收数据，于是接着就把请求项所指缓冲区中的数据写入控制器的数据缓冲区中。若循环查询超时后该标志仍然没有置位，则说明此次操作失败。于是调用 bad_rw_intr()函数，根据处理当前请求项发生的出错次数来确定是放弃继续当前请求项还

是需要设置复位标志，以继续重新处理当前请求项。

- 如果当前请求项是读操作，则设置硬盘控制器调用的 C 函数为 read_intr()，并向控制器发送读盘操作命令。

write_intr()是在当前请求项是写操作时被设置成中断过程调用的 C 函数。控制器完成写盘命令后会立刻向 CPU 发送中断请求信号，于是在控制器写操作完成后就会立刻调用该函数。

该函数首先调用 win_result()函数，读取控制器的状态寄存器，以判断是否有错误发生。若在写盘操作时发生了错误，则调用 bad_rw_intr()，根据处理当前请求项发生的出错次数来确定是放弃继续当前请求项还是需要设置复位标志，以继续重新处理当前请求项。若没有发生错误，则根据当前请求项中指明的需写扇区总数，判断是否已经把此请求项要求的所有数据写盘了。若还有数据需要写盘，则使用 port_write()函数再把一个扇区的数据复制到控制器缓冲区中。若数据已经全部写盘，则调用 end_request()函数来处理当前请求项的结束事宜：唤醒等待本请求项完成的进程、唤醒等待空闲请求项的进程（若有的话）、设置当前请求项所指缓冲区数据已更新标志、释放当前请求项（从块设备链表中删除该项）。最后继续调用 do_hd_request()函数，以继续处理硬盘设备的其他请求项。

read_intr()则是在当前请求项是读操作时被设置成中断过程中调用的 C 函数。控制器在把指定的扇区数据从硬盘驱动器读入自己的缓冲区后，就会立刻发送中断请求信号。而该函数的主要作用就是把控制器中的数据复制到当前请求项指定的缓冲区中。

与 write_intr()开始的处理方式相同，该函数首先也调用 win_result()函数，读取控制器的状态寄存器，以判断是否有错误发生。若在读盘时发生了错误，则执行与 write_intr()同样的处理过程。若没有发生任何错误，则使用 port_read()函数从控制器缓冲区把一个扇区的数据复制到请求项指定的缓冲区中。然后根据当前请求项中指明的欲读扇区总数，判断是否已经读取了所有的数据。若还有数据要读，则退出，以等待下一个中断的到来。若数据已经全部获得，则调用 end_request()函数来处理当前请求项的结束事宜：唤醒等待当前请求项完成的进程、唤醒等待空闲请求项的进程（若有的话）、设置当前请求项所指缓冲区数据已更新标志、释放当前请求项（从块设备链表中删除该项）。最后继续调用 do_hd_request()函数，以继续处理硬盘设备的其他请求项。

为了能更清晰的看清楚硬盘读写操作的处理过程，我们可以把这些函数、中断处理过程以及硬盘控制器三者之间的执行时序关系用图 9-3 和图 9-4 表示出来。

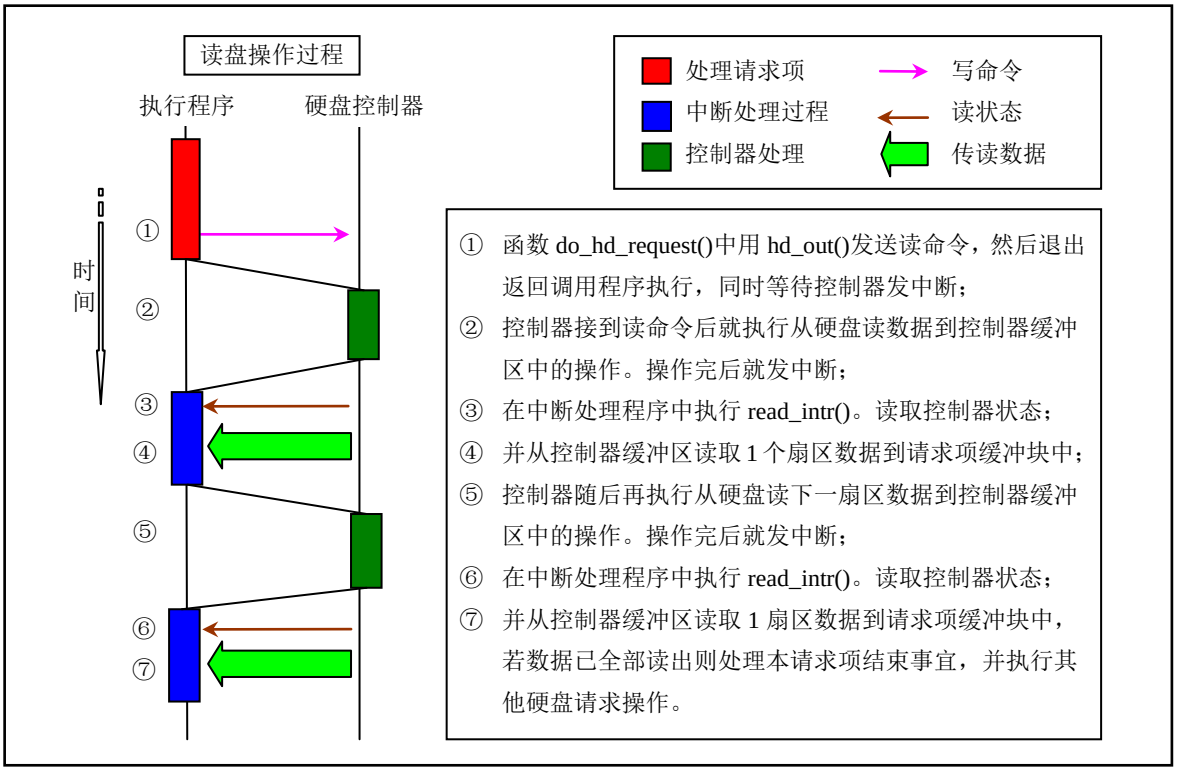



图 9-3 读硬盘数据操作的时序关系

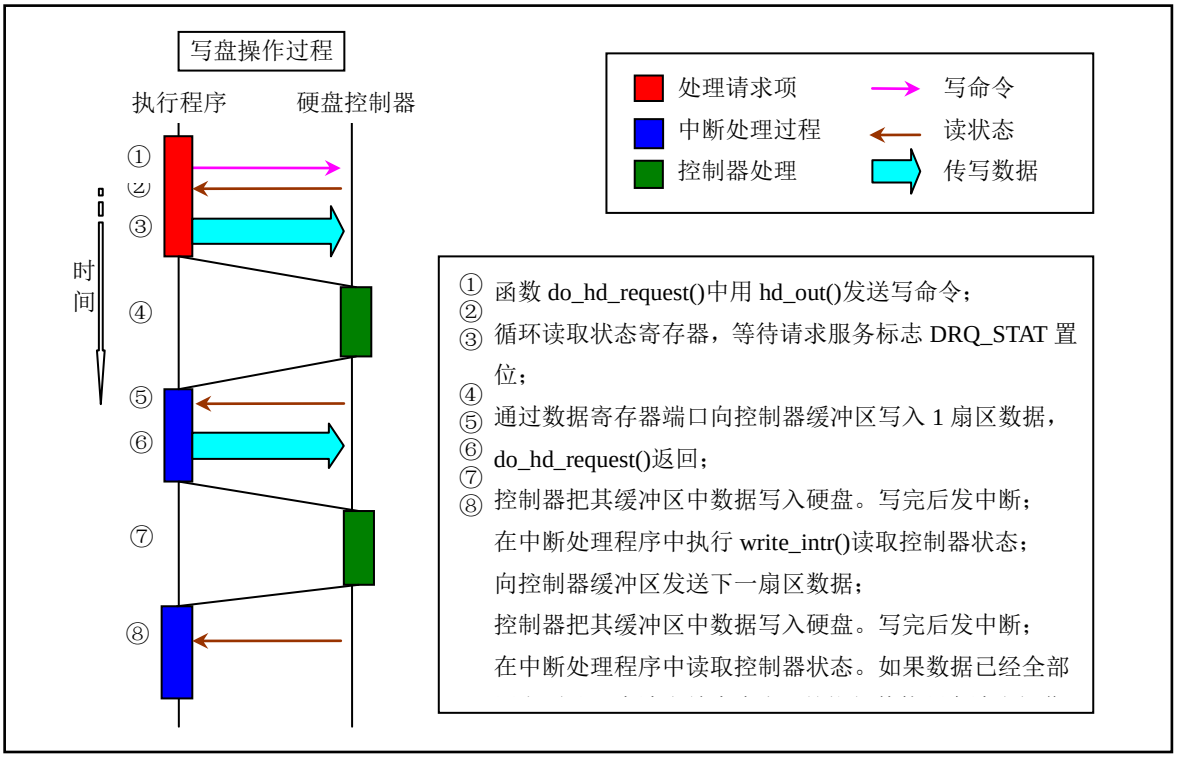



图 9-4 写硬盘数据操作的时序关系

由以上分析可以看出，本程序中最重要的 4 个函数是 hd_out()、do_hd_request()、read_intr()和 write_intr()。理解了这 4 个函数的作用也就理解了硬盘驱动程序的操作过程☺。

值得注意的是，在使用 hd_out()向硬盘控制器发送了读/写或其他命令后，hd_out()函数并不会等待所发命令的执行过程，而是立刻返回调用它的程序中，例如 do_hd_request()。而 do_hd_request()函数也立刻返回上一级调用它的函数（add_request()），最终返回到调用块设备读写函数 ll_rw_block()的其他程序（例如 fs/buffer.c 的 bread()函数）中去等待块设备 IO 的完成。

再次说明，带注释的 hd.c 程序的完整列表见程序 9-2，其在源码目录中的路径名为 linux/kernel/blk_drv/blk.h。

## 9.3.2 其他信息

### 9.3.2.1 AT 硬盘接口寄存器

AT 硬盘控制器的编程寄存器端口说明见表 9–3 所示。另外请参见 include/linux/hdreg.h 头文件。

表 9－3 AT 硬盘控制器寄存器端口及作用

| 端口 | 名称 | 读操作 | 写操作 |
|---|---|---|---|
| 0x1f0 | HD_DATA | 数据寄存器 -- 扇区数据（读、写、格式化） | |
| 0x1f1 | HD_ERROR,HD_PRECOMP | 错误寄存器（错误状态）(HD_ERROR) | 写前预补偿寄存器 (HD_PRECOMP) |
| 0x1f2 | HD_NSECTOR | 扇区数寄存器 -- 扇区数（读、写、检验、格式化） | |
| 0x1f3 | HD_SECTOR | 扇区号寄存器 -- 起始扇区（读、写、检验） | |
| 0x1f4 | HD_LCYL | 柱面号寄存器 -- 柱面号低字节（读、写、检验、格式化） | |
| 0x1f5 | HD_HCYL | 柱面号寄存器 -- 柱面号高字节（读、写、检验、格式化） | |
| 0x1f6 | HD_CURRENT | 驱动器/磁头寄存器 -- 驱动器号/磁头号(101dhhhh, d=驱动器号,h=磁头号) | |
| 0x1f7 | HD_STATUS,HD_COMMAND | 主状态寄存器 (HD_STATUS) | 命令寄存器 (HD_COMMAND) |
| 0x3f6 | HD_CMD | --- | 硬盘控制寄存器 (HD_CMD) |
| 0x3f7 | | 数字输入寄存器（与 1.2M 软盘合用） | --- |

下面对各端口寄存器进行详细说明。

◆数据寄存器（HD_DATA，0x1f0）

这是一对 16 位高速 PIO 数据传输器，用于扇区读、写和磁道格式化操作。CPU 通过该数据寄存器向硬盘写入或从硬盘读出 1 个扇区的数据，也即要使用命令'rep outsw'或'rep insw'重复读/写 cx=256 字。

◆错误寄存器（读）/写前预补偿寄存器（写）（HD_ERROR，0x1f1）

在读时，该寄存器存放有 8 位的错误状态。但只有当主状态寄存器(HD_STATUS，0x1f7)的位 0=1 时该寄存器中的数据才有效。执行控制器诊断命令时的含义与其他命令时的不同。见表 9–4 所示。

在写操作时，该寄存器即作为写前预补偿寄存器。它记录写预补偿起始柱面号。对应于与硬盘基本参数表位移 0x05 处的一个字，需除 4 后输出。目前的硬盘大都忽略该参数。

什么是写前补偿?

早期硬盘每个磁道具有固定的扇区数。并且由于每个扇区有固定 512 个字节，因此每个扇区占用的物理磁道长度就会随着越靠近盘片中心就越短小，从而引起磁介质存放数据的能力下降。因此对于硬盘磁头来说就需要采取一定措施以比较高的密度把一个扇区的数据放到比较小的扇区中。所用的常用方法就是写前预补偿（Write Precompensation）技术。在从盘片边缘算起到靠近盘片中心某个磁道（柱面）位置开始，磁头中的写电流会使用某种方法进行一定的调整。

具体调整方法为：磁盘上二进制数据 0、1 的表示是通过磁记录编码方式（例如 FM，MFM 等）进行记录。若相邻记录位两次磁化翻转，则有可能发生磁场重叠。因此此时读出数据时对应的电波形峰值就会漂移。若记录密度提高，则峰值漂移程度就会加剧，有时可能会引起数据位无法分离识别而导致读数据错误。克服这种现象的办法就是使用写前补偿或读后补偿技术。写前补偿是指在向驱动器送入写数据之前，先按照相对于读出时

峰值漂移的反方向预先写入脉冲补偿。若读出时信号峰值会向前漂移，则延迟写入该信号；若读出时信号会向后漂移，则提前写入该信号。这样在读出时，峰值的位置就可以接近正常位置。

表 9－4 硬盘控制器错误寄存器

| 值 | 诊断命令时 | 其他命令时 |
|---|---|---|
| 0x01 | 无错误 | 数据标志丢失 |
| 0x02 | 控制器出错 | 磁道 0 错 |
| 0x03 | 扇区缓冲区错 | |
| 0x04 | ECC 部件错 | 命令放弃 |
| 0x05 | 控制处理器错 | |
| 0x10 | | ID 未找到 |
| 0x40 | | ECC 错误 |
| 0x80 | | 坏扇区 |

在写操作时，该寄存器即作为写前预补偿寄存器。它记录写预补偿起始柱面号。对应于与硬盘基本参数表位移 0x05 处的一个字，需除 4 后输出。

◆扇区数寄存器（HD_NSECTOR，0x1f2）

该寄存器存放读、写、检验和格式化命令指定的扇区数。当用于多扇区操作时，每完成 1 扇区的操作该寄存器就自动减 1，直到为 0。若初值为 0，则表示传输最大扇区数 256。

◆扇区号寄存器（HD_SECTOR，0x1f3）

该寄存器存放读、写、检验操作命令指定的扇区号。在多扇区操作时，保存的是起始扇区号，而每完成 1 扇区的操作就自动增 1。

◆柱面号寄存器（HD_LCYL，HD_HCYL，0x1f4，0x1f5）

该两个柱面号寄存器分别存放有柱面号的低 8 位和高 2 位。

◆驱动器/磁头寄存器(HD_CURRENT，0x1f6)

该寄存器存放有读、写、检验、寻道和格式化命令指定的驱动器和磁头号。其位格式为 101dhhhh。其中 101 表示采用 ECC 校验码和每扇区为 512 字节；d 表示选择的驱动器（0 或 1）；hhhh 表示选择的磁头。见表 9–5 所示。

表 9－5 驱动器/磁头寄存器含义

| 位 | 名称 | | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0 | HS0 | 磁头号位 0 | 磁头号最低位。 |
| 1 | HS1 | 磁头号位 1 | |
| 2 | HS2 | 磁头号位 2 | |
| 3 | HS3 | 磁头号位 3 | 磁头号最高位。 |
| 4 | DRV | 驱动器 | 选择驱动器，0 - 选择驱动器 0； 1 - 选择驱动器 1。 |
| 5 | Reserved | 保留 | 总是 1。 |
| 6 | Reserved | 保留 | 总是 0。 |
| 7 | Reserved | 保留 | 总是 1。 |

◆主状态寄存器（读）/命令寄存器（写）（HD_STATUS/HD_COMMAND，0x1f7)

在读时，对应一个 8 位主状态寄存器。反映硬盘控制器在执行命令前后的操作状态。各位的含义见表 9–6 所示。

表 9－6 8 位主状态寄存器

| 位 | 名称 | 屏蔽码 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0 | ERR_STAT | 0x01 | 命令执行错误。当该位置位时说明前一个命令以出错结束。此时出错寄存器和状态寄存器中的比特位含有引起错误的一些信息。 |
| 1 | INDEX_STAT | 0x02 | 收到索引。当磁盘旋转遇到索引标志时会设置该位。 |
| 2 | ECC_STAT | 0x04 | ECC 校验错。当遇到一个可恢复的数据错误而且已得到纠正，就会设置该位。这种情况不会中断一个多扇区读操作。 |
| 3 | DRQ_STAT | 0x08 | 数据请求服务。当该位被置位时，表示驱动器已经准备好在主机和数据端口之间传输一个字或一个字节的数据。 |
| 4 | SEEK_STAT | 0x10 | 驱动器寻道结束。当该位被置位时，表示寻道操作已经完成，磁头已经停在指定的磁道上。当发生错误时，该位并不会改变。只有主机读取了状态寄存器后，该位就会再次表示当前寻道的完成状态。 |
| 5 | WRERR_STAT | 0x20 | 驱动器故障（写出错）。当发生错误时，该位并不会改变。只有主机读取了状态寄存器后，该位就会再次表示当前写操作的出错状态。 |
| 6 | READY_STAT | 0x40 | 驱动器准备好（就绪）。表示驱动器已经准备好接收命令。当发生错误时，该位并不会改变。只有主机读取了状态寄存器后，该位就会再次表示当前驱动器就绪状态。在开机时，应该复位该比特位，直到驱动器速度达到正常并且能够接收命令。 |
| 7 | BUSY_STAT | 0x80 | 控制器忙碌。当驱动器正在操作由驱动器的控制器设置该位。此时主机不能发送命令块。而对任何命令寄存器的读操作将返回状态寄存器的值。在下列条件下该位会被置位：<br>在机器复位信号 RESET 变负或者设备控制寄存器的 SRST 被设置之后 400 纳秒以内。在机器复位之后要求该位置位状态不能超过 30 秒。<br>主机在向命令寄存器写重新校正、读、读缓冲、初始化驱动器参数以及执行诊断等命令的 400 纳秒以内。<br>在写操作、写缓冲或格式化磁道命令期间传输了 512 字节数据的 5 微秒之内。 |

当执行写操作时，该端口对应命令寄存器，接受 CPU 发出的硬盘控制命令，共有 8 种命令，见表 9–7 所示。其中最后一列用于说明相应命令结束后控制器所采取的动作（引发中断或者什么也不做）。

表 9－7 AT 硬盘控制器命令列表

| 命令名称 | | 命令码字节 | | | | 默认值 | 命令执行结束形式 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | | 高 4 位 | D3 | D2 | D1 D0 | | |
| WIN_RESTORE | 驱动器重新校正(复位) | 0x1 | R | R | R R | 0x10 | 中断 |
| WIN_READ | 读扇区 | 0x2 | 0 | 0 | L T | 0x20 | 中断 |
| WIN_WRITE | 写扇区 | 0x3 | 0 | 0 | L T | 0x30 | 中断 |
| WIN_VERIFY | 扇区检验 | 0x4 | 0 | 0 | 0 T | 0x40 | 中断 |
| WIN_FORMAT | 格式化磁道 | 0x5 | 0 | 0 | 0 0 | 0x50 | 中断 |
| WIN_INIT | 控制器初始化 | 0x6 | 0 | 0 | 0 0 | 0x60 | 中断 |
| WIN_SEEK | 寻道 | 0x7 | R | R | R R | 0x70 | 中断 |
| WIN_DIAGNOSE | 控制器诊断 | 0x9 | 0 | 0 | 0 0 | 0x90 | 中断或空闲 |
| WIN_SPECIFY | 建立驱动器参数 | 0x9 | 0 | 0 | 0 1 | 0x91 | 中断 |

表中命令码字节的低 4 位是附加参数，其含义为：

R 是步进速率。R=0，则步进速率为 35us；R=1 为 0.5ms，以此量递增。程序中默认 R=0。

L 是数据模式。L=0 表示读/写扇区为 512 字节；L=1 表示读/写扇区为 512 加 4 字节的 ECC 码。程序中默认值是 L=0。

T 是重试模式。T=0 表示允许重试；T=1 则禁止重试。程序中取 T=0。

下面分别对这几个命令进行详细说明。

(1) 0x1X -- （WIN_RESTORE），驱动器重新校正（Recalibrate）命令

该命令把读/写磁头从磁盘上任何位置移动到 0 柱面。当接收到该命令时，驱动器会设置 BUSY_STAT 标志并且发出一个 0 柱面寻道指令。然后驱动器等待寻道操作结束，更新状态、复位 BUSY_STAT 标志并且产生一个中断。

(2) 0x20 -- （WIN_READ）可重试读扇区；0x21 -- 无重试读扇区。

读扇区命令可以从指定扇区开始读取 1 到 256 个扇区。若所指定的命令块（见表 9–9）中扇区计数为 0 的话，则表示读取 256 个扇区。当驱动器接受了该命令，将会设立 BUSY_STAT 标志并且开始执行该命令。对于单个扇区的读取操作，若磁头的磁道位置不对，则驱动器会隐含地执行一次寻道操作。一旦磁头在正确的磁道上，驱动器磁头就会定位到磁道地址场中相应的标志域（ID 域）上。

对于无重试读扇区命令，若两个索引脉冲发生之前不能正确读取无错的指定 ID 域，则驱动器就会在错误寄存器中给出 ID 没有找到的错误信息。对于可重试读扇区命令，驱动器则会在读 ID 域碰到问题时重试多次。重试的次数由驱动器厂商设定。

如果驱动器正确地读到了 ID 域，那么它就需要在指定的字节数中识别数据地址标志（Data Address Mark），否则就报告数据地址标志没有找到的错误。一旦磁头找到数据地址标志，驱动器就会把数据域中的数据读入扇区缓冲区中。如果发生错误，驱动器就会设置出错比特位、设置 DRQ_STAT 并且产生一个中断。不管是否发生错误，驱动器总是会在读扇区后设置 DRQ_STAT。在命令完成后，命令块寄存器中将含有最后一个所读扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

对于多扇区读操作，每当驱动器准备好向主机发送一个扇区的数据时就会设置 DRQ_STAT、清 BUSY_STAT 标志并且产生一个中断。当扇区数据传输结束，驱动器就会复位 DRQ_STAT 和 BUSY_STAT 标志，但在最后一个扇区传输完成后会设置 BUSY_STAT 标志。在命令结束后命令块寄存器中将含有最后一个所读扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

如果在多扇区读操作中发生了一个不可纠正的错误，读操作将在发生错误的扇区处终止。同样，此时命令块寄存器中将含有该出错扇区的柱面号、磁头号和扇区号。不管错误是否可以被纠正，驱动器都会把数据放入扇区缓冲区中。

(3) 0x30 -- （WIN_WRITE）可重试写扇区；0x31 -- 无重试写扇区。

写扇区命令可以从指定扇区开始写 1 到 256 个扇区。若所指定的命令块（见表 9–9）中扇区计数为 0 的话，则表示要写 256 个扇区。当驱动器接受了该命令，它将设置 DRQ_STAT 并等待扇区缓冲区被添满数据。在开始第一次向扇区缓冲区添入数据时不会产生中断，一旦数据填满驱动器就会复位 DRQ、设置 BUSY_STAT 标志并且开始执行命令。

对于写一个扇区数据的操作，驱动器会在收到命令时设置 DRQ_STAT 并且等待主机填满扇区缓冲区。一旦数据已被传输，驱动器就会设置 BUSY_STAT 并且复位 DRQ_STAT。与读扇区操作一样，若磁头的磁道位置不对，则驱动器会隐含地执行一次寻道操作。一旦磁头在正确的磁道上，驱动器磁头就会定位到磁道地址场中相应的标志域（ID 域）上。

如果 ID 域被正确地读出，则扇区缓冲区中的数据包括 ECC 字节就被写到磁盘上。当驱动器处理过扇区后就会清 BUSY_STAT 标志并且产生一个中断。此时主机就可以读取状态寄存器。在命令结束后，命令块寄存器中将含有最后一个所写扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

在多扇区写操作期间，除了对第一个扇区的操作，当驱动器准备好从主机接收一个扇区的数据

时就会设置 DRQ_STAT、清 BUSY_STAT 标志并且产生一个中断。一旦一个扇区传输完毕，驱动器就会复位 DRQ 并设置 BUSY 标志。当最后一个扇区被写到磁盘上后，驱动器就会清掉 BUSY_STAT 标志并产生一个中断（此时 DRQ_STAT 已经复位）。在写命令结束后，命令块寄存器中将含有最后一个所写扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

如果在多扇区写操作中发生了一个错误，写操作将在发生错误的扇区处终止。同样，此时命令块寄存器中将含有该出错扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

(4) 0x40 -- （WIN_VERIFY）可重试读扇区验证；0x41 -- 无重试读扇区验证。

该命令的执行过程与读扇区操作相同，但是本命令不会导致驱动器去设置 DRQ_STAT，并且不会向主机传输数据。当收到读验证命令时，驱动器就会设置 BUSY_STAT 标志。当指定的扇区被验证过后，驱动器就会复位 BUSY_STAT 标志并且产生一个中断。在命令结束后，命令块寄存器中将含有最后一个所验证扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

如果在多扇区验证操作中发生了一个错误，验证操作将在发生错误的扇区处终止。同样，此时命令块寄存器中将含有该出错扇区的柱面号、磁头号和扇区号。

(5) 0x50 -- （WIN_FORMAT）格式化磁道命令。

扇区计数寄存器中指定了磁道地址。当驱动器接受该命令时，它会设置 DRQ_STAT 比特位，然后等待主机填满扇区缓冲区。当缓冲区满后，驱动器就会清 DRQ_STAT、设置 BUSY_STAT 标志并且开始命令的执行。

(6) 0x60 -- （WIN_INIT）控制器初始化。

(7) 0x7X -- （WIN_SEEK）寻道操作。

寻道操作命令将命令块寄存器中所选择的磁头移动到指定的磁道上。当主机发出一个寻道命令时，驱动器会设置 BUSY 标志并且产生一个中断。在寻道操作结束之前，驱动器在寻道操作完成之前不会设置 SEEK_STAT（DSC - 寻道完成）。在驱动器产生一个中断之前寻道操作可能还没有完成。如果在寻道操作进行当中主机又向驱动器发出了一个新命令，那么 BUSY_STAT 将依然处于置位状态，直到寻道结束。然后驱动器才开始执行新的命令。

(8) 0x90 -- （WIN_DIAGNOSE）驱动器诊断命令。

该命令执行驱动器内部实现的诊断测试过程。驱动器 0 会在收到该命令的 400ns 内设置 BUSY_STAT 比特位。

如果系统中含有第 2 个驱动器，即驱动器 1，那么两个驱动器都会执行诊断操作。驱动器 0 会等待驱动器 1 执行诊断操作 5 秒钟。如果驱动器 1 诊断操作失败，则驱动器 0 就会在自己的诊断状态中附加 0x80。如果主机在读取驱动器 0 的状态时检测到驱动器 1 的诊断操作失败，它就会设置驱动器/磁头寄存器(0x1f6)的驱动器选择比特位（位 4），然后读取驱动器 1 的状态。如果驱动器 1 通过诊断检测或者驱动器 1 不存在，则驱动器 0 就直接把自己的诊断状态加载到出错寄存器中。

如果驱动器 1 不存在，那么驱动器 0 仅报告自己的诊断结果，并且在复位 BUSY_STAT 比特位后产生一个中断。

(9) 0x91 -- （WIN_SPECIFY）建立驱动器参数命令。

该命令用于让主机设置多扇区操作时磁头交换和扇区计数循环值。在收到该命令时驱动器会设置 BUSY_STAT 比特位并产生一个中断。该命令仅使用两个寄存器的值。一个是扇区计数寄存器，用于指定扇区数；另一个是驱动器/磁头寄存器，用于指定磁头数-1，而驱动器选择比特位（位 4）则根据具体选择的驱动器来设置。

该命令不会验证所选择的扇区计数值和磁头数。如果这些值无效，驱动器不会报告错误。直到另一个命令使用这些值而导致无效一个访问错误。

◆硬盘控制寄存器（写）（HD_CMD，0x3f6）

该寄存器是只写的。用于存放硬盘控制字节并控制复位操作。其定义与硬盘基本参数表的位移 0x08

处的字节说明相同，见表 9–8 所示。

表 9－8 硬盘控制字节的含义

| 位移 | 大小 | 说明 | |
|---|---|---|---|
| | | 控制字节（驱动器步进选择） | |
| | | 位 0 | 未用 |
| | | 位 1 | 保留(0) (关闭 IRQ) |
| | | 位 2 | 允许复位 |
| 0x08 | 字节 | 位 3 | 若磁头数大于 8 则置 1 |
| | | 位 4 | 未用(0) |
| | | 位 5 | 若在柱面数+1 处有生产商的坏区图，则置 1 |
| | | 位 6 | 禁止 ECC 重试 |
| | | 位 7 | 禁止访问重试。 |

### 9.3.2.2 AT 硬盘控制器编程

在对硬盘控制器进行操作控制时，需要同时发送参数和命令。其命令格式见表 9–9 所示。首先发送 6 字节的参数，最后发出 1 字节的命令码。不管什么命令均需要完整输出这 7 字节的命令块，依次写入端口 0x1f1 -- 0x1f7。一旦命令块寄存器加载，命令就开始执行。

表 9－9 命令格式

| 端口 | 说明 |
|---|---|
| 0x1f1 | 写预补偿起始柱面号 |
| 0x1f2 | 扇区数 |
| 0x1f3 | 起始扇区号 |
| 0x1f4 | 柱面号低字节 |
| 0x1f5 | 柱面号高字节 |
| 0x1f6 | 驱动器号/磁头号 |
| 0x1f7 | 命令码 |

首先 CPU 向控制寄存器端口(HD_CMD)0x3f6 输出控制字节，建立相应的硬盘控制方式。方式建立后即可按上面顺序发送参数和命令。步骤为：

1. 检测控制器空闲状态：CPU 通过读主状态寄存器，若位 7（BUSY_STAT）为 0，表示控制器空闲。若在规定时间内控制器一直处于忙状态，则判为超时出错。参见 hd.c 中第 161 行的 controller_ready()函数。
2. 检测驱动器是否就绪：CPU 判断主状态寄存器位 6（READY_STAT）是否为 1 来看驱动器是否就绪。为 1 则可输出参数和命令。参见 hd.c 中第 202 行的 drive_busy()函数。
3. 输出命令块：按顺序输出分别向对应端口输出参数和命令。参见 hd.c 中第 180 行开始的 hd_out()函数。
4. CPU 等待中断产生：命令执行后，由硬盘控制器产生中断请求信号（IRQ14 -- 对应中断 int46）或置控制器状态为空闲，表明操作结束或表示请求扇区传输（多扇区读/写）。程序 hd.c 中在中断处理过程中调用的函数参见代码 237--293 行。有 5 个函数分别对应 5 种情况。
5. 检测操作结果：CPU 再次读主状态寄存器，若位 0 等于 0 则表示命令执行成功，否则失败。若失败则可进一步查询错误寄存器(HD_ERROR)取错误码。参见 hd.c 中第 202 行的 win_result()函数。

### 9.3.2.3 硬盘基本参数表

中断向量表中，int 0x41 的中断向量位置（4 * 0x41 =0x0000:0x0104）存放的并不是中断程序的地址而是第一个硬盘的基本参数表，见表 9–10 所示。对于 100%兼容的 BIOS 来说，这里存放着硬盘参数表阵列的首地址 F000h:E401h。第二个硬盘的基本参数表入口地址存于 int 0x46 中断向量中。

表 9－10 硬盘基本参数信息表

| 位移 | 大小 | 说明 |
|---|---|---|
| 0x00 | 字 | 柱面数 |
| 0x02 | 字节 | 磁头数 |
| 0x03 | 字 | 开始减小写电流的柱面(仅 PC XT 使用，其他为 0) |
| 0x05 | 字 | 开始写前预补偿柱面号（乘 4） |
| 0x07 | 字节 | 最大 ECC 猝发长度（仅 XT 使用，其他为 0） |
| | | 控制字节（驱动器步进选择） |
| | | 位 0　　未用 |
| | | 位 1　　保留(0) (关闭 IRQ) |
| | | 位 2　　允许复位 |
| 0x08 | 字节 | 位 3　　若磁头数大于 8 则置 1 |
| | | 位 4　　未用(0) |
| | | 位 5　　若在柱面数+1 处有生产商的坏区图，则置 1 |
| | | 位 6　　禁止 ECC 重试 |
| | | 位 7　　禁止访问重试。 |
| 0x09 | 字节 | 标准超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x0A | 字节 | 格式化超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x0B | 字节 | 检测驱动器超时值（仅 XT 使用，其他为 0） |
| 0x0C | 字 | 磁头着陆(停止)柱面号 |
| 0x0E | 字节 | 每磁道扇区数 |
| 0x0F | 字节 | 保留。 |

### 9.3.2.4 硬盘设备号命名方式

硬盘的主设备号是 3。其他设备的主设备号分别为：

1-内存,2-磁盘,3-硬盘,4-ttyx,5-tty,6-并行口,7-非命名管道

由于 1 个硬盘中可以存在 1--4 个分区，因此硬盘还依据分区的不同用次设备号进行指定分区。因此硬盘的逻辑设备号由以下方式构成：

设备号=主设备号*256 + 次设备号

也即 dev_no = (major<<8) + minor

两个硬盘的所有逻辑设备号见表 9–11 所示。

表 9－11 硬盘逻辑设备号

| 逻辑设备号 | 对应设备文件 | 说明 |
|---|---|---|
| 0x300 | /dev/hd0 | 代表整个第 1 个硬盘 |
| 0x301 | /dev/hd1 | 表示第 1 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x302 | /dev/hd2 | 表示第 1 个硬盘的第 2 个分区 |
| 0x303 | /dev/hd3 | 表示第 1 个硬盘的第 3 个分区 |
| 0x304 | /dev/hd4 | 表示第 1 个硬盘的第 4 个分区 |

| | | |
|---|---|---|
| 0x305 | /dev/hd5 | 代表整个第 2 个硬盘 |
| 0x306 | /dev/hd6 | 表示第 2 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x307 | /dev/hd7 | 表示第 2 个硬盘的第 2 个分区 |
| 0x308 | /dev/hd8 | 表示第 2 个硬盘的第 3 个分区 |
| 0x309 | /dev/hd9 | 表示第 2 个硬盘的第 4 个分区 |

其中 0x300 和 0x305 并不与哪个分区对应，而是代表整个硬盘。
从 linux 内核 0.95 版后已经不使用这种烦琐的命名方式，而是使用与现在相同的命名方法了。

#### 9.3.2.5 硬盘分区表

如果 PC 机从硬盘上引导启动操作系统，那么 ROM BIOS 程序在执行完机器自检诊断程序以后就会把硬盘上的第 1 个扇区读入内存 0x7c00 开始处，并把执行控制权交给这个扇区中的代码去继续执行。这个特定的扇区被称为主引导扇区 MBR（Master Boot Record），其结构见表 9-12 所示。

表 9-12 硬盘主引导扇区 MBR 的结构

| 偏移位置 | 名称 | 长度（字节） | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0x000 | MBR 代码 | 446 | 引导程序代码和数据。 |
| 0x1BE | 分区表项 1 | 16 | 第 1 个分区表项，共 16 字节。 |
| 0x1CE | 分区表项 2 | 16 | 第 2 个分区表项，共 16 字节。 |
| 0x1DE | 分区表项 3 | 16 | 第 3 个分区表项，共 16 字节。 |
| 0x1EE | 分区表项 4 | 16 | 第 4 个分区表项，共 16 字节。 |
| 0x1FE | 引导标志 | 2 | 有效引导扇区的标志，值分别是 0x55, 0xAA。 |

除了 446 字节的引导执行代码以外，MBR 中还包含一张硬盘分区表，共含有 4 个表项。分区表存放在硬盘的 0 柱面 0 头第 1 个扇区的 0x1BE--0x1FD 偏移位置处。为了实现多个操作系统共享硬盘资源，硬盘可以在逻辑上把所有扇区分成 1--4 个分区。每个分区之间的扇区号是邻接的。分区表中每个表项有 16 字节，用来描述一个分区的特性。其中存放有分区的大小和起止的柱面号、磁道号和扇区号，见表 9–13 所示。

表 9－13 硬盘分区表项结构

| 位置 | 名称 | 大小 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0x00 | boot_ind | 字节 | 引导标志。4 个分区中同时只能有一个分区是可引导的。<br>0x00-不从该分区引导操作系统；0x80-从该分区引导操作系统。 |
| 0x01 | head | 字节 | 分区起始磁头号。磁头号范围为 0--255。 |
| 0x02 | sector | 字节 | 分区起始当前柱面中扇区号(位 0-5) （1--63）和柱面号高 2 位(位 6-7)。 |
| 0x03 | cyl | 字节 | 分区起始柱面号低 8 位。柱面号范围为 0--1023。 |
| 0x04 | sys_ind | 字节 | 分区类型字节。0x0b-DOS; 0x80-Old Minix; 0x83-Linux … |
| 0x05 | end_head | 字节 | 分区结束处磁头号。磁头号范围为 0--255。 |
| 0x06 | end_sector | 字节 | 分区结束当前柱面中扇区号(位 0-5) （1--63）和柱面号高 2 位(位 6-7)。 |
| 0x07 | end_cyl | 字节 | 分区结束柱面号低 8 位。柱面号范围为 0--1023。 |
| 0x08-0x0b | start_sect | 长字 | 分区起始物理扇区号。从整个硬盘顺序计起的扇区号，从 0 计起。 |
| 0x0c-0x0f | nr_sects | 长字 | 分区占用的扇区数。 |

表中字段 head、sector 和 cyl 分别代表分区开始处的磁头号、柱面中扇区号和柱面号。磁头号的取值

范围是 0--255。sector 字节字段中低 6 比特位代表在当前柱面中计数的扇区号，该扇区号计数范围是 1--63。sector 字段高 2 比特与 cyl 字段组成 10 个比特的柱面号，取值范围是 0--1023。类似地，表中 end_head、end_sector 和 end_cyl 字段分别表示分区结束处的磁头号、柱面中扇区号和柱面号。因此若我们用 H 表示磁头号、S 表示扇区号、C 表示柱面号，那么分区起始 CHS 值可表示为：

H = head;

S = sector & 0x3f;

C = (sector & 0xc0) << 2) + cyl;

表中 start_sect 字段是 4 个字节的分区起始物理扇区号。它表示整个硬盘从 0 计起的顺序编制的扇区号。编码方法是从 CHS 为 0 柱面、0 磁头和 1 扇区（0, 0, 1）开始，先对当前柱面中扇区进行从小到大编码，然后对磁头从 0 到最大磁头号编码，最后是对柱面进行计数。

如果一个硬盘的磁头总数是 MAX_HD，每磁道扇区总数是 MAX_SECT，那么某个 CHS 值对应的硬盘物理扇区号 phy_sector 就是：

phy_sector = (C * MAX_HEAD + H) * MAX_SECT + S - 1

硬盘的第 1 个扇区（0 柱面 0 头 1 扇区）除了多包含一个分区表以外，在其他方面与软盘上第一个扇区（boot 扇区）的作用一样，只是它的代码会在执行时把自己从 0x7c00 下移到 0x6000 处，以腾出 0x7c00 处的空间，然后根据分区表中的信息，找出活动分区是哪一个，接着把活动分区的第 1 个扇区加载到 0x7c00 处去执行。一个分区从硬盘的哪个柱面、磁头和扇区开始，都记录在分区表中。因此从分区表中可以知道一个活动分区的第 1 个扇区（即该分区的引导扇区）在硬盘的什么地方。

#### 9.3.2.6 扇区号与柱面号、当前磁道扇区号和当前磁头号的对应关系

假定硬盘的每磁道扇区数是 track_secs，硬盘磁头总数是 dev_heads，指定的硬盘顺序扇区号是 sector，对应当前磁道总数是 tracks，对应的柱面号是 cyl，在当前磁道上的扇区号是 sec，磁头号是 head。那么若想从指定顺序扇区号 sector 换算成对应的柱面号、当前磁道上扇区号以及当前磁头号，则可以使用以下步骤：

- sector / track_secs = 整数是 tracks，余数是 sec；
- tracks / dev_heads = 整数是 cyl，余数是 head；
- 在当前磁道上扇区号从 1 算起，于是需要把 sec 增 1。

若想从指定的当前 cyl、sec 和 head 换算成从硬盘开始算起的顺序扇区号，则过程正好与上述相反。换算公式和上面给出的完全一样，即：

sector = (cyl * dev_heads + head) * track_secs + sec -1

## 9.4 ll_rw_blk.c 程序

ll_rw_blk.c 程序（程序 9-3）实现上层程序与各块设备之间的接口功能，所有上层读写操作均通过该程序中的低级块设备读写函数实现对块设备的访问。

### 9.4.1 功能描述

该程序主要用于执行低层块设备读/写操作，是本章所有块设备与系统其他部分的接口程序。其他程序通过调用该程序的低级块读写函数 ll_rw_block()来读写块设备中的数据。该函数的主要功能是为块设备创建块设备读写请求项，并插入到指定块设备请求队列中。实际的读写操作则是由设备的请求项处理函数 request_fn()完成。对于硬盘操作，该函数是 do_hd_request()；对于软盘操作，该函数是 do_fd_request()；对于虚拟盘则是 do_rd_request()。若 ll_rw_block()为一个块设备建立起一个请求项，并通过测试块设备的当前请求项指针为空而确定设备空闲时，就会设置该新建的请求项为当前请求项，并直接调用 request_fn()

对该请求项进行操作。否则就会使用电梯算法将新建的请求项插入到该设备的请求项链表中等待处理。而当 request_fn()结束对一个请求项的处理，就会把该请求项从链表中删除。

由于 request_fn()在每个请求项处理结束时，都会通过中断回调 C 函数（主要是 read_intr()和 write_intr()）再次调用 request_fn()自身去处理链表中其余的请求项，因此，只要设备的请求项链表（或者称为队列）中有未处理的请求项存在，都会陆续地被处理，直到设备的请求项链表是空为止。当请求项链表空时，request_fn()将不再向驱动器控制器发送命令，而是立刻退出。因此，对 request_fn()函数的循环调用就此结束。参见图 9-5 所示。

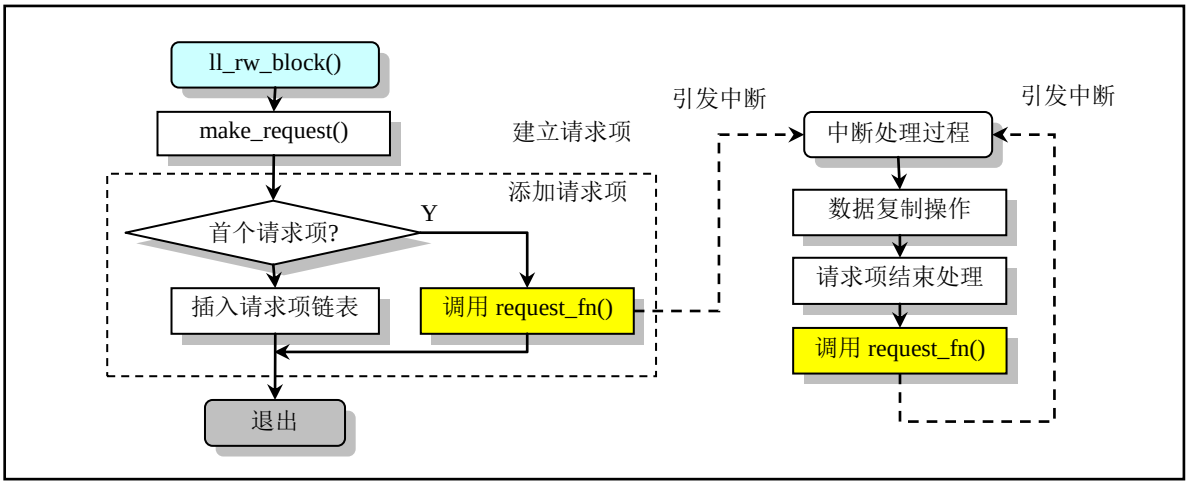



图 9-5 ll_rw_block 调用序列

对于虚拟盘设备，由于它的读写操作不牵涉到上述与外界硬件设备同步操作，因此没有上述的中断处理过程。当前请求项对虚拟设备的读写操作完全在 do_rd_request()中实现。

带详细注释的 ll_rw_blk.c 程序的完整列表见程序 9-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/blk_drv/ll_rw_blk.c。

## 9.5 ramdisk.c 程序

ramdisk.c（程序 9-4）本文件是内存虚拟盘（Ram Disk）驱动程序，由 Theodore Ts'o 编制。虚拟盘设备是一种利用物理内存来模拟实际磁盘存储数据的方式。其目的主要是为了提高对“磁盘”数据的读写操作速度。除了需要占用一些宝贵的内存资源外，其主要缺点是一旦系统崩溃或关闭，虚拟盘中的所有数据将全部消失。因此虚拟盘中通常存放一些系统命令等常用工具程序或临时数据，而非重要的输入文档。

当在 linux/Makefile 文件中定义了常量 RAMDISK，内核初始化程序就会在内存中划出一块该常量值指定大小的内存区域用于存放虚拟盘数据。虚拟盘在物理内存中所处的具体位置是在内核初始化阶段确定的（init/main.c，123 行），它位于内核高速缓冲区和主内存区之间。若运行的机器含有 16MB 的物理内存，那么虚拟盘区域会被设置在内存 4MB 开始处，虚拟盘容量即等于 RAMDISK 的值（KB）。若 RAMDISK=512，则此时内存情况见图 9-6 所示。

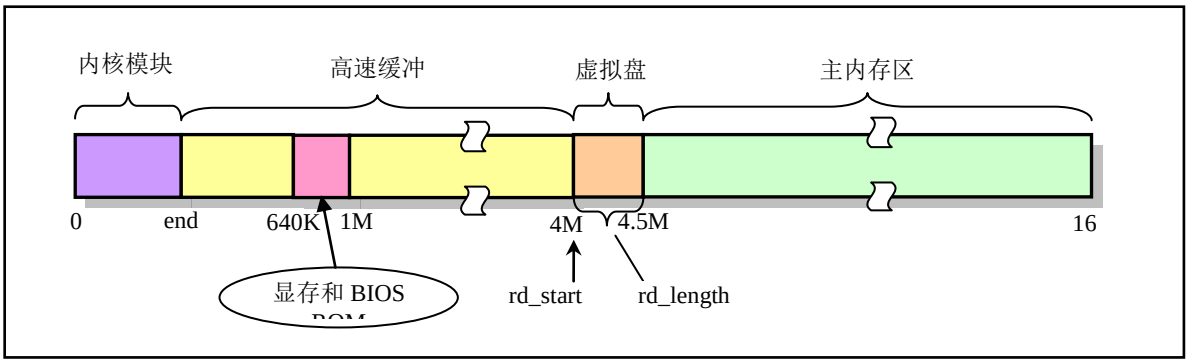



图 9-6 虚拟盘在 16MB 内存系统中所处的具体位置

对虚拟盘设备的读写访问操作原则上完全按照对普通磁盘的操作进行，也需要按照块设备的访问方式对其进行读写操作。由于在实现上不牵涉与外部控制器或设备进行同步操作，因此其实现方式比较简单。对于数据在系统与设备之间的“传送”只需执行内存数据块复制操作即可。

本程序包含 3 个函数。rd_init()会在系统初始化时被 init/main.c 程序调用，用于确定虚拟盘在物理内存中的具体位置和大小；do_rd_request()是虚拟盘设备的请求项操作函数，对当前请求项实现虚拟盘数据的访问操作；rd_load()是虚拟盘根文件加载函数。在系统初始化阶段，该函数被用于尝试从启动引导盘上指定的磁盘块位置开始处把一个根文件系统加载到虚拟盘中。在函数中，这个起始磁盘块位置被定为 256。当然你也可以根据自己的具体要求修改这个值，只要保证这个值所规定的磁盘容量能容纳内核映像文件即可。这样一个由内核引导映像文件（Bootimage）加上根文件系统映像文件（Rootiamge）组合而成的“二合一”磁盘，就可以象启动 DOS 系统盘那样来启动 Linux 系统。关于这种组合盘（集成盘）的制作方式可参见第 14 章中相关内容。

在进行正常的根文件系统加载之前，系统会首先执行 rd_load()函数，试图从磁盘的第 257 块中读取根文件系统超级块。若成功，就把该根文件映像文件读到内存虚拟盘中，并把根文件系统设备标志 ROOT_DEV 设置为虚拟盘设备（0x0101），否则退出 rd_load()，系统继续从别的设备上执行根文件加载操作。操作流程见图 9-7 所示。

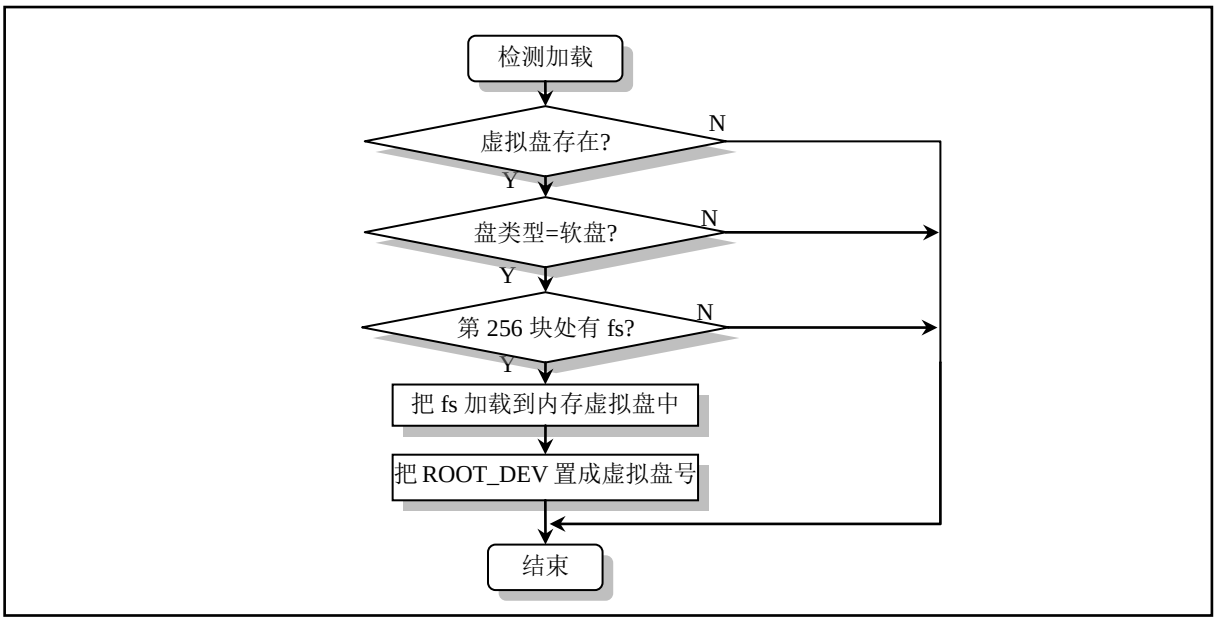



图 9-7 加载根文件系统到内存虚拟盘区域的流程图

如果在编译 Linux 0.12 内核源代码时，在其 linux/Makefile 配置文件中定义了 RAMDISK 的大小值，则内核代码在引导并初始化 RAMDISK 区域后就会首先尝试检测启动盘上的第 256 磁盘块（每个磁盘块为 1KB，即 2 个扇区）开始处是否存在一个根文件系统。检测方法是判断第 257 磁盘块中是否存在一个有效的文件系统超级块信息。如果有，则将该文件系统加载到 RAMDISK 区域中，并将其作为根文件系统使用。从而我们就可以使用一张集成了根文件系统的启动盘来引导系统到 shell 命令提示符状态。若启动盘上指定磁盘块位置（第 256 磁盘块）上没有存放一个有效的根文件系统，那么内核就会提示插入根文件系统盘。在用户按下回车键确认后，内核就把处于独立盘上的根文件系统整个地读入到内存的虚拟盘区域中去执行。

在一张 1.44MB 的内核引导启动盘上把一个基本的根文件系统放在盘的第 256 个磁盘块开始的地方就可以组合形成一张集成盘，其结构见图 9-8 所示。

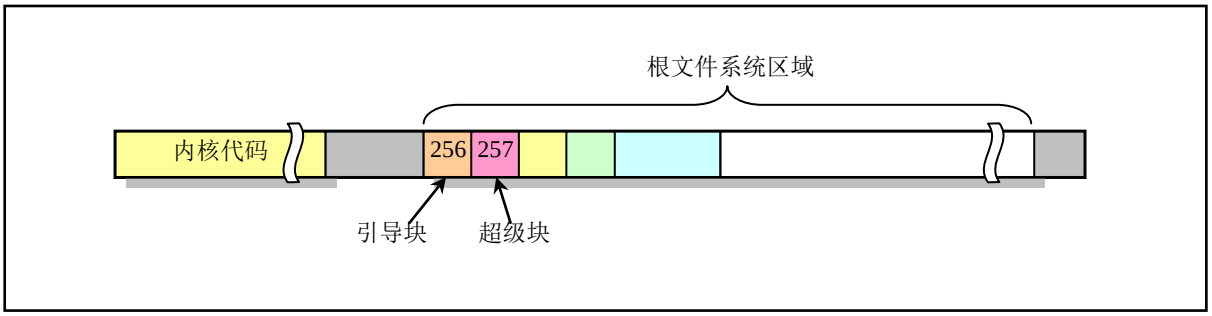



图 9-8 集成盘上数据结构

再次说明，带详细注释的 ramdisk.c 程序的完整列表见程序 9-4，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/blk_drv/ramdisk.c。

# 9.6 floppy.c 程序

floppy.c 程序（程序 9-5）实现软盘上数据的读写操作。下面首先说明该程序的主要功能，然后给出与软盘控制器编程相关的信息。已加详细注释的程序列表可在线获得。

## 9.6.1 功能描述

本程序是软盘控制器驱动程序。与其他块设备驱动程序一样，该程序也以请求项操作函数 do_fd_request()为主，执行对软盘上数据的读写操作。

考虑到软盘驱动器在不工作时马达通常不转，所以在实际能对驱动器中的软盘进行读写操作之前，我们需要等待马达启动并达到正常的运行速度。与计算机的运行速度相比，这段时间较长，通常需要 0.5 秒左右的时间。

另外，当对一个磁盘的读写操作完毕，我们也需要让驱动器停止转动，以减少对磁盘表面的摩擦。但我们也不能在对磁盘操作完后就立刻让它停止转动。因为，可能马上又需要对其进行读写操作。因此，在一个驱动器没有操作后还是需要让驱动器空转一段时间，以等待可能到来的读写操作，若驱动器在一个较长时间内都没有操作，则程序让它停止转动。这段维持旋转的时间可设定在大约 3 秒左右。

当一个磁盘的读写操作发生错误，或某些其他情况导致一个驱动器的马达没有被关闭。此时我们也需要让系统在一定时间之后自动将其关闭。Linus 在程序中把这个延时值设定在 100 秒。

由此可见，在对软盘驱动器进行操作时会用到很多延时（定时）操作。因此在该驱动程序中涉及较多的定时处理函数。还有几个与定时处理关系比较密切的函数被放在了 kernel/sched.c 中（行 201-262）。这是软盘驱动程序与硬盘驱动程序之间的最大区别，也是软盘驱动程序比硬盘驱动程序复杂的原因。

虽然本程序比较复杂，但对软盘读写操作的工作原理却与其他块设备是一样的。本程序也是使用请

求项和请求项链表结构来处理所有对软盘的读写操作。因此请求项操作函数 do_fd_request()仍然是本程序中的重要函数之一。在阅读时应该以该函数为主线展开。另外，软盘控制器的使用比较复杂，其中涉及到很多控制器的执行状态和标志。因此在阅读时，还需要频繁地参考程序后的有关说明以及本程序的头文件 include/linux/fdreg.h。该文件定义了所有软盘控制器参数常量，并说明了这些常量的含义。

再次说明，带详细注释的 floppy.c 程序的完整列表见程序 9-5，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/blk_drv/floppy.c。

## 9.6.2 其他信息

### 9.6.2.1 软盘驱动器的设备号

在 Linux 中，软驱的主设备号是 2，次设备号 = TYPE*4 + DRIVE，其中 DRIVE 为 0-3，分别对应软驱 A、B、C 或 D；TYPE 是软驱的类型，2 表示 1.2M 软驱，7 表示 1.44M 软驱，也即 floppy.c 中 85 行定义的软盘类型（floppy_type[]）数组的索引值，见表 9–14 所示。

表 9－14 软盘驱动器类型

| 类型 | 说明 |
|---|---|
| 0 | 不用。 |
| 1 | 360KB PC 软驱。 |
| 2 | 1.2MB AT 软驱。 |
| 3 | 360kB 在 720kB 驱动器中使用。 |
| 4 | 3.5" 720kB 软盘。 |
| 5 | 360kB 在 1.2MB 驱动器中使用。 |
| 6 | 720kB 在 1.2MB 驱动器中使用。 |
| 7 | 1.44MB 软驱。 |

例如，类型 7 表示 1.44MB 驱动器，驱动器号 0 表示 A 盘，因为 7*4 + 0 = 28，所以(2,28)指的是 1.44M A 驱动器,其设备号是 0x021c，对应的设备文件名是/dev/fd0 或/dev/PS0。同理，类型 2 表示 1.22MB 驱动器，则 2*4 + 0 = 8，所以(2,8)指的是 1.2M A 驱动器，其设备号是 0x0208，对应的设备文件名是/dev/at0。

### 9.6.2.2 软盘控制器

对软盘控制器（FDC）进行编程比较烦琐。在编程时需要访问 4 个端口，分别对应软盘控制器上一个或多个寄存器。对于 1.2M 的软盘控制器有表 9–15 中的一些端口。

表 9－15 软盘控制器端口

| I/O 端口 | 读写性 | 寄存器名称 |
|---|---|---|
| 0x3f2 | 只写 | 数字输出寄存器（DOR）(数字控制寄存器) |
| 0x3f4 | 只读 | FDC 主状态寄存器(STATUS) |
| 0x3f5 | 读/写 | FDC 数据寄存器(DATA) |
| 0x3f7 | 只读 | 数字输入寄存器（DIR） |
| | 只写 | 磁盘控制寄存器(DCR)(传输率控制) |

数字输出端口 DOR（数字控制端口）是一个 8 位寄存器，它控制驱动器马达开启、驱动器选择、启动/复位 FDC 以及允许/禁止 DMA 及中断请求。该寄存器各比特位的含义见表 9–16 所示。

表 9－16 数字输出寄存器定义

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7 | MOT_EN3 | 启动软驱 D 马达：1-启动；0-关闭。 |
| 6 | MOT_EN2 | 启动软驱 C 马达：1-启动；0-关闭。 |
| 5 | MOT_EN1 | 启动软驱 B 马达：1-启动；0-关闭。 |
| 4 | MOT_EN0 | 启动软驱 A 马达：1-启动；0-关闭。 |
| 3 | DMA_INT | 允许 DMA 和中断请求；0-禁止 DMA 和中断请求。 |
| 2 | RESET | 允许软盘控制器 FDC 工作。0-复位 FDC。 |
| 1 | DRV_SEL1 | 00-11 用于选择软盘驱动器 A-D。 |
| 0 | DRV_SEL0 | |

FDC 的主状态寄存器也是一个 8 位寄存器，用于反映软盘控制器 FDC 和软盘驱动器 FDD 的基本状态。通常，在 CPU 向 FDC 发送命令之前或从 FDC 获取操作结果之前，都要读取主状态寄存器的状态位，以判别当前 FDC 数据寄存器是否就绪，以及确定数据传送的方向。见表 9–17 所示。

**表 9－17 FDC 主状态控制器 MSR 定义**

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7 | RQM | 数据口就绪：控制器 FDC 数据寄存器已准备就绪。 |
| 6 | DIO | 传输方向：1- FDC→CPU；0- CPU→FDC |
| 5 | NDM | 非 DMA 方式：1- 非 DMA 方式；0- DMA 方式 |
| 4 | CB | 控制器忙：FDC 正处于命令执行忙碌状态 |
| 3 | DDB | 软驱 D 忙 |
| 2 | DCB | 软驱 C 忙 |
| 1 | DBB | 软驱 B 忙 |
| 0 | DAB | 软驱 A 忙 |

FDC 的数据端口对应多个寄存器（只写型命令寄存器和参数寄存器、只读型结果寄存器），但任一时刻只能有一个寄存器出现在数据端口 0x3f5。在访问只写型寄存器时，主状态控制的 DIO 方向位必须为 0（CPU → FDC），访问只读型寄存器时则反之。在读取结果时只有在 FDC 不忙之后才算读完结果，通常结果数据最多有 7 个字节。

数据输入寄存器（DIR）只有位 7（D7）对软盘有效，用来表示盘片更换状态。其余七位用于硬盘控制器接口。

磁盘控制寄存器(DCR)用于选择盘片在不同类型驱动器上使用的数据传输率。仅使用低 2 位（D1D0），00 表示 500kbps，01 表示 300kbps，10 表示 250kbps。

Linux 0.12 内核中，驱动程序与软驱中磁盘之间的数据传输是通过 DMA 控制器实现的。在进行读写操作之前，需要首先初始化 DMA 控制器，并对软驱控制器进行编程。对于 386 兼容 PC，软驱控制器使用硬件中断 IR6（对应中断描述符 0x26），并采用 DMA 控制器的通道 2。有关 DMA 控制处理的内容见后面小节。

#### 9.6.2.3 软盘控制器命令

软盘控制器共可以接受 15 条命令。每个命令均经历三个阶段：命令阶段、执行阶段和结果阶段。

命令阶段是 CPU 向 FDC 发送命令字节和参数字节。每条命令的第一个字节总是命令字节（命令码）。其后跟着 0--8 字节的参数。

执行阶段是 FDC 执行命令规定的操作。在执行阶段 CPU 是不加干预的，一般是通过 FDC 发出中断请求获知命令执行的结束。如果 CPU 发出的 FDC 命令是传送数据，则 FDC 可以以中断方式或 DMA 方式进行。中断方式每次传送 1 字节。DMA 方式是在 DMA 控制器管理下，FDC 与内存进行数据的传输直至全部数据传送完。此时 DMA 控制器会将传输字节计数终止信号通知 FDC，最后由 FDC 发出中断请求信号告知 CPU 执行阶段结束。

结果阶段是由 CPU 读取 FDC 数据寄存器返回值，从而获得 FDC 命令执行的结果。返回结果数据的长度为 0--7 字节。对于没有返回结果数据的命令，则应向 FDC 发送检测中断状态命令获得操作的状态。

由于 Linux 0.12 的软盘驱动程序中只使用其中 6 条命令，因此这里仅对这些用到的命令进行描述。

1. 重新校正命令（FD_RECALIBRATE）

该命令用来让磁头退回到 0 磁道。通常用于在软盘操作出错时对磁头重新校正定位。其命令码是 0x07，参数是指定的驱动器号（0—3）。

该命令无结果阶段，程序需要通过执行“检测中断状态”来获取该命令的执行结果。见表 9–18 所示。

**表 9－18 重新校正命令（FD_RECALIBRATE）**

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 命令 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 重新校正命令码：0x07 |
| | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | US1 | US2 | 驱动器号 |
| 执行 | | | | | | | | | | 磁头移动到 0 磁道 |
| 结果 | | 无。 | | | | | | | | 需使用命令获取执行结果。 |

2. 磁头寻道命令（FD_SEEK）

该命令让选中驱动器的磁头移动到指定磁道上。第 1 个参数指定驱动器号和磁头号，位 0-1 是驱动器号，位 2 是磁头号，其他比特位无用。第 2 个参数指定磁道号。

该命令也无结果阶段，程序需要通过执行“检测中断状态”来获取该命令的执行结果。见表 9–19 所示。

**表 9－19 磁头寻道命令（FD_SEEK）**

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 命令 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 磁头寻道命令码：0x0F |
| | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | HD | US1 | US2 | 磁头号、驱动器号。 |
| | 2 | C | | | | | | | | 磁道号。 |
| 执行 | | | | | | | | | | 磁头移动到指定磁道上。 |
| 结果 | | 无。 | | | | | | | | 需使用命令获取执行结果。 |

3. 读扇区数据命令（FD_READ）

该命令用于从磁盘上读取指定位置开始的扇区，经 DMA 控制传输到系统内存中。每当一个扇区读完，参数 4（R）就自动加 1，以继续读取下一个扇区，直到 DMA 控制器把传输计数终止信号发送给软盘控制器。该命令通常是在磁头寻道命令执行后磁头已经位于指定磁道后开始。见表 9–20 所示。

返回结果中，磁道号 C 和扇区号 R 是当前磁头所处位置。因为在读完一个扇区后起始扇区号 R 自动增 1，因此结果中的 R 值是下一个未读扇区号。若正好读完一个磁道上最后一个扇区（即 EOT），则磁道号也会增 1，并且 R 值复位成 1。

表 9－20 读扇区数据命令（FD_READ）

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | 0 | MT | MF | SK | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 读命令码：0xE6（MT=MF=SK=1） |
| | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | US1 | US2 | 驱动器号。 |
| | 2 | C | | | | | | | | 磁道号 |
| | 3 | H | | | | | | | | 磁头号 |
| 命令 | 4 | R | | | | | | | | 起始扇区号 |
| | 5 | N | | | | | | | | 扇区字节数 |
| | 6 | EOT | | | | | | | | 磁道上最大扇区号 |
| | 7 | GPL | | | | | | | | 扇区之间间隔长度（3） |
| | 8 | DTL | | | | | | | | N=0 时，指定扇区字节数 |
| 执行 | | | | | | | | | | 数据从磁盘传送到系统 |
| | 1 | ST0 | | | | | | | | 状态字节 0 |
| | 2 | ST1 | | | | | | | | 状态字节 1 |
| | 3 | ST2 | | | | | | | | 状态字节 2 |
| 结果 | 4 | C | | | | | | | | 磁道号 |
| | 5 | H | | | | | | | | 磁头号 |
| | 6 | R | | | | | | | | 扇区号 |
| | 7 | N | | | | | | | | 扇区字节数 |

其中 MT、MF 和 SK 的含义分别为：

MT 表示多磁道操作。MT=1 表示允许在同一磁道上两个磁头连续操作。

MF 表示记录方式。MF=1 表示选用 MFM 记录方式，否则是 FM 记录方式。

SK 表示是否跳过有删除标志的扇区。SK=1 表示跳过。

返回的 3 个状态字节 ST0、ST1 和 ST2 的含义分别见表 9–21、表 9–22 和表 9–23 所示。

表 9－21 状态字节 0 （ST0）

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7<br>6 | ST0_INTR | 中断原因。00 – 命令正常结束；01 – 命令异常结束；<br>10 – 命令无效；11 –轮流查询操作而导致的异常终止。 |
| 5 | ST0_SE | 寻道操作或重新校正操作结束。（Seek End） |
| 4 | ST0_ECE | 设备检查出错（零磁道校正出错）。（Equip. Check Error） |
| 3 | ST0_NR | 软驱未就绪。（Not Ready） |
| 2 | ST0_HA | 磁头地址。中断时磁头号。（Head Address） |
| 1<br>0 | ST0_DS | 驱动器选择号（发生中断时驱动器号）。（Drive Select）<br>00 – 11 分别对应驱动器 0—3。 |

表 9－22 状态字节 1 （ST1）

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7 | ST1_EOC | 访问超过磁道上最大扇区号 EOT。（End of Cylinder） |
| 6 | | 未使用（0）。 |
| 5 | ST1_CRC | CRC 校验出错。 |

| | | |
|---|---|---|
| 4 | ST1_OR | 数据传输超时，DMA 控制器故障。（Over Run） |
| 3 | | 未使用（0）。 |
| 2 | ST1_ND | 未找到指定的扇区。（No Data - unreadable） |
| 1 | ST1_WP | 写保护。（Write Protect） |
| 0 | ST1_MAM | 未找到扇区地址标志 ID AM。（Missing Address Mask） |

表 9－23 状态字节 2 （ST2）

| 位 | 名称 | 说明 |
|---|---|---|
| 7 | | 未使用（0）。 |
| 6 | ST2_CM | SK=0 时，读数据遇到删除标志。（Control Mark = deleted） |
| 5 | ST2_CRC | 扇区数据场 CRC 校验出错。 |
| 4 | ST2_WC | 扇区 ID 信息的磁道号 C 不符。（Wrong Cylinder） |
| 3 | ST2_SEH | 检索（扫描）条件满足要求。（Scan Equal Hit） |
| 2 | ST2_SNS | 检索条件不满足要求。（Scan Not Satisfied） |
| 1 | ST2_BC | 扇区 ID 信息的磁道号 C=0xFF，磁道坏。（Bad Cylinder） |
| 0 | ST2_MAM | 未找到扇区数据标志 DATA AM。（Missing Address Mask） |

4. 写扇区数据命令（FD_WRITE）

该命令用于将内存中的数据写到磁盘上。在 DMA 传输方式下，软驱控制器把内存中的数据串行地写到磁盘指定扇区中。每写完一个扇区，起始扇区号自动增 1，并继续写下一个扇区，直到软驱控制器收到 DMA 控制器的计数终止信号。见表 9–24 所示，其中缩写名称的含义与读命令中的相同。

表 9－24 写扇区数据命令（FD_WRITE）

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | 0 | MT | MF | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 写数据命令码：0xC5（MT=MF=1） |
| | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | US1 | US2 | 驱动器号。 |
| | 2 | C | | | | | | | | 磁道号 |
| | 3 | H | | | | | | | | 磁头号 |
| 命令 | 4 | R | | | | | | | | 起始扇区号 |
| | 5 | N | | | | | | | | 扇区字节数 |
| | 6 | EOT | | | | | | | | 磁道上最大扇区号 |
| | 7 | GPL | | | | | | | | 扇区之间间隔长度（3） |
| | 8 | DTL | | | | | | | | N=0 时，指定扇区字节数 |
| 执行 | | | | | | | | | | 数据从系统传送到磁盘 |
| | 1 | ST0 | | | | | | | | 状态字节 0 |
| | 2 | ST1 | | | | | | | | 状态字节 1 |
| | 3 | ST2 | | | | | | | | 状态字节 2 |
| 结果 | 4 | C | | | | | | | | 磁道号 |
| | 5 | H | | | | | | | | 磁头号 |
| | 6 | R | | | | | | | | 扇区号 |
| | 7 | N | | | | | | | | 扇区字节数 |

5. 检测中断状态命令（FD_SENSEI）

发送该命令后软驱控制器会立刻返回常规结果 1 和 2（即状态 ST0 和磁头所处磁道号 PCN）。它们是控制器执行上一条命令后的状态。通常在一个命令执行结束后会向 CPU 发出中断信号。对于读写扇区、读写磁道、读写删除标志、读标识场、格式化和扫描等命令以及非 DMA 传输方式下的命令引起的中断，可以直接根据主状态寄存器的标志知道中断原因。而对于驱动器就绪信号发生变化、寻道和重新校正（磁头回零道）而引起的中断，由于没有返回结果，就需要利用本命令来读取控制器执行命令后的状态信息。见表 9–25 所示。

**表 9－25 检测中断状态命令（FD_SENSEI）**

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 命令 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 检测中断状态命令码：0x08 |
| 执行 | | | | | | | | | | |
| 结果 | 1 | ST0 | | | | | | | | 状态字节 0 |
| | 2 | C | | | | | | | | 磁头所在磁道号 |

6. 设定驱动器参数命令（FD_SPECIFY）

该命令用于设定软盘控制器内部的三个定时器初始值和选择传输方式，即把驱动器马达步进速率（SRT）、磁头加载/卸载（HLT/HUT）时间和是否采用 DMA 方式来传输数据的信息送入软驱控制器。见表 9–26 所示。其中时间单位是当数据传输率为 500KB/S 时的单位值。另外，在 Linux 0.12 内核中，命令阶段的序 1 字节即是 floppy.c 文件中第 95 行下英文注释中说明的 spec1 参数；序 2 字节是 spec2 参数。由该英文注释和参考第 316 行上的程序语句可知，spec2 被固定设置成值 6（即 HLT=3，ND=0），表示磁头加载时间是 6 毫秒，使用 DMA 方式。

**表 9－26 设定驱动器参数命令（FD_SPECIFY）**

| 阶段 | 序 | D7 | D6 | D5 | D4 | D3 | D2 | D1 | D0 | 说明 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 命令 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 设定参数命令码：0x03 |
| | 1 | SRT（单位 1ms） | | | | HUT（单位 16ms） | | | | 马达步进速率、磁头卸载时间 |
| | 2 | HLT（单位 2ms） | | | | | | | ND | 磁头加载时间、非 DMA 方式 |
| 执行 | | | | | | | | | | 设置控制器，不发生中断 |
| 结果 | | 无 | | | | | | | | 无 |

### 9.6.2.4 软盘控制器编程方法

在 PC 机中，软盘控制器一般采用与 NEC PD765 或 Intel 8287A 兼容的芯片，例如 Intel 的 82078。由于软盘的驱动程序比较复杂，因此下面对这类芯片构成的软盘控制器的编程方法进行较为详细的介绍。

典型的磁盘操作不仅仅包括发送命令和等待控制器返回结果，的软盘驱动器的控制是一种低级操作，它需要程序在不同阶段对其执行状况进行干涉。

◆命令与结果阶段的交互

在上述磁盘操作命令或参数发送到软盘控制器之前，必须首先查询控制器的主状态寄存器（MSR），以获知驱动器的就绪状态和数据传输方向。软盘驱动程序中使用了一个 output_byte(byte)函数来专门实现该操作。该函数的等效框图见图 9-9 所示。

该函数一直循环到主状态寄存器的数据口就绪标志 RQM 为 1，并且方向标志 DIO 是 0（CPU→FDC），此时控制器就已准备好接受命令和参数字节。循环语句起超时计数功能，以应付控制器没有响应的情况。本驱动程序中把循环次数设置成了 10000 次。对这个循环次数的选择需要仔细，以避免程序作出不正确

的超时判断。在 Linux 内核版本 0.1x 至 0.9x 中就经常会碰到需要调整这个循环次数的问题，因为当时人们所使用的 PC 机运行速度差别较大（16MHz -- 40MHz），因此循环所产生的实际延时也有很大的区别。这可以参见早期 Linux 的邮件列表中的许多文章。为了彻底解决这个问题，最好能使用系统硬件时钟来产生固定频率的延时值。

对于读取控制器的结果字节串的结果阶段，也需要采取与发送命令相同的操作方法，只是此时数据传输方向标志要求是置位状态（FDC→CPU）。本程序中对应的函数是 result()。该函数把读取的结果状态字节存放到了 reply_buffer[]字节数组中。

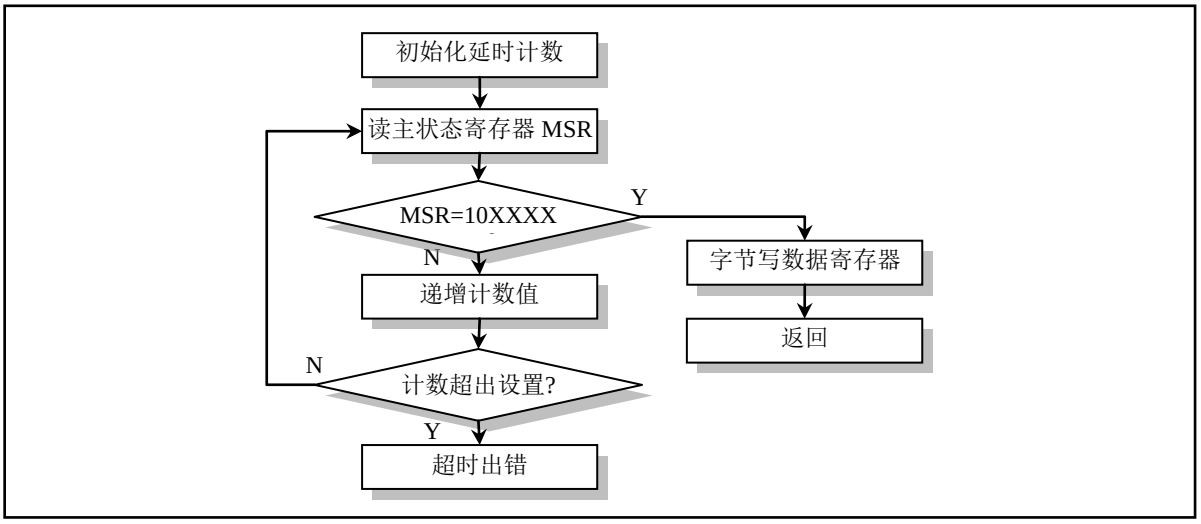



图 9-9 向软盘控制器发送命令或参数字节

◆软盘控制器初始化

对软盘控制器的初始化操作包括在控制器复位后对驱动器进行适当的参数配置。控制器复位操作是指对数字输出寄存器 DOR 的位 2（启动 FDC 标志）置 0 然后再置 1。在机器复位之后，“指定驱动器参数”命令 SPECIFY 所设置的值就不再有效，需要重新建立。在 floppy.c 程序中，复位操作在函数 reset_floppy()和中断处理 C 函数 reset_interrupt()中。前一个函数用于修改 DOR 寄存器的位 2，让控制器复位，后一个函数用于在控制器复位后使用 SPECIFY 命令重新建立控制器中的驱动器参数。在数据传输准备阶段，若判断出与实际的磁盘规格不同，还在传输函数 transfer()开始处对其另行进行重新设置。

在控制器复位后，还应该向数字控制寄存器 DCR 发送指定的传输速率值，以重新初始化数据传输速率。如果机器执行了复位操作（例如热启动），则数据传输速率会变成默认值 250Kpbs。但通过数字输出寄存器 DOR 向控制器发出的复位操作并不会影响设置的数据传输速率。

◆驱动器重新校正和磁头寻道

驱动器重新校正（FD_RECALIBRATE）和磁头寻道(FD_SEEK)是两个磁头定位命令。重新校正命令让磁头移动到零磁道，而磁头寻道命令则让磁头移动到指定的磁道上。这两个磁头定位命令与典型的读/写命令不同，因为它们没有结果阶段。一旦发出这两个命令之一，控制器将立刻会在主状态寄存器（MSR）返回就绪状态，并以后台形式执行磁头定位操作。当定位操作完成后，控制器就会产生中断以请求服务。此时就应该发送一个“检测中断状态”命令，以结束中断和读取定位操作后的状态。由于驱动器和马达启动信号是直接由数字输出寄存器（DOR）控制的，因此，如果驱动器或马达还没有启动，那么写 DOR 的操作必须在发出定位命令之前进行。流程图见图 9-10 所示。

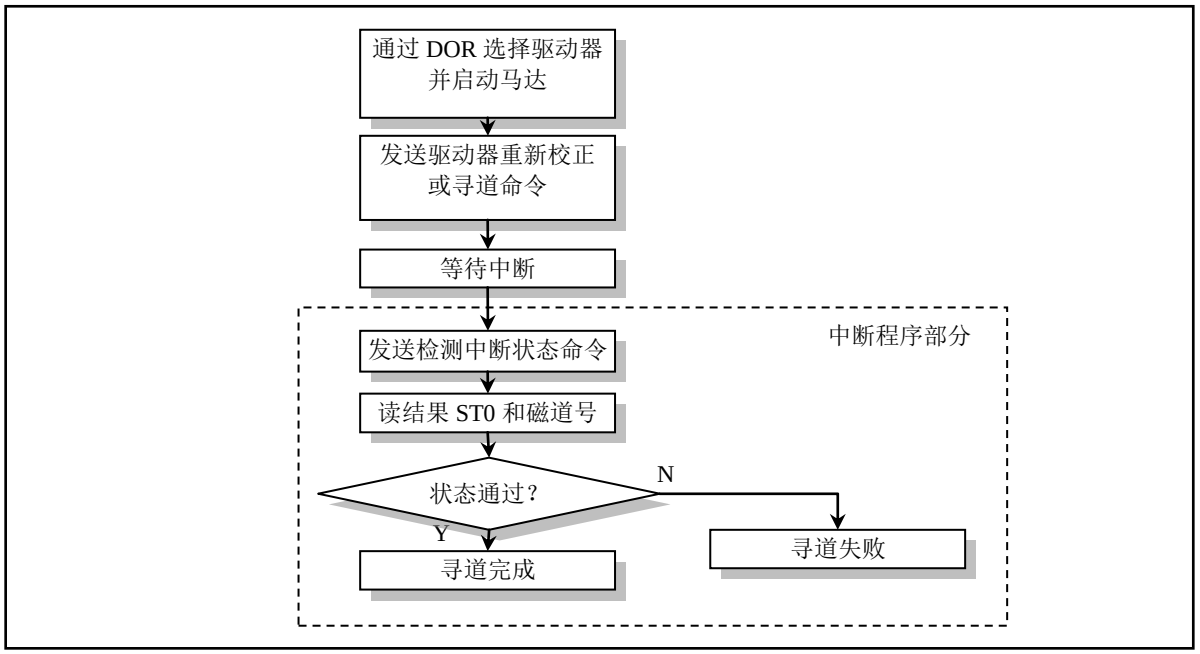



图 9-10 重新校正和寻道操作

◆数据读/写操作

数据读或写操作需要分几步来完成。首先驱动器马达需要开启，并把磁头定位到正确的磁道上，然后初始化 DMA 控制器，最后发送数据读或写命令。另外，还需要定出发生错误时的处理方案。典型的操作流程图见图 9-11 所示。

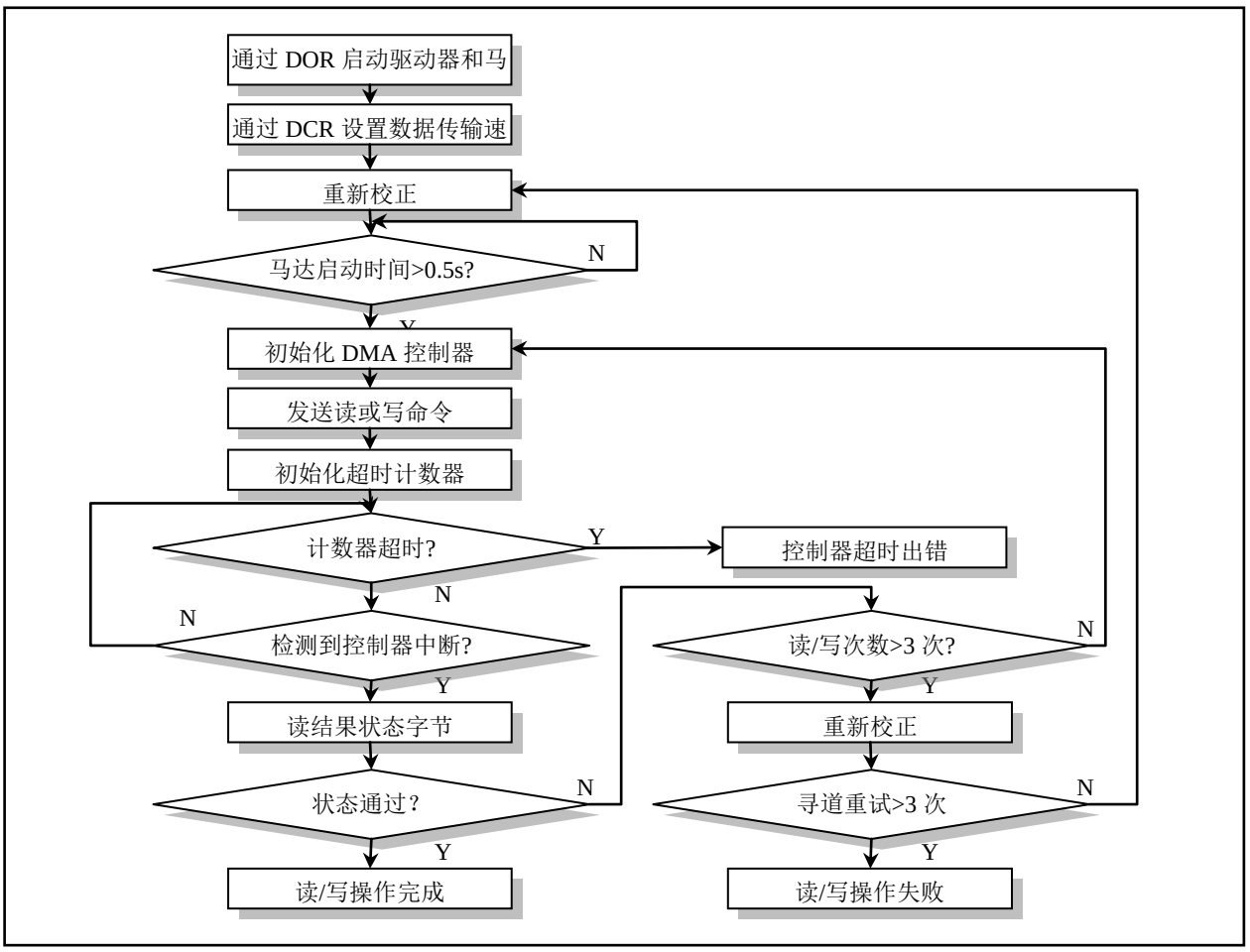



图 9-11 数据读/写操作流程图

在对磁盘进行数据传输之前，磁盘驱动器的马达必须首先达到正常的运转速度。对于大多数 3½英寸软驱来讲，这段启动时间大约需要 300ms，而 5¼英寸的软驱则需要大约 500ms。在 floppy.c 程序中将这个启动延迟时间设置成了 500ms。

在马达启动后，就需要使用数字控制寄存器 DCR 设置与当前磁盘介质匹配的数据传输率。

如果隐式寻道方式没有开启，接下来就需要发送寻道命令 FD_SEEK，把磁头定位到正确的磁道上。在寻道操作结束后，磁头还需要花费一段到位（加载）时间。对于大多数驱动器，这段延迟时间起码需要 15ms。当使用了隐式寻道方式，那么就可以使用“指定驱动器参数”命令指定的磁头加载时间（HLT）来确定最小磁头到位时间。例如在数据传输速率为 500Kbps 的情况下，若 HLT=8，则有效磁头到位时间是 16ms。当然，如果磁头已经在正确的磁道上到位了，也就无须确保这个到位时间了。

然后对 DMA 控制器进行初始化操作，读写命令也随即执行。通常，在数据传输完成后，DMA 控制器会发出终止计数（TC）信号，此时软盘控制器就会完成当前数据传输并发出中断请求信号，表明操作已到达结果阶段。如果在操作过程中出现错误或者最后一个扇区号等于磁道最后一个扇区（EOT），那么软盘控制器也会马上进入结果阶段。

根据上面流程图，如果在读取结果状态字节后发现错误，则会通过重新初始化 DMA 控制器，再尝试重新开始执行数据读或写操作命令。持续的错误通常表明寻道操作并没有让磁头到达指定的磁道，此时应该多次重复对磁头执行重新校准，并再次执行寻道操作。若此后还是出错，则最终控制器就会向驱动程序报告读写操作失败。

◆磁盘格式化操作

Linux 0.12 内核中虽然没有实现对软盘的格式化操作，但作为参考，这里还是对磁盘格式化操作进行简单说明。磁盘格式化操作过程包括把磁头定位到每个磁道上，并创建一个用于组成数据字段（场[9]）的固定格式字段。

在马达已启动并且设置了正确的数据传输率之后，磁头会返回零磁道。此时磁盘需要在 500ms 延迟时间内到达正常和稳定的运转速度。

在格式化操作期间磁盘上建立的标识字段（ID 字段）是在执行阶段由 DMA 控制器提供。DMA 控制器被初始化成为每个扇区标识场提供磁道（C）、磁头（H）、扇区号（R）和扇区字节数的值。例如，对于每个磁道具有 9 个扇区的磁盘，每个扇区大小是 2（512 字节），若是用磁头 1 格式化磁道 7，那么 DMA 控制器应该被编程为传输 36 个字节的数据（9 扇区 x 每扇区 4 个字节），数据字段应该是：7,1,1,2，7,1,2,2，7,1,3,2，...，7,1,9,2。因为在格式化命令执行期间，软盘控制器提供的数据会被直接作为标识字段记录在磁盘上，数据的内容可以是任意的。因此有些人就利用这个功能来防止保护磁盘复制。

在一个磁道上的每个磁头都已经执行了格式化操作以后，就需要执行寻道操作让磁头前移到下一磁道上，并重复执行格式化操作。因为“格式化磁道”命令不含有隐式的寻道操作，所以必须使用寻道命令 SEEK。同样，前面所讨论的磁头到位时间也需要在每次寻道后设置。

#### 9.6.2.5 DMA 控制器编程

DMA（Direct Memory Access)是“直接存储器访问”的缩写。DMA 控制器的主要功能是通过让外部设备直接与内存传输数据来增强系统的性能。通常它由机器上的 Intel 8237 芯片或其兼容芯片实现。通过对 DMA 控制器进行编程，外设与内存之间的数据传输能在不受 CPU 控制的条件下进行。因此在数据传输期间，CPU 可以做其他事。DMA 控制器传输数据的工作过程如下：

1. 初始化 DMA 控制器。

   程序通过 DMA 控制器端口对其进行初始化操作。该操作包括：① 向 DMA 控制器发送控制命令；② 传输的内存起始地址；③ 数据长度。发送的命令指明传输使用的 DMA 通道、是内存传输到外设（写）还是外设数据传输到内存、是单字节传输还是批量（块）传输。对于 PC 机，软盘控制器被指定使用 DMA 通道 2。在 Linux 0.12 内核中，软盘驱动程序采用的是单字节传输模式。由于 Intel 8237 芯片只有 16 根地址引脚（其中 8 根与数据线合用），因此只能寻址 64KB 的内存空间。为了能让它访问 1MB 的地址空间，DMA 控制器采用了一个页面寄存器把 1MB 内存分成了 16 个页面来操作，见表 9–27 所示。因此传输的内存起始地址需要转换成所处的 DMA 页面值和页面中的偏移地址。每次传输的数据长度也不能超过 64KB。

表 9－27 DMA 页面对应的内存地址范围

| DMA 页面 | 地址范围（64KB） |
|---|---|
| 0x0 | 0x00000 - 0x0FFFF |
| 0x1 | 0x10000 - 0x1FFFF |
| 0x2 | 0x20000 - 0x2FFFF |
| 0x3 | 0x30000 - 0x3FFFF |
| 0x4 | 0x40000 - 0x4FFFF |
| 0x5 | 0x50000 - 0x5FFFF |
| 0x6 | 0x60000 - 0x6FFFF |
| 0x7 | 0x70000 - 0x7FFFF |
| 0x8 | 0x80000 - 0x8FFFF |
| 0x9 | 0x90000 - 0x9FFFF |

[9] 关于磁盘格式的说明资料，以前均把 filed 翻译成场。其实对于程序员来讲，翻译成字段或域或许更顺耳一些。☺

| | |
|---|---|
| 0xA | 0xA0000 - 0xAFFFF |
| 0xB | 0xB0000 - 0xBFFFF |
| 0xC | 0xC0000 - 0xCFFFF |
| 0xD | 0xD0000 - 0xDFFFF |
| 0xE | 0xE0000 - 0xEFFFF |
| 0xF | 0xF0000 - 0xFFFFF |

2. 数据传输

在初始化完成之后，对 DMA 控制器的屏蔽寄存器进行设置，开启 DMA 通道 2，从而 DMA 控制器开始进行数据的传输。

3. 传输结束

当所需传输的数据全部传输完成，DMA 控制器就会产生“操作完成”（EOP）信号发送到软盘控制器。此时软盘控制器即可执行结束操作：关闭驱动器马达并向 CPU 发送中断请求信号。

在 PC/AT 机中，DMA 控制器有 8 个独立的通道可使用，其中后 4 个通道是 16 位的。软盘控制器被指定使用 DMA 通道 2。在使用一个通道之前必须首先对其设置。这牵涉到对三个端口的操作，分别是：页面寄存器端口、（偏移）地址寄存器端口和数据计数寄存器端口。由于 DMA 寄存器是 8 位的，而地址和计数值是 16 位的，因此各自需要发送两次。首先发送低字节，然后发送高字节。每个通道对应的端口地址见表 9–28 所示。

表 9－28 DMA 各通道使用的页面、地址和计数寄存器端口

| DMA 通道 | 页面寄存器 | 地址寄存器 | 计数寄存器 |
|---|---|---|---|
| 0 | 0x87 | 0x00 | 0x01 |
| 1 | 0x83 | 0x02 | 0x03 |
| 2 | 0x81 | 0x04 | 0x05 |
| 3 | 0x82 | 0x06 | 0x07 |
| 4 | 0x8F | 0xC0 | 0xC2 |
| 5 | 0x8B | 0xC4 | 0xC6 |
| 6 | 0x89 | 0xC8 | 0xCA |
| 7 | 0x8A | 0xCC | 0xCE |

对于通常的 DMA 应用，有 4 个常用寄存器用于控制 DMA 控制器的状态。它们是命令寄存器、请求寄存器、单屏蔽寄存器、方式寄存器和清除字节指针触发器。见表 9–29 所示。Linux 0.12 内核使用了表中带阴影的 3 个寄存器端口（0x0A, 0x0B, 0x0C）。

表 9－29 DMA 编程常用的 DMA 寄存器

| 名称 | 端口地址 | |
|---|---|---|
| | （通道 0-3） | （通道 4-7） |
| 命令寄存器 | 0x08 | 0xD0 |
| 请求寄存器 | 0x09 | 0xD2 |
| 单屏蔽寄存器 | 0x0A | 0xD4 |
| 方式寄存器 | 0x0B | 0xD6 |
| 清除先后触发器 | 0x0C | 0xD8 |

命令寄存器用于规定 DMA 控制器芯片的操作要求，设定 DMA 控制器的总体状态。通常它在开机初始化之后就无须变动。在 Linux 0.12 内核中，软盘驱动程序就直接使用了开机后 ROM BIOS 的设置值。作为参考，这里列出命令寄存器各比特位的含义，见表 9–30 所示。（在读该端口时，所得内容是 DMA 控制器状态寄存器的信息）

**表 9－30 DMA 命令寄存器格式**

| 位 | 说明 |
|---|---|
| 7 | DMA 响应外设信号 DACK：0-DACK 低电平有效；1-DACK 高电平有效。 |
| 6 | 外设请求 DMA 信号 DREQ：0-DREQ 低电平有效；1-DREQ 高电平有效。 |
| 5 | 写方式选择：0-选择迟后写；1-选择扩展写；X-若位 3=1。 |
| 4 | DMA 通道优先方式：0-固定优先；1-轮转优先。 |
| 3 | DMA 周期选择：0-普通定时周期（5）；1-压缩定时周期（3）；X-若位 0=1。 |
| 2 | 开启 DMA 控制器：0-允许控制器工作；1-禁止控制器工作。 |
| 1 | 通道 0 地址保持：0-禁止通道 0 地址保持；1-允许通道 0 地址保持；X-若位 0=0。 |
| 0 | 内存传输方式：0-禁止内存至内存传输方式；1-允许内存至内存传输方式。 |

请求寄存器用于记录外设对通道的请求服务信号 DREQ。每个通道对应一位。当 DREQ 有效时对应位置 1，当 DMA 控制器对其作出响应时会对该位置 0。如果不使用 DMA 的请求信号 DREQ 引脚，那么也可以通过编程直接设置相应通道的请求位来请求 DMA 控制器的服务。在 PC 机中，软盘控制器与 DMA 控制器的通道 2 有直接的请求信号 DREQ 连接，因此 Linux 内核中也无须对该寄存器进行操作。作为参考，这里还是列出请求通道服务的字节格式，见表 9–31 所示。

**表 9－31 DMA 请求寄存器各比特位的含义**

| 位 | 说明 |
|---|---|
| 7 -3 | 不用。 |
| 2 | 屏蔽标志。0 - 请求位置位；1 - 请求位复位（置 0）。 |
| 1<br>0 | 通道选择。00-11 分别选择通道 0-3。 |

单屏蔽寄存器的端口是 0x0A（对于 16 位通道则是 0xD4）。一个通道被屏蔽，是指使用该通道的外设发出的 DMA 请求信号 DREQ 得不到 DMA 控制器的响应，因此也就无法让 DMA 控制器操作该通道。该寄存器各比特位的含义见表 9–32 所示。

**表 9－32 DMA 单屏蔽寄存器各比特位的含义**

| 位 | 说明 |
|---|---|
| 7 -3 | 不用。 |
| 2 | 屏蔽标志。1 - 屏蔽选择的通道；0 - 开启选择的通道。 |
| 1<br>0 | 通道选择。00-11 分别选择通道 0-3。 |

方式寄存器用于指定某个 DMA 通道的操作方式。在 Linux 0.12 内核中，使用了其中读（0x46）和写（0x4A）两种方式。该寄存器各位的含义见表 9–33 所示。

表 9－33 DMA 方式寄存器各比特位的含义

| 位 | 说明 |
|---|---|
| 7<br>6 | 选择传输方式： 00-请求模式；01-单字节模式；10-块字节模式；11-接连模式。 |
| 5 | 地址增减方式。0-地址递减；1-地址递增。 |
| 4 | 自动预置（初始化）。0-自动预置；1-非自动预置。 |
| 3<br>2 | 传输类型： 00-DMA 校验；01-DMA 读传输；10-DMA 写传输。11-无效。 |
| 1<br>0 | 通道选择。00-11 分别选择通道 0-3。 |

由于通道的地址和计数寄存器可以读写 16 位的数据，因此在设置他们时都需要分别执行两次写操作，一次写低字节，一次写高字节。而实际写哪个字节则由先后触发器的状态决定。清除先后触发器端口 0x0C 就是用于在读/写 DMA 控制器中地址或计数信息之前把字节先后触发器初始化为默认状态。当字节触发器为 0 时，则访问低字节；当字节触发器为 1 时，则访问高字节。每访问一次，该触发器就变化一次。而写 0x0C 端口就可以将触发器置成 0 状态。

在使用 DMA 控制器时，通常需要按照一定的步骤来进行，下面以软盘驱动程序使用 DMA 控制器的方式来加以说明：

1. 关中断，以排除任何干扰；
2. 修改屏蔽寄存器（端口 0x0A），以屏蔽需要使用的 DMA 通道。对于软盘驱动程序来说就是通道 2；
3. 向 0x0C 端口写操作，置字节先后触发器为默认状态；
4. 写方式寄存器（端口 0x0B），以设置指定通道的操作方式字。对于；
5. 写地址寄存器（端口 0x04），设置 DMA 使用的内存页面中的偏移地址。先写低字节，后写高字节；
6. 写页面寄存器（端口 0x81），设置 DMA 使用的内存页面；
7. 写计数寄存器（端口 0x05），设置 DMA 传输的字节数。应该是传输长度-1。同样需要针对高低字节分别写一次。本书中软盘驱动程序每次要求 DMA 控制器传输的长度是 1024 字节，因此写 DMA 控制器的长度值应该是 1023（即 0x3FF）；
8. 再次修改屏蔽寄存器（端口 0x0A），以开启 DMA 通道；
9. 最后，开启中断，以允许软盘控制器在传输结束后向系统发出中断请求。

# 第10章 字符设备驱动程序(char driver)

在 Linux 0.12 内核中，字符设备主要包括控制终端设备和串行终端设备。本章的代码就是用于对这些设备的输入输出进行操作。有关终端驱动程序的工作原理可参考 M.J.Bach 的《UNIX 操作系统设计》第 10 章第 3 节内容。列表 10-1 给出了相关源代码文件列表，位于目录 linux/kernel/chr_drv/下。

列表 10-1 linux/kernel/chr_drv 目录

| 文件名 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|
| Makefile | 3618 bytes | 1992-01-12 19:49:17 | |
| console.c | 23327 bytes | 1992-01-12 20:28:33 | |
| keyboard.S | 13020 bytes | 1992-01-12 15:30:51 | |
| pty.c | 1186 bytes | 1992-01-10 23:56:45 | |
| rs_io.s | 2733 bytes | 1992-01-08 06:27:08 | |
| serial.c | 1412 bytes | 1992-01-08 06:17:01 | |
| tty_io.c | 12282 bytes | 1992-01-11 16:18:46 | |
| tty_ioctl.c | 6325 bytes | 1992-01-11 04:02:37 | |

## 10.1 总体功能

本章的程序可分成三部分。第一部分是关于 RS-232 串行线路驱动程序，包括程序 rs_io.s 和 serial.c；第二部分是涉及终端控制台的驱动程序，这包括键盘中断驱动程序 keyboard.S 和控制台显示驱动程序 console.c；第三部分是终端驱动程序与上层接口部分，包括终端输入输出程序 tty_io.c 和终端控制程序 tty_ioctl.c。下面我们首先概述终端控制驱动程序实现的基本原理，然后再分这三部分分别说明它们的基本功能。

### 10.1.1 终端驱动程序基本原理

终端驱动程序用于控制终端设备，在终端设备和进程之间传输数据，并对所传输的数据进行一定的处理。用户在键盘上键入的原始数据（Raw data），在通过终端程序处理后，被传送给一个接收进程；而进程向终端发送的数据，在终端程序处理后，被显示在终端屏幕上或者通过串行线路被发送到远程终端。根据终端程序对待输入或输出数据的方式，可以把终端工作模式分成两种。一种是规范模式（canonical），此时经过终端程序的数据将被进行变换处理，然后再送出。例如把 TAB 字符扩展为 8 个空格字符，用键入的删除字符（backspace）控制删除前面键入的字符等。使用的处理函数一般称为行规则(line discipline)或线路规程模块。另一种是非规范模式或称原始(raw)模式。在这种模式下，行规则程序仅在终端与进程之间传送数据，而不对数据进行规范模式的变换处理。

在终端驱动程序中，根据它们与设备的关系，以及在执行流程中的位置，可以分为字符设备的直接驱动程序和与上层直接联系的接口程序。我们可以用图 10-1 示意图来表示这种控制关系。

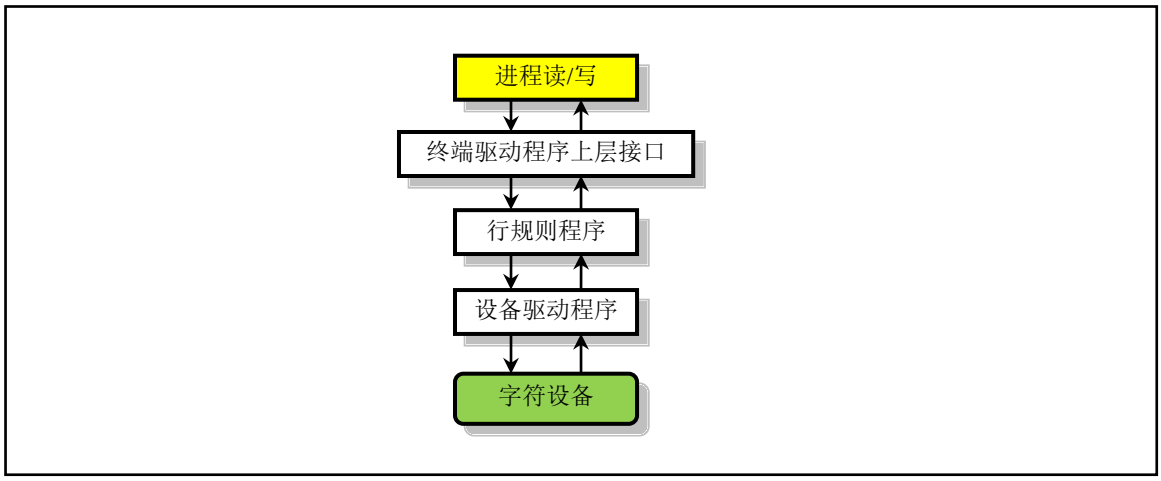



图 10-1 终端驱动程序控制流程

## 10.1.2 Linux 支持的终端设备类型

终端是一种字符型设备，它有多种类型。我们通常使用 tty 来简称各种类型的终端设备。tty 是 Teletype 的缩写。Teletype 是一种由 Teletype 公司生产的最早出现的终端设备，样子很象电传打字机。在 Linux 0.1x 系统设备文件目录/dev/中，通常包含以下一些终端设备文件：

```
crw-rw-rw-   1 root     tty        5,   0 Jul 30  1992 tty          // 控制终端。
crw--w--w-   1 root     tty        4,   0 Jul 30  1992 tty0         // 当前虚拟终端别名。
crw--w--w-   1 root     tty        4,   1 Jul 30  1992 console      // 控制台。
crw--w--w-   1 root     other      4,   1 Jul 30  1992 tty1         // 虚拟终端 1。
crw--w--w-   1 root     tty        4,   2 Jul 30  1992 tty2
crw--w--w-   1 root     tty        4,   3 Jul 30  1992 tty3
crw--w--w-   1 root     tty        4,   4 Jul 30  1992 tty4
crw--w--w-   1 root     tty        4,   5 Jul 30  1992 tty5
crw--w--w-   1 root     tty        4,   6 Jul 30  1992 tty6
crw--w--w-   1 root     tty        4,   7 Jul 30  1992 tty7
crw--w--w-   1 root     tty        4,   8 Jul 30  1992 tty8
crw-rw-rw-   1 root     tty        4,  64 Jul 30  1992 ttys1        // 串行端口终端 1。
crw-rw-rw-   1 root     tty        4,  65 Jul 30  1992 ttys2
crw--w--w-   1 root     tty        4, 128 Jul 30  1992 ptyp0        // 主伪终端。
crw--w--w-   1 root     tty        4, 129 Jul 30  1992 ptyp1
crw--w--w-   1 root     tty        4, 130 Jul 30  1992 ptyp2
crw--w--w-   1 root     tty        4, 131 Jul 30  1992 ptyp3
crw--w--w-   1 root     tty        4, 192 Jul 30  1992 ttyp0        // 从伪终端。
crw--w--w-   1 root     tty        4, 193 Jul 30  1992 ttyp1
crw--w--w-   1 root     tty        4, 194 Jul 30  1992 ttyp2
crw--w--w-   1 root     tty        4, 195 Jul 30  1992 ttyp3
```

这些终端设备文件可以分为以下几种类型：

1. 串行端口终端（/dev/ttySn）

串行端口终端是使用计算机串行端口连接的终端设备。计算机把每个串行端口都看作是一个字符设备。有段时间这些串行端口设备通常被称为终端设备，因为那时它的最大用途就是用来连接终端。这些串行端口所对应的设备文件名是/dev/ttyS0、/dev/ttyS1 等，设备号分别是（4,64）、（4,65）等，分别对应于 DOS 系统下的 COM1、COM2。若要向一个端口发送数据，可以在命令行上把标准输出重定向到这些

特殊文件名上即可。例如，在命令行提示符下键入：echo test > /dev/ttyS1，就会把单词”test”发送到连接在 ttyS1 端口的设备上。

2. 伪终端（/dev/ptyp、/dev/ttyp）

伪终端（Pseudo Terminals，或 Pseudo - TTY，简称为 PTY）是一种功能类似于一般终端的设备，但是这种设备并不与任何终端硬件相关。伪终端设备用于为其它程序提供类似于终端式样的接口，主要应用于通过网络登录主机时为网络服务器和登录 shell 程序之前提供一个终端接口，或为运行于 X Window 窗口中的终端程序提供终端样式的接口。当然，我们也可以利用伪终端在任何两个使用终端接口的程序之间建立数据读写通道。为了分别为两个应用程序或进程提供终端样式接口，伪终端均配对使用。一个被称为主伪终端（Master PTY）或伪终端主设备，另一个称为从伪终端（Slave PTY）或伪终端从设备。对于象 ptyp1 和 ttyp1 这样成对的伪终端逻辑设备来讲，ptyp1 是主设备或者是控制终端，而 ttyp1 则是从设备。往其中任意一个伪终端写入的数据会通过内核直接由配对的伪终端接收到。例如对于主设备/dev/ptyp3 和从设备/dev/ttyp3，如果一个程序把 ttyp3 看作是一个串行端口设备，则它对该端口的读/写操作会反映在对应的另一个逻辑终端设备 ptyp3 上面。而 ptyp3 则会是另一个程序用于读写操作的逻辑设备。这样，两个程序就可以通过这种逻辑设备进行互相交流，而其中一个使用从设备 ttyp3 的程序则认为自己正在与一个串行端口进行通信。这很象是逻辑设备对之间的管道操作。对于伪终端从设备，任何一个设计成使用串行端口设备的程序都可以使用该逻辑设备。但对于使用主设备的程序来讲，就需要专门设计来使用伪终端主设备。

例如，如果某人在网上使用 telnet 程序连接到你的计算机上，那么 telnet 程序就可能会开始连接到伪终端主设备 ptyp2 上。此时一个 getty 程序就应该运行在对应的 ttyp2 端口上。当 telnet 从远端获取了一个字符时，该字符就会通过 ptyp2、ttyp2 传递给 getty 程序，而 getty 程序则会通过 ttyp2、ptyp2 和 telnet 程序往网络上送出”login:”字符串信息。这样，登录程序与 telnet 程序就通过“伪终端”进行通信。通过使用适当的软件，我们就可以把两个甚至多个伪终端设备连接到同一个物理端口上。

以前的 Linux 系统最多只有 16 个成对的 ttyp（ttyp0—ttypf）设备文件名。但现在的 Linux 系统上通常都使用“主伪终端（ptm - pty master）”命名方式，例如/dev/ptm3。它的对应端则会被自动创建成/dev/pts/3。这样就可以在需要时动态提供一个 pty 伪终端。现在的 Linux 系统上目录/dev/pts 是一个 devpts 类型的文件系统。虽然“文件”/dev/pts/3 看上去是设备文件系统中的一项，但其实它完全是一种不同的文件系统。

3. 控制终端（/dev/tty）

字符设备文件/dev/tty 是进程控制终端（Controlling Terminal）的别名，其主设备号是 5，次设备号是 0。如果当前进程有控制终端，那么/dev/tty 就是当前进程控制终端的设备文件。我们可以使用命令”ps –ax” 来查看进程与哪个控制终端相连。对于登录 shell 来讲，/dev/tty 就是我们使用的终端，其设备号是（5,0）。我们可以使用命令”tty”来查看它具体对应哪个实际终端设备。实际上/dev/tty 有些类似于连接到实际终端设备的一个链接。

如果一个终端用户执行了一个程序，但不想要控制终端（例如一个后台服务器程序），那么进程可以先试着打开/dev/tty 文件。如果打开成功，则说明进程有控制终端。此时我们可以使用 TIOCNOTTY（Terminal IO Control NO TTY）参数的 ioctl()调用来放弃控制终端。

4. 控制台（/dev/ttyn, /dev/console）

在 Linux 系统中，计算机显示器通常被称为控制台终端或控制台（Console）。它仿真了 VT200 或 Linux 类型终端（TERM=Linux），并且有一些字符设备文件与之关联：tty0、tty1、tty2 等。当我们在控制台上登录时，使用的就是 tty1。另外，使用 Alt+[F1—F6]组合键我们就可以切换到 tty2、tty3 等上面去。tty1 – tty6 被称为虚拟终端，而 tty0 则是当前所使用虚拟终端的一个别名。Linux 系统所产生的信息都会发送到 tty0 上。因此不管当前正在使用哪个虚拟终端，系统信息都会发送到我们的屏幕上。

你可以登录到不同的虚拟终端上去，因而可以让系统同时有几个不同的会话存在。但只有系统或超级用户 root 可以向/dev/tty0 执行写操作。而且有时/dev/console 也会连接至该终端设备上。但在 Linux 0.12 系统中，/dev/console 通常连接到第 1 个虚拟终端 tty1 上。

5. 其它类型

现在的 Linux 系统中还针对很多不同的字符设备建有很多其它种类的终端设备特殊文件。例如针对 ISDN 设备的/dev/ttyIn 终端设备等。这里不再赘述。

## 10.1.3 终端基本数据结构

每个终端设备都对应有一个 tty_struct 数据结构，主要用来保存终端设备当前参数设置、所属的前台进程组 ID 和字符 IO 缓冲队列等信息。该结构定义在 include/linux/tty.h 文件中，其结构如下所示：

```
struct tty_struct {
        struct termios termios;                 // 终端 io 属性和控制字符数据结构。
        int pgrp;                               // 所属进程组。
        int stopped;                            // 停止标志。
        void (*write)(struct tty_struct * tty); // tty 写函数指针。
        struct tty_queue read_q;                // tty 读队列。
        struct tty_queue write_q;               // tty 写队列。
        struct tty_queue secondary;             // tty 辅助队列(存放规范模式字符序列)，
};                                              // 可称为规范(熟)模式队列。
extern struct tty_struct tty_table[];           // tty 结构数组。
```

Linux 内核使用了数组 tty_table[]来保存系统中每个终端设备的信息。每个数组项是一个数据结构 tty_struct，对应系统中一个终端设备。Linux 0.12 内核共支持三个终端设备。一个是控制台设备，另外两个是使用系统上两个串行端口的串行终端设备。

termios 结构用于存放对应终端设备的 io 属性。有关该结构的详细描述见下面说明。pgrp 是进程组标识，它指明一个会话中处于前台的进程组，即当前拥有该终端设备的进程组。pgrp 主要用于进程的作业控制操作。stopped 是一个标志，表示对应终端设备是否已经停止使用。函数指针*write()是该终端设备的输出处理函数，对于控制台终端，它负责驱动显示硬件，在屏幕上显示字符等信息。对于通过系统串行端口连接的串行终端，它负责把输出字符发送到串行端口。

终端所处理的数据被保存在 3 个 tty_queue 结构的字符缓冲队列中（或称为字符表），见下面所示：

```
struct tty_queue {
        unsigned long data;                     // 等待队列缓冲区中当前数据统计值。
                                                // 对于串口终端，则存放串口端口地址。
        unsigned long head;                     // 缓冲区中数据头指针。
        unsigned long tail;                     // 缓冲区中数据尾指针。
        struct task_struct * proc_list;         // 等待本缓冲队列的进程列表。
        char buf[1024];                         // 队列的缓冲区。
};
```

每个字符缓冲队列的长度是 1K 字节。其中读缓冲队列 read_q 用于临时存放从键盘或串行终端输入的原始（raw）字符序列；写缓冲队列 write_q 用于存放写到控制台显示屏或串行终端去的数据；根据 ICANON 标志，辅助队列 secondary 用于存放从 read_q 中取出的经过行规则程序处理（过滤）过的数据，或称为熟(cooked)模式数据。这是在行规则程序把原始数据中的特殊字符如删除（backspace）字符变换后的规范输入数据，以字符行为单位供应用程序读取使用。上层终端读函数 tty_read()即用于读取 secondary 队列中的字符。

在读入用户键入的数据时，中断处理汇编程序只负责把原始字符数据放入输入缓冲队列中，而由中断处理过程中调用的 C 函数（copy_to_cooked()）来处理字符的变换工作。例如当进程向一个终端写数据时，终端驱动程序就会调用行规则函数 copy_to_cooked()，把用户缓冲区中的所有数据数据到写缓冲队

列中，并将数据发送到终端上显示。在终端上按下一个键时，所引发的键盘中断处理过程会把按键扫描码对应的字符放入读队列 read_q 中，并调用规范模式处理程序把 read_q 中的字符经过处理再放入辅助队列 secondary 中。与此同时，如果终端设备设置了回显标志（L_ECHO），则也把该字符放入写队列 write_q 中，并调用终端写函数把该字符显示在屏幕上。通常除了象键入密码或其他特殊要求以外，回显标志都是置位的。我们可以通过修改终端的 termios 结构中的信息来改变这些标志值。

在上述 tty_struct 结构中还包括一个 termios 结构，该结构定义在 include/termios.h 头文件中，其字段内容如下所示：

```
struct termios {
        unsigned long c_iflag;          /* input mode flags */      // 输入模式标志。
        unsigned long c_oflag;          /* output mode flags */     // 输出模式标志。
        unsigned long c_cflag;          /* control mode flags */    // 控制模式标志。
        unsigned long c_lflag;          /* local mode flags */      // 本地模式标志。
        unsigned char c_line;           /* line discipline */       // 线路规程（速率）。
        unsigned char c_cc[NCCS];       /* control characters */    // 控制字符数组。
};
```

其中，c_iflag 是输入模式标志集。Linux 0.12 内核实现了 POSIX.1 定义的所有 11 个输入标志，参见 termios.h 头文件中的说明。终端设备驱动程序用这些标志来控制如何对终端输入的字符进行变换（过滤）处理。例如是否需要把输入的的换行符（NL）转换成回车符（CR）、是否需要把输入的大写字符转换成小写字符（因为以前有些终端设备只能输入大写字符）等。在 Linux 0.12 内核中，相关的处理函数是 tty_io.c 文件中的 copy_to_cooked()。参见 termios.h 文件第 83 -- 96 行。

c_oflag 是输出模式标志集。终端设备驱动程序使用这些标志控制如何把字符输出到终端上，主要在 tty_io.c 的 tty_write()函数中使用。参见 termios.h 文件第 99 -- 129 行。

c_cflag 是控制模式标志集。主要用于定义串行终端传输特性，包括波特率、字符比特位数以及停止位数等。参见 termios.h 文件中第 132 -- 166 行。

c_lflag 是本地模式标志集。主要用于控制驱动程序与用户的交互。例如是否需要回显（Echo）字符、是否需要把搽除字符直接显示在屏幕上、是否需要让终端上键入的控制字符产生信号。这些操作主要在 copy_to_cooked()函数和 tty_read()中使用。例如，若设置了 ICANON 标志，则表示终端处于规范模式输入状态，否则终端处于非规范模式。如果设置 ISIG 标志，则表示收到终端发出的控制字符 INTR、QUIT、SUSP 时系统需要产生相应的信号。参见 termios.h 文件中第 169 -- 183 行。

上述 4 种标志集的类型都是 unsigned long，每个比特位可表示一种标志，因此每个标志集最多可有 32 个输入标志。所有这些标志及其含义可参见 termios.h 头文件。

c_cc[]数组包含了终端所有可以修改的特殊字符。例如你可以通过修改其中的中断字符（^C）由其他按键产生。其中 NCCS 是数组的长度值。终端默认的 c_cc[]数组初始值定义在 include/linux/tty.h 文件中。程序引用该数组中各项时定义了数组项符号名，这些名称都以字母 V 开头，例如 VINTR、VMIN。参见 termios.h 第 64 -- 80 行。

因此，利用系统调用 ioctl 或使用相关函数(tcsetattr())，我们可以通过修改 termios 结构中的信息来改变终端的设置参数。行规则函数即是根据这些设置参数进行操作。例如，控制终端是否要对键入的字符进行回显、设置串行终端传输的波特率、清空读缓冲队列和写缓冲队列。

当用户修改终端参数，将规范模式标志复位，则就会把终端设置为工作在原始模式，此时行规则程序会把用户键入的数据原封不动地传送给用户，而回车符也被当作普通字符处理。因此，在用户使用系统调用 read 时，就应该作出某种决策方案以判断系统调用 read 什么时候算完成并返回。这将由终端 termios 结构中的 VTIME 和 VMIN 控制字符决定。这两个是读操作的超时定时值。VMIN 表示为了满足

读操作，需要读取的最少字符数；VTIME 则是一个读操作等待定时值。

我们可以使用命令 stty 来查看当前终端设备 termios 结构中标志的设置情况。在 Linux 0.1x 系统命令行提示符下键入 stty 命令会显示以下信息：

```
[/root]# stty
---------Characters----------
INTR:   ^C   QUIT:   ^\   ERASE:  ^H   KILL:   ^U   EOF:    ^D
TIME:    0   MIN:     1   SWTC:   ^@   START:  ^Q   STOP:   ^S
SUSP:   ^Z   EOL:    ^@   EOL2:   ^@   LNEXT:  ^V
DISCARD:  ^O   REPRINT:  ^R   RWERASE:  ^W
----------Control Flags---------
-CSTOPB  CREAD -PARENB -PARODD  HUPCL -CLOCAL -CRTSCTS
Baud rate: 9600 Bits: CS8
----------Input Flags----------
-IGNBRK -BRKINT -IGNPAR -PARMRK -INPCK -ISTRIP  -INLCR -IGNCR
 ICRNL  -IUCLC   IXON   -IXANY   IXOFF -IMAXBEL
---------Output Flags---------
 OPOST -OLCUC  ONLCR -OCRNL -ONOCR -ONLRET -OFILL -OFDEL
Delay modes: CR0 NL0 TAB0 BS0 FF0 VT0
-----------Local Flags---------
 ISIG  ICANON -XCASE  ECHO -ECHOE -ECHOK -ECHONL -NOFLSH
-TOSTOP  ECHOCTL  ECHOPRT  ECHOKE -FLUSHO -PENDIN -IEXTEN
rows 0 cols 0
```

其中带有减号标志表示没有设置。另外对于现在的 Linux 系统，需要键入’stty -a’才能显示所有这些信息，并且显示格式有所区别。

终端程序所使用的上述主要数据结构和它们之间的关系可见图 10-2 所示。

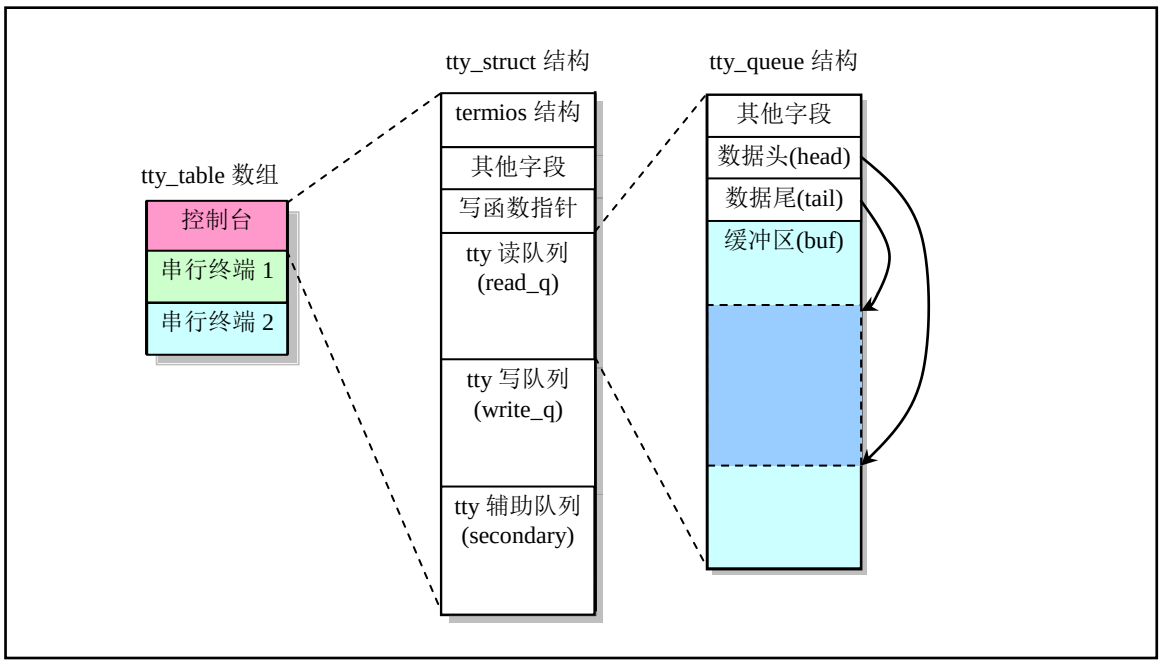



图 10-2 终端程序的数据结构

## 10.1.4 规范模式和非规范模式

### 10.1.4.1 规范模式

当 c_lflag 中的 ICANON 标志置位时，则按照规范模式对终端输入数据进行处理。此时输入字符被装配成行，进程以字符行的形式读取。当一行字符输入后，终端驱动程序会立刻返回。行的定界符有 NL、EOL、EOL2 和 EOF。其中除最后一个 EOF（文件结束）将被处理程序删除外，其余四个字符将被作为一行的最后一个字符返回给调用程序。

在规范模式下，终端输入的以下字符将被处理：ERASE、KILL、EOF、EOL、REPRINT、WERASE 和 EOL2。

ERASE 是擦除字符（Backspace）。在规范模式下，当 copy_to_cooked()函数遇该输入字符时会删除缓冲队列中最后输入的一个字符。若队列中最后一个字符是上一行的字符（例如是 NL），则不作任何处理。此后该字符被忽略，不放到缓冲队列中。

KILL 是删行字符。它删除队列中最后一行字符。此后该字符被忽略掉。

EOF 是文件结束符。在 copy_to_cooked()函数中该字符以及行结束字符 EOL 和 EOL2 都将被当作回车符来处理。在读操作函数中遇到该字符将立即返回。EOF 字符不会放入队列中而是被忽略掉。

REPRINT 和 WERASE 是扩展规范模式下识别的字符。REPRINT 会让所有未读的输入被输出。而 WERASE 用于擦除单词（跳过空白字符）。在 Linux 0.12 中，程序忽略了对这两个字符的识别和处理。

### 10.1.4.2 非规范模式

如果 ICANON 处于复位状态，则终端程序工作在非规范模式下。此时终端程序不对上述字符进行处理，而是将它们当作普通字符处理。输入数据也没有行的概念。终端程序何时返回读进程是由 MIN 和 TIME 的值确定。这两个变量是 c_cc[]数组中的变量。通过修改它们即可改变在非规范模式下进程读字符的处理方式。

MIN 指明读操作最少需要读取的字符数；TIME 指定等待读取字符的超时值（计量单位是 1/10 秒）。根据它们的值可分四种情况来说明。

1. MIN>0，TIME>0

   此时 TIME 是一个字符间隔超时定时值，在接收到第一个字符后才起作用。在超时之前，若先接收到了 MIN 个字符，则读操作立刻返回。若在收到 MIN 个字符之前超时了，则读操作返回已经接收到的字符数。此时起码能返回一个字符。因此在接收到一个字符之前若 secondary 空，则读进程将被阻塞（睡眠）。

2. MIN>0，TIME=0

   此时只有在收到 MIN 个字符时读操作才返回。否则就无限期等待（阻塞）。

3. MIN=0，TIME>0

   此时 TIME 是一个读操作超时定时值。当收到一个字符或者已超时，则读操作就立刻返回。如果是超时返回，则读操作返回 0 个字符。

4. MIN=0，TIME=0

   在这种设置下，如果队列中有数据可以读取，则读操作读取需要的字符数。否则立刻返回 0 个字符数。

在以上四中情况中，MIN 仅表明最少读到的字符数。如果进程要求读取比 MIN 要多的字符，那么只要队列中有就可能满足进程的当前需求。有关对终端设备的读操作处理，请参见程序 tty_io.c 中的 tty_read()函数。

## 10.1.5 控制台终端和串行终端设备

在 Linux 0.12 系统中可以使用两类终端。一类是主机上的控制台终端，另一类是串行硬件终端设备。控制台终端由内核中的键盘中断处理程序 keyboard.s 和显示控制程序 console.c 进行管理。它接收上层

tty_io.c 程序传递下来的显示字符或控制信息，并控制在主机屏幕上字符的显示，同时控制台（主机）把键盘按键产生的代码经由 keyboard.s 传送到 tty_io.c 程序去处理。串行终端设备则通过线路连接到计算机串行端口上，并通过内核中的串行程序 rs_io.s 与 tty_io.c 直接进行信息交互。

keyboard.s 和 console.c 这两个程序实际上是 Linux 系统主机中使用显示器和键盘模拟一个硬件终端设备的仿真程序。只是由于在主机上，因此我们称这个模拟终端环境为控制台终端，或直接称为控制台。这两个程序所实现的功能就相当于一个串行终端设备固化在 ROM 中的终端处理程序的作用（除了通信部分），也象普通 PC 机上的一个终端仿真软件。因此虽然程序在内核中，但我们还是可以独立地看待它们。这个模拟终端与普通的硬件终端设备主要的区别在于不需要通过串行线路通信驱动程序。因此 keyboard.s 和 console.c 程序必须模拟一个实际终端设备（例如 DEC 的 VT100 终端）具备的所有硬件处理功能，即终端设备固化程序中除通信以外的所有处理功能。控制台终端和串行终端设备在处理结构上的相互区别与类似之处参见图 10-3。所以如果我们对一般硬件终端设备或终端仿真程序工作原理有一定了解，那么阅读这两个程序就不会碰到什么困难。

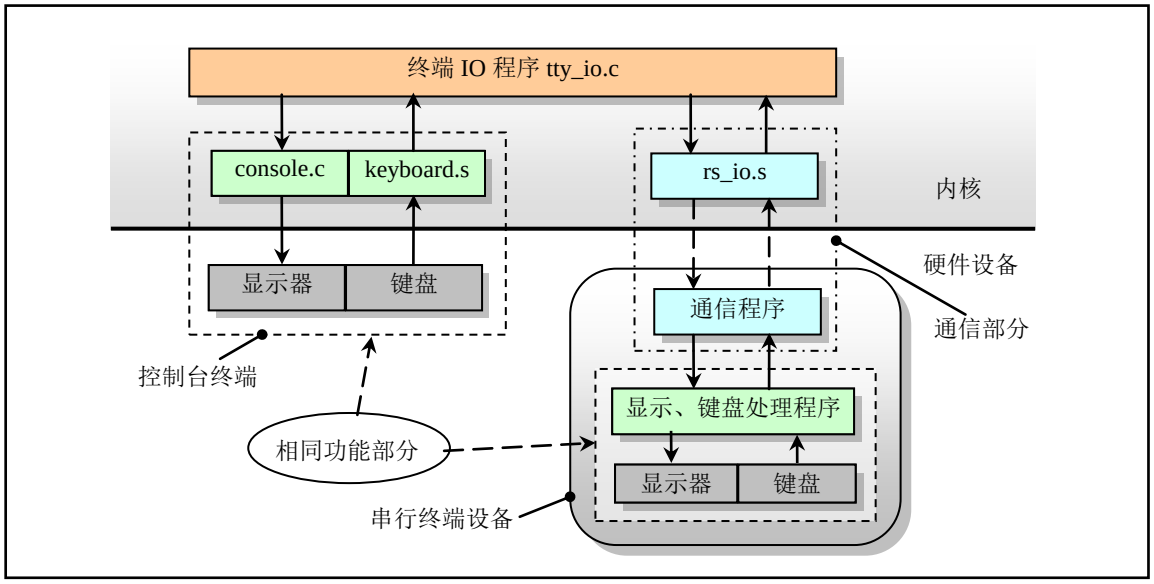



图 10-3 控制台终端与串行终端设备示意图

### 10.1.5.1 控制台驱动程序

在 Linux 0.12 内核中，终端控制台驱动程序涉及 keyboard.S 和 console.c 程序。keyboard.S 用于处理用户键入的字符，把它们放入读缓冲队列 read_q 中，并调用 copy_to_cooked()函数读取 read_q 中的字符，经转换后放入辅助缓冲队列 secondary。console.c 程序实现控制台终端收到代码的输出处理。

例如，当用户在键盘上键入了一个字符时，会引起键盘中断响应（中断请求信号 IRQ1,对应中断号 INT 33），此时键盘中断处理程序就会从键盘控制器读入对应的键盘扫描码，然后根据使用的键盘扫描码映射表译成相应字符，放入 tty 读队列 read_q 中。然后调用中断处理程序的 C 函数 do_tty_interrupt()，它又直接调用行规则函数 copy_to_cooked()对该字符进行过滤处理，并放入 tty 辅助队列 secondary 中，同时把该字符放入 tty 写队列 write_q 中，并调用写控制台函数 con_write()。此时如果该终端的回显（echo）属性是设置的，则该字符会显示到屏幕上。do_tty_interrupt()和 copy_to_cooked()函数在 tty_io.c 中实现。整个操作过程见图 10-4 所示。

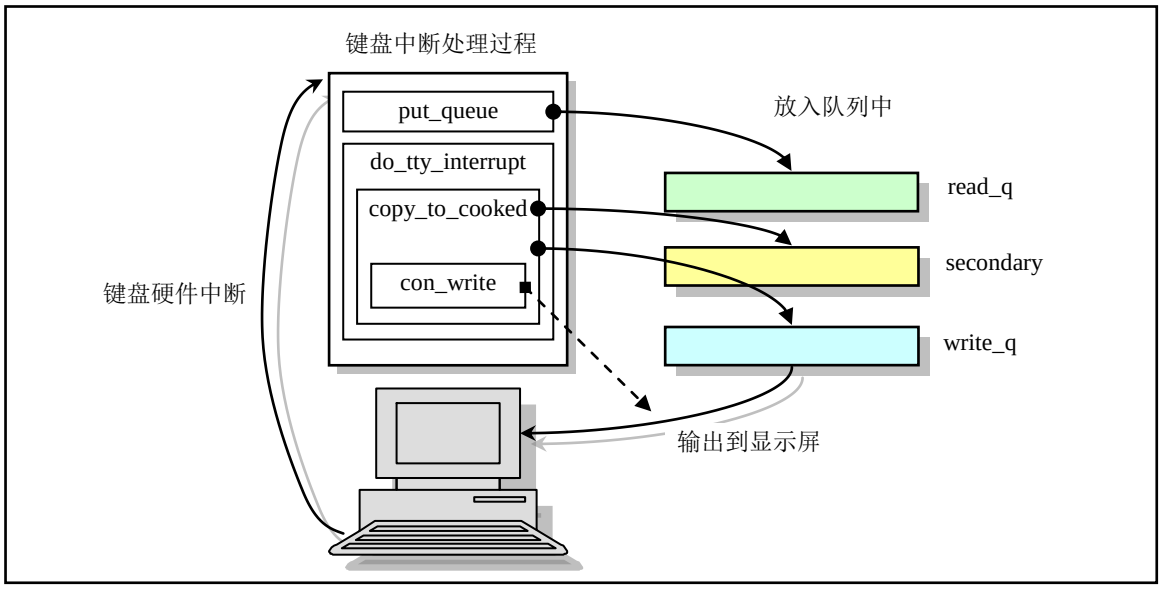



图 10-4 控制台键盘中断处理过程

对于进程执行 tty 写操作，终端驱动程序是一个字符一个字符进行处理的。在写缓冲队列 write_q 没有满时，就从用户缓冲区取一个字符，经过处理放入 write_q 中。当把用户数据全部放入 write_q 队列或者此时 write_q 已满，就调用终端结构 tty_struct 中指定的写函数，把 write_q 缓冲队列中的数据输出到控制台。对于控制台终端，其写函数是 con_write()，在 console.c 程序中实现。

有关控制台终端操作的驱动程序，主要涉及两个程序。一个是键盘中断处理程序 keyboard.S，主要用于把用户键入的字符放入 read_q 缓冲队列中；另一个是屏幕显示处理程序 console.c，用于从 write_q 队列中取出字符并显示在屏幕上。所有这三个字符缓冲队列与上述函数或文件的关系都可以用图 10-5 清晰地表示出来。

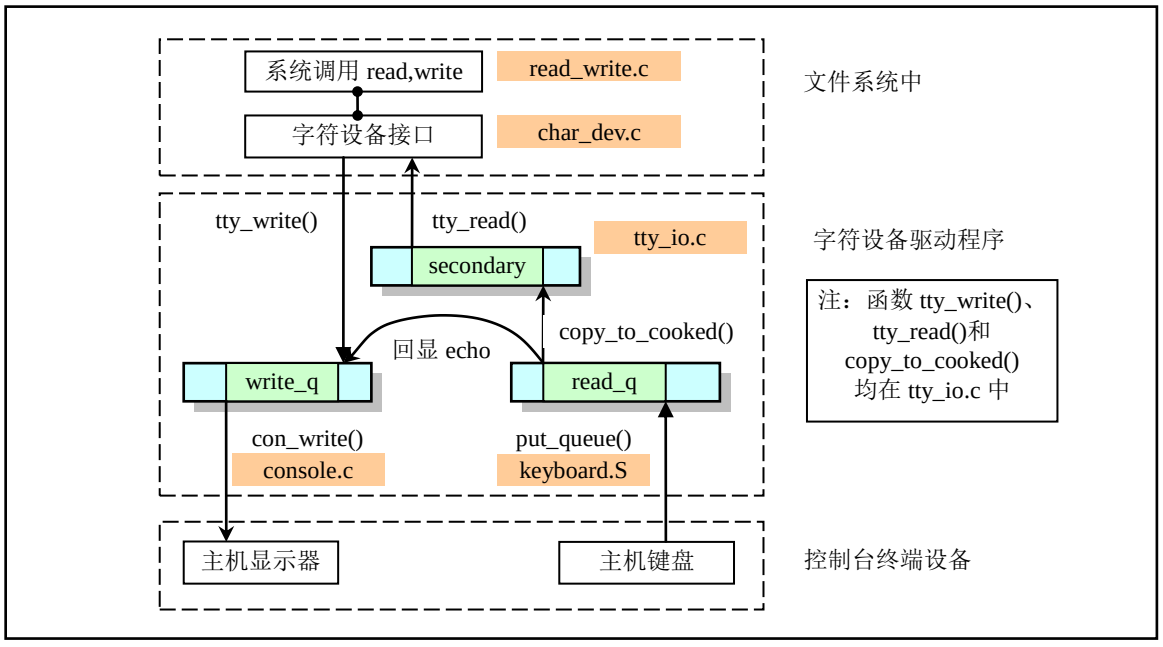



图 10-5 控制台终端字符缓冲队列以及函数和程序之间的关系

#### 10.1.5.2 串行终端驱动程序

处理串行终端操作的程序有 serial.c 和 rs_io.s。serial.c 程序负责对串行端口进行初始化操作。另外，通过取消对发送保持寄存器空中断允许的屏蔽来开启串行中断发送字符操作。rs_io.s 程序是串行中断处理过程。主要根据引发中断的 4 种原因分别进行处理。

引起系统发生串行中断的情况有：a. 由于 modem 状态发生了变化；b. 由于线路状态发生了变化；c. 由于接收到字符；d. 由于在中断允许标志寄存器中设置了发送保持寄存器中断允许标志，需要发送字符。对引起中断的前两种情况的处理过程是通过读取对应状态寄存器值，从而使其复位。对于由于接收到字符的情况，程序首先把该字符放入读缓冲队列 read_q 中，然后调用 copy_to_cooked()函数转换成以字符行为单位的规范模式字符放入辅助队列 secondary 中。对于需要发送字符的情况，则程序首先从写缓冲队列 write_q 尾指针处中取出一个字符发送出去，再判断写缓冲队列是否已空，若还有字符则循环执行发送操作。

对于通过系统串行端口接入的终端，除了需要与控制台类似的处理外，还需要进行串行通信的输入/输出处理操作。数据的读入是由串行中断处理程序放入读队列 read_q 中，随后执行与控制台终端一样的操作。

例如，对于一个接在串行端口 1 上的终端，键入的字符将首先通过串行线路传送到主机，引起主机串行口 1 中断请求。此时串行口中断处理程序就会将字符放入串行终端 1 的 tty 读队列 read_q 中，然后调用中断处理程序的 C 函数 do_tty_interrupt()，它又直接调用行规则函数 copy_to_cooked()对该字符进行过滤处理，并放入 tty 辅助队列 secondary 中，同时把该字符放入 tty 写队列 write_q 中，并调用写串行终端 1 的函数 rs_write()。该函数又会把字符回送给串行终端，此时如果该终端的回显（echo）属性是设置的，则该字符会显示在串行终端的屏幕上。

当进程需要写数据到一个串行终端上时，操作过程与写终端类似，只是此时终端的 tty_struct 数据结构中的写函数是串行终端写函数 rs_write()。该函数取消对发送保持寄存器空允许中断的屏蔽，从而在发送保持寄存器为空时就会引起串行中断发生。而该串行中断过程则根据此次引起中断的原因，从 write_q 写缓冲队列中取出一个字符并放入发送保持寄存器中进行字符发送操作。该操作过程也是一次中断发送一个字符，到最后 write_q 为空时就会再次屏蔽发送保持寄存器空允许中断位，从而禁止此类中断发生。

串行终端的写函数 rs_write()在 serial.c 程序中实现。串行中断程序在 rs_io.s 中实现。串行终端三个字符缓冲队列与函数、程序的关系参见图 10-6 所示。

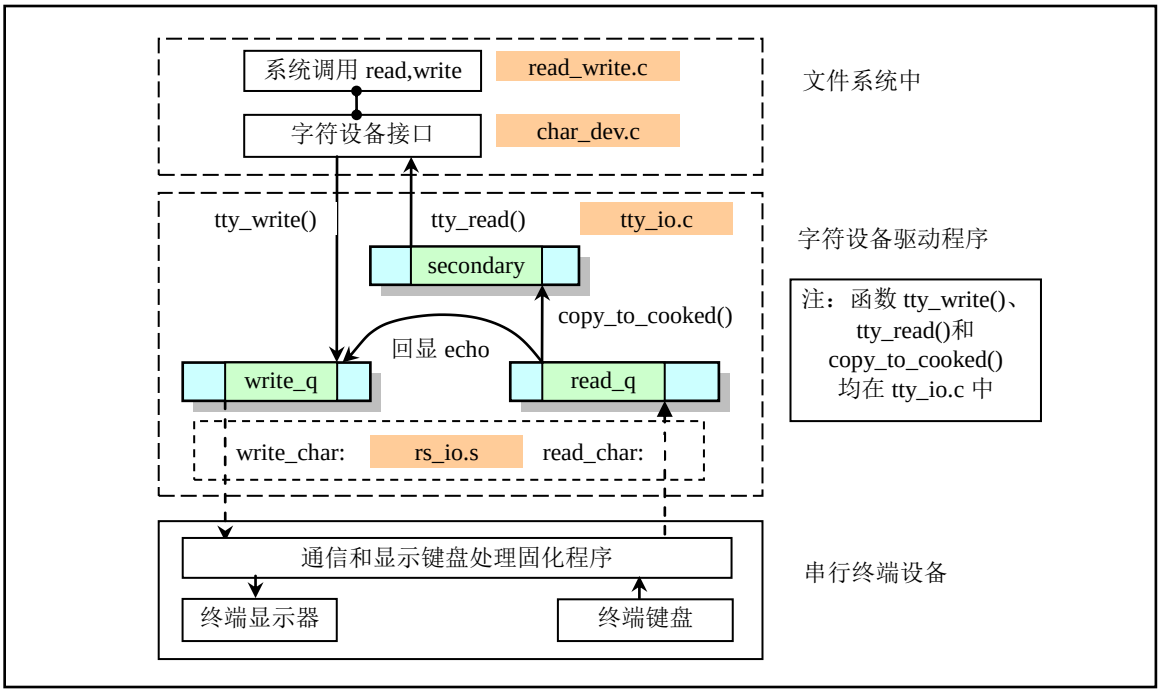



图 10-6 串行终端设备字符缓冲队列与函数之间的关系

由上图可见，串行终端与控制台处理过程之间的主要区别是串行终端利用程序 rs_io.s 取代了控制台操作显示器和键盘的程序 console.c 和 keyboard.S，其余部分的处理过程完全一样。

### 10.1.6 终端驱动程序接口

通常，用户通过文件系统与设备打交道。每个设备都有一个文件名称，并相应地也在文件系统中占用一个索引节点（i 节点）。但该 i 节点中的文件类型是设备类型，以便与其他正规文件相区别。用户就可以直接使用文件系统调用来访问设备。终端驱动程序也同样为此目的向文件系统提供了调用接口函数。终端驱动程序与系统其他程序的接口是使用 tty_io.c 文件中的通用函数实现的。其中实现了读终端函数 tty_read()和写终端函数 tty_write()，以及输入行规则函数 copy_to_cooked()。另外，在 tty_ioctl.c 程序中，实现了修改终端参数的输入输出控制函数（或系统调用）tty_ioctl()。终端的设置参数是放在终端数据结构中的 termios 结构中，其中的参数比较多，也比较复杂，请参考 include/termios.h 文件中的说明。

对于不同终端设备，可以有不同的行规则程序与之匹配。但在 Linux 0.12 中仅有一个行规则函数，因此 termios 结构中的行规则字段'c_line'不起作用，都被设置为 0。

## 10.2 keyboard.S 程序

keyboard.S 键盘驱动汇编程序（程序 10-1）主要包括键盘中断处理服务程序。

### 10.2.1 功能描述

程序会首先根据键盘特殊键（例如 Alt、Shift、Ctrl、Caps 键）的状态设置程序后面要用到的状态标志变量 mode 的值，然后根据引起键盘中断的按键扫描码，调用已经编排成跳转表的相应扫描码处理子程序，把扫描码对应的字符放入读字符队列（read_q）中。接下来调用 C 处理函数 do_tty_interrupt()（tty_io.c，397 行），该函数仅包含一个对行规程函数 copy_to_cooked()的调用。这个行规程函数的主要作用就是把 read_q 读缓冲队列中的字符经过适当处理后放入规范模式队列（辅助队列 secondary）中，并且在处理过

程中，若相应终端设备设置了回显标志，还会把字符直接放入写队列（write_q）中，从而在终端屏幕上会显示出刚键入的字符。

在英文惯用法中，make 表示键被按下；break 表示键被松开(放开)。对于 AT 键盘的扫描码，当键被按下时，则键的扫描码被送出，但当键松开时，将会发送两个字节，第一个是 0xf0，第 2 个还是按下时的扫描码。为了向下的兼容性，设计人员将 AT 键盘发出的扫描码转换成了老式 PC/XT 标准键盘的扫描码。因此这里仅对 PC/XT 的扫描码进行处理即可。有关键盘扫描码的说明，请参见程序列表后的描述。

另外，这个程序的文件名与其他 gas 汇编语言程序不同，它的后缀是大写的'.S'。使用这样的后缀可以让 as 使用 GNU C 编译器的预处理程序 CPP，即在你的汇编语言程序中可以使用很多 C 语言的伪指令。例如"#include"、"#if"等，参见程序中的具体使用方法。

带详细注释的 keyboard.S 程序的完整列表见程序 10-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/keyboard.S。

## 10.2.2 其他信息

### 10.2.2.1 PC/AT 键盘接口编程

PC 机主板上的键盘接口是专用接口，它可以看作是常规串行端口的一个简化版本。该接口被称为键盘控制器，它使用串行通信协议接收键盘发来的扫描码数据。主板上所采用的键盘控制器是 Intel 8042 芯片或其兼容芯片，其逻辑示意图见图 10-7 所示。现今的主板上已经不包括独立的 8042 芯片了，但是主板上其他集成电路会为兼容目的而模拟 8042 芯片的功能。另外，该芯片输出端口 P2 各位被分别用于其他目的。位 0（P20 引脚）用于实现 CPU 的复位操作，位 1（P21 引脚）用于控制 A20 信号线的开启与否。当该输出端口位 1 为 1 时就开启（选通）了 A20 信号线，为 0 则禁止 A20 信号线。参见引导启动程序一章中对 A20 信号线的详细说明。

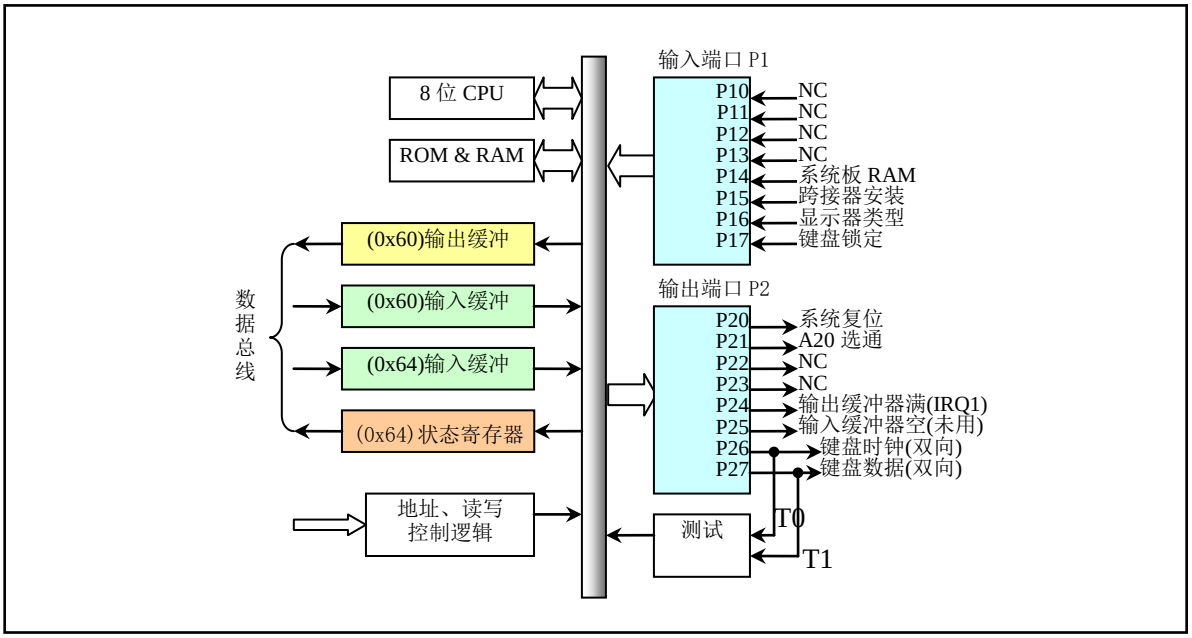



图 10-7 键盘控制器 804X 逻辑示意图

分配给键盘控制器的 IO 端口范围是 0x60-0x6f，但实际上 IBM CP/AT 使用的只有 0x60 和 0x64 两个口地址（0x61、0x62 和 0x63 用于与 XT 兼容目的）见表 10-1 所示，加上对端口的读和写操作含义不同，因此主要可有 4 种不同操作。对键盘控制器进行编程，将涉及芯片中的状态寄存器、输入缓冲器和输出

缓冲器。

表 10-1 键盘控制器 804X 端口

| 端口 | 读/写 | 名称 | 用途 |
|---|---|---|---|
| 0x60 | 读 | 数据端口或输出缓冲器 | 是一个 8 位只读寄存器。当键盘控制器收到来自键盘的扫描码或命令响应时，一方面置状态寄存器位 0 = 1，另一方面产生中断 IRQ1。通常应该仅在状态端口位 0 = 1 时才读。 |
| 0x60 | 写 | 输入缓冲器 | 用于向键盘发送命令与/或随后的参数，或向键盘控制器写参数。键盘命令共有 10 多条，见表格后说明。通常都应该仅在状态端口位 1=0 时才写。 |
| 0x61 | 读/写 | | 该端口是 8255A 输出口 B（P2）的地址，是针对使用/兼容 8255A 的 PC 标准键盘电路进行硬件复位处理。该端口用于对收到的扫描码做出应答。方法是首先禁止键盘，然后立刻重新允许键盘。所操作的数据为：<br>位 7=1 禁止键盘；=0 允许键盘；<br>位 6=0 迫使键盘时钟为低位，因此键盘不能发送任何数据。<br>位 5-0 这些位与键盘无关，是用于可编程并行接口(PPI)。 |
| 0x64 | 读 | 状态寄存器 | 该端口是一个 8 位只读寄存器，其位字段含义分别为：<br>位 7=1 来自键盘传输数据奇偶校验错；<br>位 6=1 接收超时(键盘传送未产生 IRQ1)；<br>位 5=1 发送超时(键盘无响应)；<br>位 4=1 键盘接口被键盘锁禁止；[??是=0 时]<br>位 3=1 写入输入缓冲器中的数据是命令(通过端口 0x64)；<br>=0 写入输入缓冲器中的数据是参数(通过端口 0x60)；<br>位 2 系统标志状态：0 = 上电启动或复位；1 = 自检通过；<br>位 1=1 输入缓冲器满(0x60/64 口有给 8042 的数据)；<br>位 0=1 输出缓冲器满(数据端口 0x60 有给系统的数据)。 |
| 0x64 | 写 | 输入缓冲器 | 向键盘控制器写命令。可带一参数，参数从端口 0x60 写入。键盘控制器命令有 12 条，见表格后说明。 |

### 10.2.2.2 键盘命令

系统在向端口 0x60 写入 1 字节，便是发送键盘命令。键盘在接收到命令后 20ms 内应予以响应，即回送一个命令响应。有的命令后还需要跟一参数（也写到该端口）。命令列表见表 10-2 所示。注意，如果没有另外指明，所有命令均被回送一个 0xfa 响应码(ACK)。

表 10-2 键盘命令一览表

| 命令码 | 参数 | 功能 |
|---|---|---|
| 0xed | 有 | 设置/复位模式指示器。置 1 开启，0 关闭。参数字节：<br>位 7-3 保留全为 0；<br>位 2 = caps-lock 键；<br>位 1 = num-lock 键；<br>位 0 = scroll-lock 键。 |
| 0xee | 无 | 诊断回应。键盘应回送 0xee。 |
| 0xef | | 保留不用。 |
| 0xf0 | 有 | 读取/设置扫描码集。参数字节等于：<br>0x00 - 选择当前扫描码集； |

| | | |
|---|---|---|
| | | 0x01 - 选择扫描码集 1(用于 PCs，PS/2 30 等)；<br>0x02 - 选择扫描码集 2(用于 AT，PS/2，是缺省值)；<br>0x03 - 选择扫描码集 3。 |
| 0xf1 | | 保留不用。 |
| 0xf2 | 无 | 读取键盘标识号(读取 2 个字节)。AT 键盘返回响应码 0xfa。 |
| 0xf3 | 有 | 设置扫描码连续发送时的速率和延迟时间。参数字节的含义为：<br>位 7 保留为 0；<br>位 6-5 延时值：令 C=位 6-5，则有公式：延时值=(1+C)*250ms；<br>位 4-0 扫描码连续发送的速率；令 B=位 4-3；A=位 2-0，则有公式：<br>速率=1/((8+A)*2^B*0.00417)。<br>参数缺省值为 0x2c。 |
| 0xf4 | 无 | 开启键盘。 |
| 0xf5 | 无 | 禁止键盘。 |
| 0xf6 | 无 | 设置键盘默认参数。 |
| 0xf7-0xfd | | 保留不用。 |
| 0xfe | 无 | 重发扫描码。当系统检测到键盘传输数据有错，则发此命令。 |
| 0xff | 无 | 执行键盘上电复位操作，称之为基本保证测试(BAT)。操作过程为：<br>1. 键盘收到该命令后立刻响应发送 0xfa；<br>2. 键盘控制器使键盘时钟和数据线置为高电平；<br>3. 键盘开始执行 BAT 操作；<br>4. 若正常完成，则键盘发送 0xaa；否则发送 0xfd 并停止扫描。 |

#### 10.2.2.3 键盘控制器命令

系统向输入缓冲(端口 0x64)写入 1 字节，即发送一键盘控制器命令。可带一参数。参数是通过写 0x60 端口发送的。见表 10-3 所示。

表 10-3 键盘控制器命令一览表

| 命令 | 参数 | 功能 |
|---|---|---|
| 0x20 | 无 | 读给键盘控制器的最后一个命令字节，放在端口 0x60 供系统读取。 |
| 0x21-0x3f | 无 | 读取由命令低 5 比特位指定的控制器内部 RAM 中的命令。 |
| 0x60-0x7f | 有 | 写键盘控制器命令字节。参数字节：（默认值为 0x5d）<br>位 7 保留为 0；<br>位 6 IBM PC 兼容模式(奇偶检验，转换为系统扫描码，单字节 PC 断开码)；<br>位 5 PC 模式（对扫描码不进行奇偶校验；不转换成系统扫描码）；<br>位 4 禁止键盘工作（使键盘时钟为低电平）；<br>位 3 禁止超越(override)，对键盘锁定转换不起作用；<br>位 2 系统标志；1 表示控制器工作正确；<br>位 1 保留为 0；<br>位 0 允许输出寄存器满中断。 |
| 0xaa | 无 | 初始化键盘控制器自测试。成功返回 0x55；失败返回 0xfc。 |
| 0xab | 无 | 初始化键盘接口测试。返回字节：<br>0x00 无错；<br>0x01 键盘时钟线为低(始终为低，低粘连)；<br>0x02 键盘时钟线为高； |

| | | |
|---|---|---|
| | | 0x03 键盘数据线为低；<br>0x04 键盘数据线为高； |
| 0xac | 无 | 诊断转储。804x 的 16 字节 RAM、输出口、输入口状态依次输出给系统。 |
| 0xad | 无 | 禁止键盘工作（设置命令字节位 4=1）。 |
| 0xae | 无 | 允许键盘工作（复位命令字节位 4=0）。 |
| 0xc0 | 无 | 读 804x 的输入端口 P1，并放在 0x60 供读取； |
| 0xd0 | 无 | 读 804x 的输出端口 P2，并放在 0x60 供读取； |
| 0xd1 | 有 | 写 804x 的输出端口 P2，原 IBM PC 使用输出端口的位 2 控制 A20 门。注意，位 0(系统复位)应该总是置位的。 |
| 0xe0 | 无 | 读测试端 T0 和 T1 的输入送输出缓冲器供系统读取。<br>位 1 键盘数据；位 0 键盘时钟。 |
| 0xed | 有 | 控制 LED 的状态。置 1 开启，0 关闭。参数字节：<br>位 7-3 保留全为 0；<br>位 2 = caps-lock 键；<br>位 1 = num-lock 键；<br>位 0 = scroll-lock 键。 |
| 0xf0-0xff | 无 | 送脉冲到输出端口。该命令序列控制输出端口 P20-23 线，参见键盘控制器逻辑示意图。欲让哪一位输出负脉冲(6 微秒)，即置该位为 0。也即该命令的低 4 位分别控制负脉冲的输出。例如，若要复位系统，则需发出命令 0xfe(P20 低)即可。 |

#### 10.2.2.4 键盘扫描码

PC 机采用的均是非编码键盘。键盘上每个键都有一个位置编号，是从左到右从上到下。并且 PC XT 机与 AT 机键盘的位置码差别很大。键盘内的微处理机向系统发送的是键对应的扫描码。当键按下时，键盘输出的扫描码称为接通(make)扫描码，而该键松开时发送的则称为断开(break)扫描码。XT 键盘各键的扫描码见表 10-4 所示。

表 10-4 XT 键盘扫描码表

| F1 | F2 | ` | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 0 | - | = | \ | BS | ESC | NUML | SCRL | SYSR |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 3B | 3C | 29 | 02 | 03 | 04 | 05 | 06 | 07 | 08 | 09 | 0A | 0B | 0C | 0D | 2B | 0E | 01 | 45 | 46 | ** |
| F3 | F4 | TAB | Q | W | E | R | T | Y | U | I | O | P | [ | ] | | | Home | ↑ | PgUp | PrtSc |
| 3D | 3E | 0F | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 1A | 1B | | | 47 | 48 | 49 | 37 |
| F5 | F6 | CNTL | A | S | D | F | G | H | J | K | L | ; | ' | ENTER | | | ← | 5 | → | - |
| 3F | 40 | 1D | 1E | 1F | 20 | 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 1C | | | 4B | 4C | 4D | 4A |
| F7 | F8 | LSHFT | Z | X | C | V | B | N | M | , | . | / | RSHFT | | | | End | ↓ | PgDn | + |
| 41 | 42 | 2A | 2C | 2D | 2E | 2F | 30 | 31 | 32 | 33 | 34 | 35 | 36 | | | | 4F | 50 | 51 | 4E |
| F9 | F10 | ALT | Space | | | | | | | | | | | CAPLOCK | | | Ins | | Del | |
| 43 | 44 | 38 | 39 | | | | | | | | | | | 3A | | | 52 | | 53 | |

键盘上的每个键都有一个包含在字节低 7 位（位 6-0）中相应的扫描码。在高位（位 7）表示是按键还是松开按键。位 7=0 表示刚将键按下的扫描码，位 7=1 表示键松开的扫描码。例如，如果某人刚把 ESC 键按下，则传输给系统的扫描码将是 1（1 是 ESC 键的扫描码），当该键释放时将产生 1+0x80=129 扫描码。

对于 PC、PC/XT 的标准 83 键键盘，接通扫描码与键号（键的位置码）是一样的。并用 1 字节表示。例如“A”键，键位置号是 30，接通码和扫描码也是 30（0x1e）。而其断开码是接通扫描码加上 0x80，即 0x9e。对于 AT 机使用的 84/101/102 扩展键盘，则与 PC/XT 标准键盘区别较大。

对于某些“扩展的”键则情况有些不同。当一个扩展键被按下时，将产生一个中断并且键盘端口将

输出一个“扩展的”的扫描码前缀 0xe0，而在下一个中断中则会给出“扩展的”扫描码。比如，对于 PC/XT 标准键盘，左边的控制键 ctrl 的扫描码是 29（0x1d），而右边的“扩展的”控制键 ctrl 则具有一个扩展的扫描码序列 0xe0、0x1d。这个规则同样适合于 alt、箭头键。

另外，还有两个键的处理非常特殊，PrtScn 键和 Pause/Break 键。按下 PrtScn 键将会向键盘中断程序发送 2 个扩展字符，42（0x2a）和 55（0x37），所以实际的字节序列将是 0xe0，0x2a，0xe0，0x37。但在键重复产生时还会发送扩展字符 0xaa，即产生序列 0xe0，0x2a，0xe0，0x37，0xe0，0xaa。当键松开时，又重新发送两个扩展的加上 0x80 的码（0xe0，0xb7，0xe0，0xaa）。当 prtscn 键按下时，如果 shift 或 ctrl 键也按下了，则仅发送 0xe0，0x37，并且在松开时仅发送 0xe0，0xb7。如果按下了 alt 键，那么 PrtScn 键就如同一个具有扫描码 0x54 的普通键。

对于 Pause/Break 键。如果你在按下该键的同时也按下了任意一个控制键 ctrl，则将行如扩展键 70（0x46），而在其他情况下它将发送字符序列 0xe1，0x1d，0x45，0xe1，0x9d，0xc5。将键一直按下并不会产生重复的扫描码，而松开键也并不会产生任何扫描码。因此，我们可以这样来看待和处理：扫描码 0xe0 意味着还有一个字符跟随其后，而扫描码 0xe1 则表示后面跟随着 2 个字符。

对于 AT 键盘的扫描码，与 PC/XT 的略有不同。当键按下时，则对应键的扫描码被送出，但当键松开时，将会发送两个字节，第一个是 0xf0，第 2 个还是相同的键扫描码。现在键盘设计者使用 8049 作为 AT 键盘的输入处理器，为了向下的兼容性将 AT 键盘发出的扫描码转换成了老式 PC/XT 标准键盘的扫描码。

AT 键盘有三种独立的扫描码集：一种是我们上面说明的(83 键映射，而增加的键有多余的 0xe0 码)，一种几乎是顺序的，还有一种却只有 1 个字节！最后一种所带来的问题是只有左 shift，caps，左 ctrl 和左 alt 键的松开码被发送。键盘的默认扫描码集是扫描码集 2，可以利用命令更改。

对于扫描码集 1 和 2，有特殊码 0xe0 和 0xe1。它们用于具有相同功能的键。比如：左控制键 ctrl 位置是 0x1d(对于 PC/XT)，则右边的控制键就是 0xe0，0x1d。这是为了与 PC/XT 程序兼容。请注意唯一使用 0xe1 的时候是当它表示临时控制键时，对此情况同时也有一个 0xe0 的版本。

# 10.3 console.c 程序

顾名思义，console.c 程序（程序 10-2）用于实现与终端输入/输出相关的操作。这里首先给出程序中主要函数的说明，然后给出了有关显示控制卡编程的方法和步骤。

## 10.3.1 功能描述

本文件是内核中最长的程序之一，但功能比较单一。其中的所有子程序都是为了实现终端屏幕写函数 con_write()以及进行终端屏幕显示的控制操作。

当往一个控制台设备执行写操作时，就会调用 con_write()函数。这个函数管理所有控制字符和换码字符序列，这些字符给应用程序提供全部的屏幕管理操作。所实现的换码序列是 vt102 终端的；这意味着当你使用 telnet 连接到一台非 Linux 主机时，你的环境变量应该有 TERM=vt102；然而，对于本地操作最佳的选择是设置 TERM=console，因为 Linux 控制台提供了一个 vt102 功能的超集。

函数 con_write()主要由转换语句组成，用于每次处理一个字符的有限长状态自动转义序列的解释。在正常方式下，显示字符使用当前属性直接写到显示内存中。该函数会从终端 tty_struct 结构的写缓冲队列 write_q 中取出字符或字符序列，然后根据字符的性质（是普通字符、控制字符、转义序列还是控制序列），把字符显示在终端屏幕上或进行一些光标移动、字符檫除等屏幕控制操作。

终端屏幕初始化函数 con_init()会根据系统初始化时获得的系统信息，设置有关屏幕的一些基本参数值，用于 con_write()函数的操作。

有关终端设备字符缓冲队列的说明可参见 include/linux/tty.h 头文件。其中给出了字符缓冲队列的数

据结构 tty_queue、终端的数据结构 tty_struct 和一些控制字符的值。另外还有一些对缓冲队列进行操作的宏定义。缓冲队列及其操作示意图请参见图 10-14 所示。

带详细注释的 console.c 程序的完整列表见程序 10-2，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/console.c。

## 10.3.2 其他信息

### 10.3.2.1 显示控制卡编程

这里仅给出和说明兼容显示卡端口的说明。描述了 MDA、CGA、EGA 和 VGA 显示控制卡的通用编程端口，这些端口都是与 CGA 使用的 MC6845 芯片兼容，其名称和用途见表 10-5 所示。其中以 CGA/EGA/VGA 的端口(0x3d0-0x3df)为例进行说明，MDA 的端口是 0x3b0 - 0x3bf。

对显示控制卡进行编程的基本步骤是：首先把 0--17 值写入显示卡的索引寄存器（端口 0x3d4），选择要进行设置的显示控制内部寄存器之一(r0--r17)，此时数据寄存器端口（0x3d5）对应到该内部寄存器上。然后将参数写到该数据寄存器端口。也即显示卡的数据寄存器端口每次只能对显示卡中的一个内部寄存器进行操作。内部寄存器见表 10-6 所示。

表 10-5 CGA 端口寄存器名称及作用

| 端口 | 读/写 | 名称和用途 |
|---|---|---|
| 0x3d4 | 写 | CRT(6845)索引寄存器。用于选择通过端口 0x3d5 访问的各个数据寄存器(r0-r17)。 |
| 0x3d5 | 写 | CRT(6845)数据寄存器。其中数据寄存器 r14-r17 还可以读。<br>各个数据寄存器的功能说明见表 10-6。 |
| 0x3d8 | 读/写 | 模式控制寄存器。<br>位 7-6 未用；<br>位 5=1 允许闪烁；<br>位 4=1 640*200 图形模式；<br>位 3=1 允许视频；<br>位 2=1 单色显示；<br>位 1=1 图形模式；=0 文本模式；<br>位 0=1 80*25 文本模式；=0 40*25 文本模式。 |
| 0x3d9 | 读/写 | CGA 调色板寄存器。选择所采用的色彩。<br>位 7-6 未用；<br>位 5=1 激活色彩集：青(cyan)、紫(magenta)、白(white)；<br>=0 激活色彩集：红(red)、绿(green)、蓝(blue)；<br>位 4=1 增强显示图形、文本背景色彩；<br>位 3=1 增强显示 40*25 的边框、320*200 的背景、640*200 的前景颜色；<br>位 2=1 显示红色：40*25 的边框、320*200 的背景、640*200 的前景；<br>位 1=1 显示绿色：40*25 的边框、320*200 的背景、640*200 的前景；<br>位 0=1 显示蓝色：40*25 的边框、320*200 的背景、640*200 的前景； |
| 0x3da | 读 | CGA 显示状态寄存器。<br>位 7-4 未用；<br>位 3=1 在垂直回扫阶段；<br>位 2=1 光笔开关关闭；=0 光笔开关接通；<br>位 1=1 光笔选通有效；<br>位 0=1 可以不干扰显示访问显示内存；=0 此时不要使用显示内存。 |

| | | |
|---|---|---|
| 0x3db | 写 | 清除光笔锁存（复位光笔寄存器）。 |
| 0x3dc | 读/写 | 预设置光笔锁存（强制光笔选通有效）。 |

表 10-6 MC6845 内部数据寄存器及初始值

| 编号 | 名称 | 单位 | 读/写 | 40*25 模式 | 80*25 模式 | 图形模式 |
|---|---|---|---|---|---|---|
| r0 | 水平字符总数 | 字符 | 写 | 0x38 | 0x71 | 0x38 |
| r1 | 水平显示字符数 | 字符 | 写 | 0x28 | 0x50 | 0x28 |
| r2 | 水平同步位置 | 字符 | 写 | 0x2d | 0x5a | 0x2d |
| r3 | 水平同步脉冲宽度 | 字符 | 写 | 0x0a | 0x0a | 0x0a |
| r4 | 垂直字符总数 | 字符行 | 写 | 0x1f | 0x1f | 0x7f |
| r5 | 垂直同步脉冲宽度 | 扫描行 | 写 | 0x06 | 0x06 | 0x06 |
| r6 | 垂直显示字符数 | 字符行 | 写 | 0x19 | 0x19 | 0x64 |
| r7 | 垂直同步位置 | 字符行 | 写 | 0x1c | 0x1c | 0x70 |
| r8 | 隔行/逐行选择 | | 写 | 0x02 | 0x02 | 0x02 |
| r9 | 最大扫描行数 | 扫描行 | 写 | 0x07 | 0x07 | 0x01 |
| r10 | 光标开始位置 | 扫描行 | 写 | 0x06 | 0x06 | 0x06 |
| r11 | 光标结束位置 | 扫描行 | 写 | 0x07 | 0x07 | 0x07 |
| r12 | 显示内存起始位置(高) | | 写 | 0x00 | 0x00 | 0x00 |
| r13 | 显示内存起始位置(低) | | 写 | 0x00 | 0x00 | 0x00 |
| r14 | 光标当前位置(高) | | 读/写 | 可变 | | |
| r15 | 光标当前位置(低) | | 读/写 | | | |
| r16 | 光笔当前位置(高) | | 读 | 可变 | | |
| r17 | 光笔当前位置(低) | | 读 | | | |

#### 10.3.2.2 滚屏操作原理

滚屏操作是指将指定开始行和结束行的一块文本内容向上移动(向上卷动 scroll up)或向下移动(向下卷动 scroll down)，如果将屏幕看作是显示内存上对应屏幕内容的一个窗口的话，那么将屏幕内容向上移即是将窗口沿显示内存向下移动；将屏幕内容向下移动即是将窗口向上移动。在程序中就是重新设置显示控制器中显示内存的起始位置 origin 以及调整程序中相应的变量。对于这两种操作各自都有两种情况。

对于向上卷动，当屏幕对应的显示内存窗口在向下移动后仍然在显示内存范围之内的情况，也即对应当前屏幕的内存块位置始终在显示内存起始位置(video_mem_start)和末端位置 video_mem_end 之间，那么只需要调整显示控制器中起始显示内存位置即可。但是当对应屏幕的内存块位置在向下移动时超出了实际显示内存的末端(video_mem_end)这种情况，就需要移动对应显示内存中的数据，以保证所有当前屏幕数据都落在显示内存范围内。在这第二中情况，程序中是将屏幕对应的内存数据移动到实际显示内存的开始位置处(video_mem_start)。

程序中实际的处理过程分三步进行。首先调整屏幕显示起始位置 origin；然后判断对应屏幕内存数据是否超出显示内存下界(video_mem_end)，如果超出就将屏幕对应的内存数据移动到实际显示内存的开始位置处(video_mem_start)；最后对移动后屏幕上出现的新行用空格字符填满。见图 10-8 所示。其中图(a)对应第一种简单情况，图(b)对应需要移动内存数据时的情况。

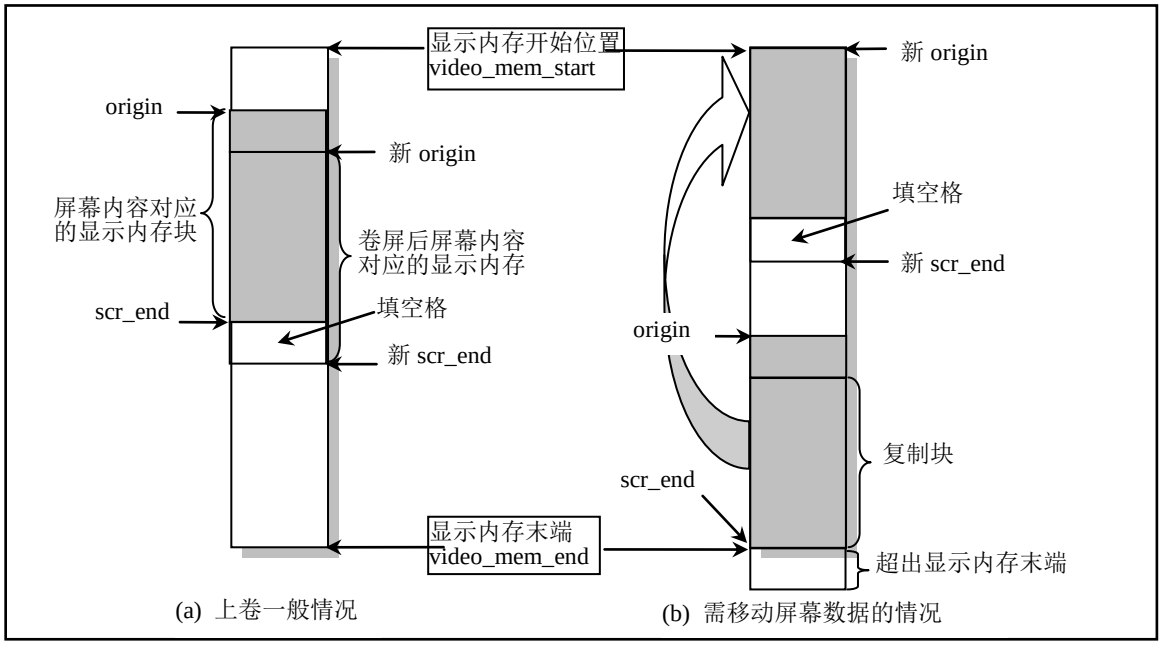



图 10-8 向上卷屏(scroll up)操作示意图

向下卷动屏幕的操作与向上卷屏相似，也会遇到这两种类似情况，只是由于屏幕窗口上移，因此会在屏幕上方出现一空行，并且在屏幕内容所对应的内存超出显示内存范围时需要将屏幕数据内存块往下移动到显示内存的末端位置。

### 10.3.2.3 终端控制命令

终端通常有两部分功能，分别作为计算机信息的输入设备(键盘)和输出设置(显示器)。终端可有许多控制命令，使得终端执行一定的操作而不是仅仅在屏幕上显示一个字符。使用这种方式，计算机就可以命令终端执行移动光标、切换显示模式和响铃等操作。终端控制命令又可分为两类：控制字符命令和 ANSI 转义控制序列。前面我们已经简单讨论过，Linux 内核中的 console.c（包括上面的 keyboard.s）程序实际上可以看作是模拟终端仿真程序。因此为了能理解 console.c 程序的处理过程，我们概要介绍一下一个终端设备中 ROM 中的程序如何处理从主机上接收到的代码数据。我们首先简单描述 ASCII 代码表结构，然后说明终端设备如何处理接收到的控制字符和控制序列字符串代码。

1. 字符编码方法

传统字符终端使用 ANSI（American National Standards Institute，美国国家标准局）和 ISO（International Organization for Strndardization，国际标准化组织）标准的 8 比特编码方案和 7 比特代码扩展技术。ANSI 和 ISO 规定了计算机和通信领域的字符编码标准。ANSI X3.4-1977 和 ISO 646-1977 标准制定了美国信息交换处理代码集，即 ASCII 代码集。ANSI X3.41-1974 和 ISO 2022.2 标准描述了 7 比特和 8 比特编码集的代码扩展技术。ANSI X3.32、ANSI X3.64-1979 制定了利用 ASCII 码的文本字符表示终端控制字符的方法。虽然 Linux 0.1x 内核中仅实现对数字设备公司 DEC（现已纳入 Compaq 公司及 HP 公司）的 VT100 以及 VT102 终端设备的兼容，并且这两种事实上的标准终端设备仅支持 7 比特编码方案，但为了介绍的完整性和描述起来方便，这里我们仍然也同时介绍 8 比特编码方案。

2. 代码表

ASCII 码有 7 比特和 8 比特两种编码表示。7 比特代码表共有 128 个字符代码，见表 10-7 中左半部分所示。其中每行表示 7 比特中低 4 比特的值，而每列是高 3 比特值。例如第 4 列第 1 行代码'A'的 8 进制值是 0101，十进制值是 65（0x41）。

表中的字符被分为两种类型。一种是第 1、第 2 列构成的控制字符（Control characters），其余的是

图形字符（Graphic characters）或称为显示字符、文本字符。终端在接收到这两类字符时将分别进行处理。图形字符是可以在屏幕上显示的字符，而控制字符则通常不会在屏幕上显示。控制字符用于在数据通信和文本处理过程中起特殊的控制作用。另外，DEL 字符（0x7F）也是一个控制字符，而空格字符（0x20）既可以是一般文本字符也可以作为一个控制字符使用。控制字符及其功能已由 ANSI 标准化，其中的名称是 ANSI 标准的助记符。例如：CR（Carriage Return，回车符）、FF（Form Feed，换页符）和 CAN（Cancel，取消符）。通常 7 比特编码方式也适用于 8 比特的编码。表 10-7 是 8 比特代码表（其中左面半个表与 7 比特代码表完全相同），其中右半部分的扩展代码没有列出。

**表 10-7 8 比特 ASCII 代码表**

| | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | A | B | C | D | E | F |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 0 | NUL | DLE | SP | 0 | @ | P | ` | p | | | 无 | | | | | |
| 1 | SOH | DC1 | ! | 1 | A | Q | a | q | | | | | | | | |
| 2 | STX | DC2 | " | 2 | B | R | b | r | | | | | | | | |
| 3 | ETX | DC3 | # | 3 | C | S | c | s | | | | | | | | |
| 4 | EOT | DC4 | $ | 4 | D | T | d | t | IND | | | | | | | |
| 5 | ENQ | NAK | % | 5 | E | U | e | u | NEL | | | | | | | |
| 6 | ACK | SYN | & | 6 | F | V | f | v | SSA | | | | | | | |
| 7 | BEL | ETB | ' | 7 | G | W | g | w | ESA | | | | | | | |
| 8 | BS | CAN | ( | 8 | H | X | h | x | HTS | | | | | | | |
| 9 | HT | EM | ) | 9 | I | Y | i | y | HTJ | | | | | | | |
| A | LF | SUB | * | : | J | Z | j | z | VTS | | | | | | | |
| B | VT | ESC | + | ; | K | [ | k | { | PLD | CSI | | | | | | |
| C | FF | FS | , | < | L | \ | l | \| | PLU | ST | | | | | |
| D | CR | GS | - | = | M | ] | m | } | RI | OSC | | | | | | |
| E | SO | RS | . | > | N | ^ | n | ~ | SS2 | PM | | | | | | |
| F | SI | US | / | ? | O | _ | o | DEL | SS3 | APC | | | | | | 无 |
| | C0 代码区 | | GL 代码区 | | | | | | C1 代码区 | | GR 代码区 | | | | | |
| | 7 比特代码表 | | | | | | | | 8 比特代码表右半部分 | | | | | | | |

它比 7 比特代码表多出 8 列代码，共含有 256 个代码值。类似于 7 比特代码表，它每行代表 8 比特代码的低 4 比特值，而每列表示高 4 比特值。左面半个表（列 0--列 7）与 7 比特代码表完全一样，它们代码的第 8 比特为 0，因此该比特可以忽略。右面半个表（列 8--列 15）中各代码的第 8 比特为均为 1，因此这些字符只能在 8 比特环境中使用。8 比特代码表有两个控制代码集：C0 和 C1。同时也有两个图形字符集：左图形字符集 GL（Graphic Left）和和右图形字符集 GR（Graphic Right）。

C0 和 C1 中控制字符的功能不能更改，但是我们可以把不同的显示字符映射到 GL 和/或 GR 区域中。能够使用（映射）的各种文本字符集通常储存在终端设备中。在使用它们之前我们必须首先作映射操作。对于已成为事实上标准的 DEC 终端设备来说，其中通常储存有 DEC 多国字符集（ASCII 字符集和 DEC 辅助字符集）、DEC 特殊字符集和国家替换字符集 NCR（National Replacement Character）。当打开终端设备时，默认使用的就是 DEC 多国字符集。

3. 控制功能

为了指挥终端设备如何处理接收到的数据，我们就要使用终端设备的控制功能。主机通过发送控制代码或控制代码序列就可以控制终端设备对字符的显示处理，它们仅用作控制文本字符的显示、处理和传送，而其本身并不显示在屏幕上。控制功能有许多用途，例如：在显示屏上移动光标位置、删除一行

文本、更改字符、更改字符集和设置终端操作模式等。我们可以在文本模式中使用所有的控制功能，并用一个字节或多个字节来表示控制功能。

可以认为所有不用作在屏幕上显示的控制字符或控制字符序列都是控制功能。在每个符合 ANSI 标准的终端设备中并不是所有控制功能都能执行其控制操作，但是设备应该能够识别所有的控制功能，并忽略其中不起作用的控制功能。所以通常一个终端设备仅实现 ANSI 控制功能的一个子集。由于各种不同的设备使用不同的控制功能子集，因此与 ANSI 标准兼容并不意味着这些设备互相兼容。兼容性仅体现在各种设备使用相同的控制功能方面。

单字节控制功能就是 C0 和 C1 中的控制字符。使用 C0 中的控制字符可以获得有限的控制功能。而 C1 中的控制字符可以另外再提供一些控制功能，但只能在 8 比特环境中直接使用，因此 Linux 内核中所仿真的 VT100 型终端仅能使用 C0 中的控制字符。多字节控制代码则可以提供很多的控制功能。这些多字节控制代码通常被称为转义序列（Escape Sequences）、控制序列（Control Sequences）和设备控制字符串（Device Control Strings）。其中有些控制序列是工业界通用的 ANSI 标准序列，另外还有一些则是生产商为自己产品使用而设计的专有控制序列。象 ANSI 标准序列一样，专有控制序列字符也符合 ANSI 字符代码的组合标准。

4. 转义序列

主机可以发送转义序列来控制终端屏幕上文本字符的显示位置和属性。转义序列（Escape Seguences）由 C0 中控制字符 ESC（0x1b）开始，后面跟随一个或多个 ASCII 显示字符。转义序列的 ANSI 标准格式见如下所示：

| ESC | I.....I | F |
|---|---|---|
| 0x1b | 0x20--0x2f | 0x30--0x7e |
| 引导码 | 中间字符<br>0 或多个字符 | 结尾字符<br>1 个字符 |

ESC 是 ANSI 标准中定义的转义序列引导码（Escape Sequence Introducer）。在接收到引导码 ESC 之后，终端需要以一定的顺序保存（而非显示）随后所有的控制字符。

中间字符（Intermediate Characters）是 ESC 之后接收到的范围在 0x20 -- 0x2f（ASCII 表中列 2）的字符。终端需要把它们作为控制功能的一部分保存下来。

结尾字符（Final Character）是 ESC 之后接收到的范围在 0x30 -- 0x7e（ASCII 表中列 3 -- 7）的字符。结尾字符指明转义序列的结束。中间字符和结尾字符共同定义了一个序列的功能。此时终端即可以执行指定的功能并继续显示随后收到的字符。ANSI 标准转义序列的结尾字符范围在 0x40 -- 0x7e（ASCII 表中列 4 -- 7）。各个终端设备厂家自己定义的专有转义序列的结尾字符范围在 0x30 -- 0x3f（ASCII 表中列 3）。例如下面序列就是一个用来指定 G0 作为 ASCII 字符集的转义序列：

| ESC | ( | B |
|---|---|---|
| 0x1b | 0x28 | 0x42 |

由于转义序列仅使用 7 比特字符，因此我们可以在 7 比特和 8 比特环境中使用它们。请注意，当使用转义或控制序列时，要记得它们定义了一个代码序列而非字符的文本表示。这里这些字符仅用作体现可读性。转义序列的重要用途之一是扩展 7 比特控制字符的功能。ANSI 标准允许我们使用 2 字节转义序列作为 7 比特代码扩展来表示 C1 中的任何控制字符。在需要兼容 7 比特的应用环境中，这是一个非常有用的特性。例如，C1 中的控制字符 CSI 和 IND 可以使用 7 比特代码扩展形式象下面这样来表示：

| C1 字符 | 转义序列 |
|---|---|

```
CSI         ESC    [
0x9b        0x1b  0x5b

IND         ESC    D
0x84        0x1b  0x44
```

通常，我们可以在两方面使用上述代码扩展技术。我们可以使用 2 字符转义序列来表示 8 比特代码表 C1 中的任何控制字符。其中第 2 个字符的值是 C1 中对应字符的值减 0x40（64）。另外，我们也可以通过删去控制字符 ESC 并给第 2 个字符加上 0x40，把第 2 个字符值在 0x40 -- 0x5f 之间的任何转义序列转换成产生一个 8 比特的控制字符。

5. 控制序列

控制序列（Control Sequences）由控制字符 CSI（0x9b）开始，后面跟随 1 个或多个 ASCII 图形字符。控制序列的 ANSI 标准格式见如下所示：

```
CSI        P......P       I......I          F
0x9b     0x30--0x3f     0x20--0x2f     0x40--0x7e

引导码     参数字符        中间字符        结尾字符
         0 或多个字符   0 或多个字符     1 个字符
```

控制序列引导码（Control Sequence Introducer）是控制字符 C1 中的 CSI（0x9b）。但由于 CSI 也可以使用 7 比特代码扩展 'ESC [' 来表示，因此所有控制序列都可以利用第 2 个字符是左方括号 '[' 的转义序列来表示。在接收到引导码 CSI 之后，终端需要以一定的顺序保存（而非显示）随后所有的控制字符。

参数字符（Parameter Characters）是 CSI 之后接收到的范围在 0x30 -- 0x3f（ASCII 表中列 3）的字符。参数字符用于修改控制序列的作用或含义。当参数字符以任一 '< = > ?'（0x3c -- 0x3f）字符开头时，终端将把本控制序列作为专有（私有）控制序列。终端可使用两类参数字符：数字字符和选择字符。数字字符参数代表一个十进制数，用 Pn 表示。范围是 0 -- 9。选择字符参数来自于一个指定的参数表，用 Ps 表示。如果一个控制序列中包含不止一个参数，则用分号 ';'（0x3b）来隔开。

中间字符（Intermediate Characters）是 CSI 之后接收到的范围在 0x20 -- 0x2f（ASCII 表中列 2）的字符。终端需要把它们作为控制功能的一部分保存下来。注意，终端设备不使用中间字符。

结尾字符（Final Character）是 CSI 之后接收到的范围在 0x40 -- 0x7e（ASCII 表中列 4 -- 7）的字符。结尾字符指明控制序列的结束。中间字符和结尾字符共同定义了一个序列的功能。此时终端即可以执行指定的功能并继续显示随后收到的字符。ANSI 标准转义序列的结尾字符范围在 0x40 -- 0x6f（ASCII 表中列 4 -- 6）。各个终端设备厂家自己定义的专有转义序列的结尾字符范围在 0x70 -- 0x7e（ASCII 表中列 7）。例如，下面序列定义了一个使屏幕光标移动到指定位置（行 5、列 9）的控制序列：

```
    CSI    5     ;     9     H
    0x9b  0x35  0x3b  0x41  0x48
或者：
    ESC    [     5     ;     9     H
    0x1b  0x5b  0x35  0x3b  0x39  0x48
```

图 10-9 中是一个控制序列的例子：取消所有字符的属性，然后开启下划线和反显属性。ESC [ 0;4;7m

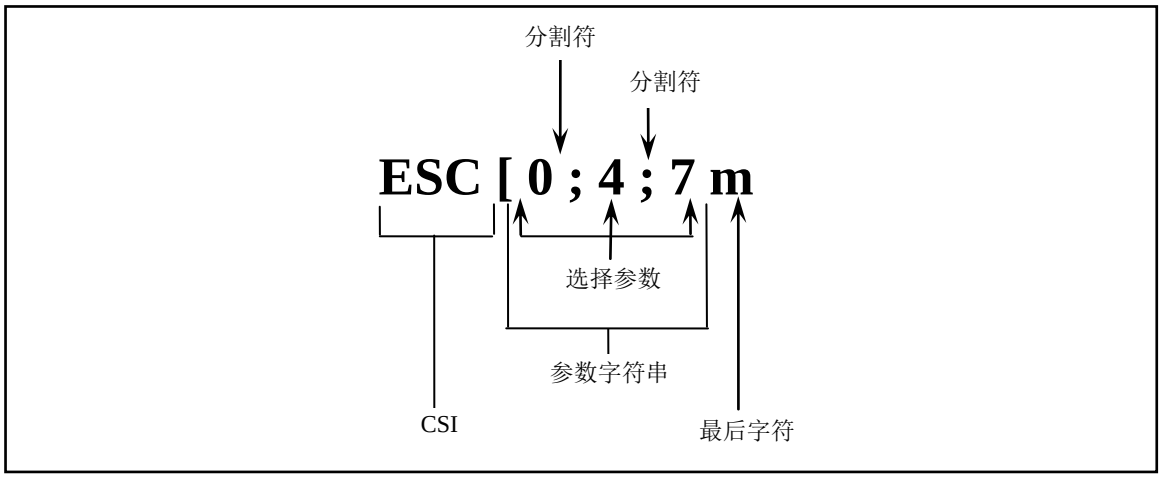



图 10-9 控制序列例子

6. 终端对接收到代码的处理

本节说明终端如何处理接收到的字符，即描述终端对从应用程序或主机系统接收到的代码的响应。接收到的字符可分为两类：图形（显示或文本）字符和控制字符。图形字符是接收到的显示在屏幕上的字符。实际在屏幕上显示的字符依赖于所选择的字符集。字符集可通过控制功能来选择。

终端收到的所有数据由一个或多个字符代码组成。这些数据包括图形字符、控制字符、转义序列、控制序列以及设备控制串。绝大多数数据是由仅在屏幕上显示的图形字符构成，并没有其他作用。控制字符、转义序列、控制序列以及设备控制串都是“控制功能”，我们可以在自己的程序或操作系统中使用它们来指明终端如何进行处理、传送和显示字符。每个控制功能有一个唯一的名称，并且都有一个简写助记符。这些名称和助记符都已成为标准。默认情况下，终端对某个控制或显示字符的解释依赖于 ASCII 码字符集。

注意：对于不支持的控制代码，终端通常采取的操作是忽略它。随后发送到终端的不是这里说明的字符有可能会造成不可预测的后果。

本书附录中给出了常用的 C0 和 C1 表中控制字符的说明，概要描述了当终端收到会采取的操作。对于一个特定的终端，它通常并不会识别 C0 和 C1 中所有的控制字符。另外，附录中还用表的形式列出了 Linux 0.1x 内核中 console.c 程序使用的转义序列和控制序列。除特别说明以外，所有序列均表示主机发送过来的控制功能序列。

# 10.4 serial.c 程序

serial.c 程序（程序 10-3）是内核中的串行通信接口程序，实现对 PC 机标准串口的支持。下面首先说明该程序中主要函数功能，然后给出异步串行控制器 UART 的编程方法和步骤。主要基于 PC 机 UART 的兼容芯片 NS8250/16450。

## 10.4.1 功能描述

本程序实现系统串行端口初始化，为使用串行终端设备作好准备工作。在 rs_init()初始化函数中，设置了默认的串行通信参数，并设置串行端口的中断陷阱门（中断向量）。rs_write()函数用于把串行终端设备写缓冲队列中的字符通过串行线路发送给远端的终端设备。

rs_write()将在文件系统中用于操作字符设备文件时被调用。当一个程序往串行设备/dev/tty64 文件执行写操作时，就会执行系统调用 sys_write()（在 fs/read_write.c 中），而这个系统调用在判别出所读文件是一个字符设备文件时，即会调用 rw_char()函数（在 fs/char_dev.c 中），该函数则会根据所读设备的子设

备号等信息，由字符设备读写函数表（设备开关表）调用 rw_tty()，最终调用到这里的串行终端写操作函数 rs_write()。

rs_write()函数实际上只是开启串行发送保持寄存器已空中断标志，在 UART 将数据发送出去后允许发中断信号。具体发送操作是在 rs_io.s 程序中完成。

带详细注释的 serial.c 程序的完整列表见程序 10-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/serial.c。

## 10.4.2 其他信息

### 10.4.2.1 异步串行通信控制器 UART

异步串行通信传输的帧格式见图 10-10 所示。传输一个字符由起始位、数据位、奇偶校验位和停止位构成。其中起始位起同步作用，值恒为 0。数据位是传输的实际数据，即一个字符的代码。其长度可以是 5--8 个比特。奇偶校验位可有可无，由程序设定。停止位恒为 1，可由程序设定为 1、1.5 或 2 个比特位。在通信开始发送信息之前，双方必须设置成相同的格式。如具有相同数量的数据比特位和停止位。在异步通信规范中，把传送 1 称为传号（MARK），传送 0 称为空号（SPACE）。因此在下面描述中我们就使用这两个术语。

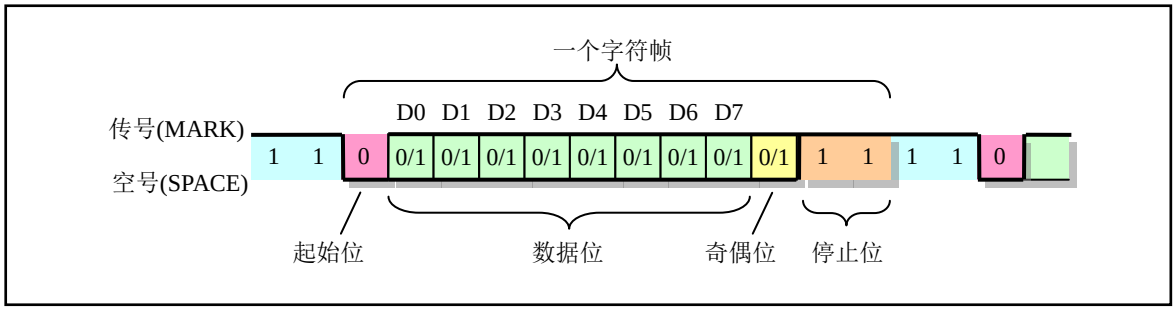



图 10-10 异步串行通信字符传输格式

当无数据传输时，发送方处于传号（MARK）状态，持续发送 1。若需要发送数据，则发送方需要首先发送一个比特位间隔时间的空号起始位。接收方收到空号后，就开始与发送方同步，然后接收随后的数据。若程序中设置了奇偶校验位，那么在数据传输完之后还需要接收奇偶校验位。最后是停止位。在一个字符帧发送完后可以立刻发送下一个字符帧，也可以暂时发送传号，等一会再发送字符帧。

在接收一字符帧时，接收方可能会检测到三种错误之一：①奇偶校验错误。此时程序应该要求对方重新发送该字符；②过速错误。由于程序取字符速度慢于接收速度，就会发生这种错误。此时应该修改程序加快取字符频率；③帧格式错误。在要求接收的格式信息不正确时会发生这种错误。例如在应该收到停止位时却收到了空号。通常造成这种错误的情况除了线路干扰以外，很可能是通信双方的帧格式设置的不同。

1. 串行通信接口及 UART 结构

为实现串行通信，PC 机上通常都带有 2 个符合 RS-232C 标准的串行接口，并使用通用异步接收/发送器控制芯片 UART（Universal Asyncronous Receiver/Transmitter）来处理串行数据的收发工作。PC 机上的串行接口通常使用 25 芯或 9 芯的 DB-25 或 DB-9 连接器，主要用来连接 MODEM 设备进行工作，因此 RS-232C 标准规定了很多 MODEM 专用接口引线。有关 RS-232C 标准和 MODEM 设备工作原理的详细说明请参考其它资料。这里我们主要说明 UART 控制芯片的结构。

以前的 PC 机都使用国家半导体公司的 NS8250 或 NS16450 UART 芯片，现在的 PC 机则使用了 16650A 及其兼容芯片，但都与 NS8250/16450 芯片兼容。NS8250/16450 与 16650A 芯片的主要区别在于 16650A 芯片还另外支持 FIFO 传输方式。在这种方式下，UART 可以在接收或发送了最多 16 个字符后

才引发一次中断，从而可以减轻系统和 CPU 的负担。但由于我们讨论的 Linux 0.12 中仅使用了 NS8250/16450 的属性，因此这里不对 FIFO 方式作进一步说明。

PC 机中使用 UART 的异步串行口硬件逻辑见图 10-11 所示。其中可分成 3 部分。第一部分主要包括数据总线缓冲 D7 -- D0、内部寄存器选择引脚 A0 -- A2、CPU 读写数据选择通引脚 DISTR 和 DOSTR、芯片复位引脚 MR、中断请求输出引脚 INTRPT 以及用户自定义的用于禁止/允许中断的引脚 OUT2。当 OUT2 为 1 是可禁止 UART 发出中断请求信号。

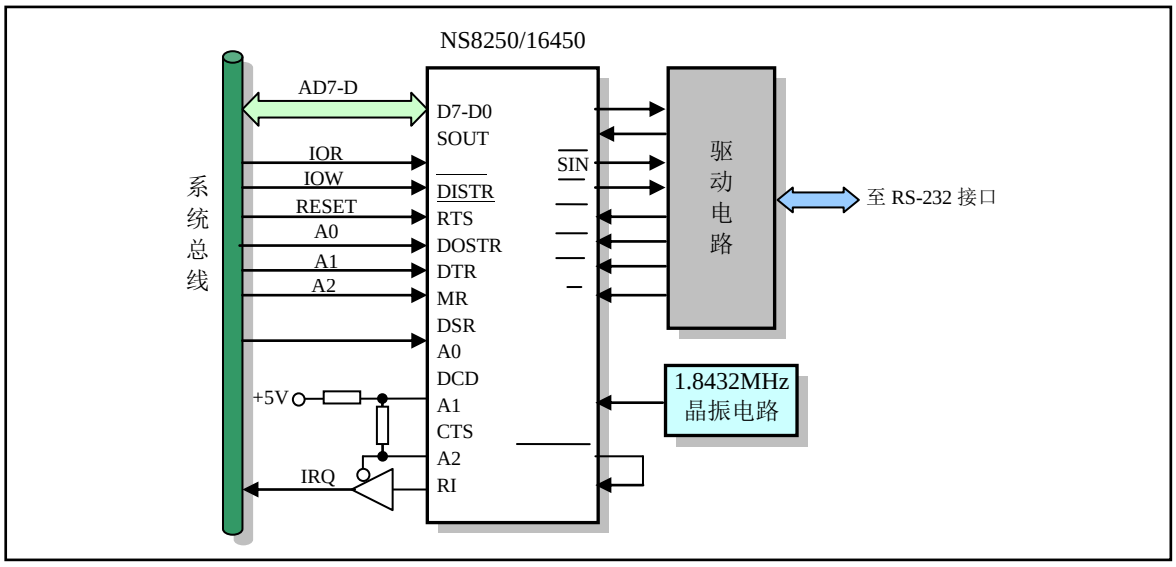



图 10-11 NS8250/16450 基本硬件配置结构图

第二部分主要包括 UART 与 RS-232 接口的引脚部分。这些引脚主要用于接收/发送串行数据和产生或接收 MODEM 控制信号。串行输出数据（SOUT）引脚向线路上发送比特数据流；输入数据（SIN）引脚接收线路上传来的比特数据流；数据设备就绪（DSR）引脚用于通信设备（MODEM）通知 UART 准备好可以开始接收数据；数据终端就绪（DTR）引脚则用于计算机通知 MODEM 已准备好接收数据；请求发送（RTS）引脚用于通知 MODEM 计算机要求切换到发送方式；清除发送（CTS）则是 MODEM 告诉计算机已切换到准备接收方式；载波检测（DCD）引脚用于接收 MODEM 告知已接收到载波信号；振铃指示（RI）引脚也用于 MODEM 告诉计算机通信线路已经接通。

第三部分是 UART 芯片时钟输入电路部分。UART 的工作时钟可以通过在引脚 XTAL1、XTAL2 之间连接一个晶体振荡器来产生，也可以通过 XTAL1 直接从外部引入。PC 机则使用了后一种办法，在 XTAL1 引脚上直接输入 1.8432MHz 的时钟信号。UART 发送波特率的 16 倍由引脚 BAUDOUT 输出，而引脚 RCLK 是接收数据的波特率。由于这两者连接在一起，因此 PC 机上发送和接收数据波特率相同。

与中断控制芯片 8259A 一样，UART 也是一个可编程的控制芯片。通过对它其内部寄存器进行设置，我们可以设置串行通信的工作参数和 UART 的工作方式。UART 的内部组成框图见图 10-12 所示。

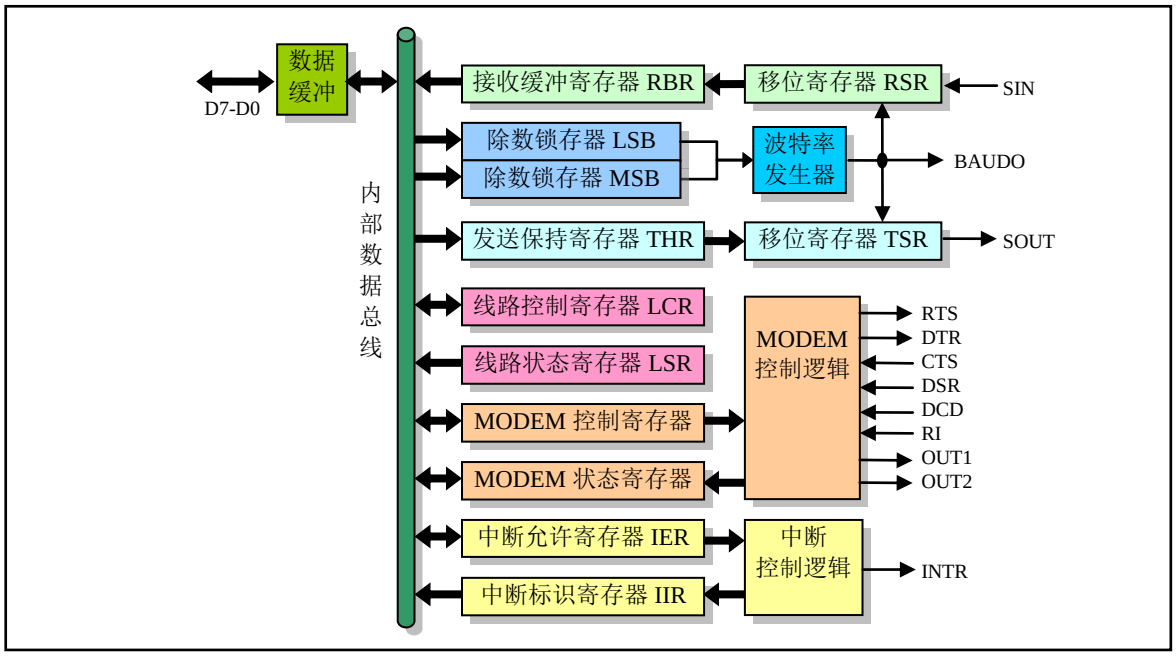



图 10-12 NS8250/16450 内部组成框图

NS8250 中 CPU 能够访问的寄存器有 10 个，但是用于选择这些寄存器的地址线 A2--A0 最多能够选择 8 个寄存器。因此 NS8250 中就在线路控制寄存器中拿出一位（位 7）用作选择两个除数锁存寄存器 LSB 和 MSB。位 7 就被称作为除数锁存访问位 DLAB（Divisor Latch Access Bit）。这些寄存器的用途以及访问端口地址见表 10-8 所示。

表 10-8 UART 内部寄存器对应端口及用途

| 端口 | 读/写 | 条件 | 用途 |
|---|---|---|---|
| 0x3f8 (0x2f8) | 写 | DLAB=0 | 写发送保持寄存器 THR。含有将发送的字符。 |
| | 读 | DLAB=0 | 读接收缓存寄存器 RBR。含有收到的字符。 |
| | 读/写 | DLAB=1 | 读/写波特率因子低字节（LSB）。 |
| 0x3f9 (0x2f9) | 读/写 | DLAB=1 | 读/写波特率因子高字节（MSB）。 |
| | 读/写 | DLAB=0 | 读/写中断允许寄存器 IER。<br>位 7-4 全 0 保留不用；<br>位 3=1 modem 状态中断允许；<br>位 2=1 接收器线路状态中断允许；<br>位 1=1 发送保持寄存器空中断允许；<br>位 0=1 已接收到数据中断允许。 |
| 0x3fa (0x2fa) | 读 | | 读中断标识寄存器 IIR。中断处理程序用以判断此次中断是 4 种中的那一种。<br>位 7-3 全 0（不用）；<br>位 2-1 确定中断的优先级；<br>= 11 接收状态有错中断，优先级最高。读线路状态可复位；<br>= 10 已接收到数据中断，优先级 2。读接收数据可复位；<br>= 01 发送保持寄存器空中断，优先级 3。写发送保持可复位；<br>= 00 MODEM 状态改变中断，优先级 4。读 MODEM 状态可复位。 |

| | | |
|---|---|---|
| | | 位 0=0 有待处理中断；=1 无中断。 |
| | | 写线路控制寄存器 LCR。 |
| | | 位 7=1 除数锁存访问位(DLAB)。 |
| | | 0 接收器，发送保持或中断允许寄存器访问； |
| | | 位 6=1 允许间断； |
| | | 位 5=1 保持奇偶位； |
| | | 位 4=1 偶校验；=0 奇校验； |
| | | 位 3=1 允许奇偶校验；=0 无奇偶校验； |
| 0x3fb (0x2fb) | 写 | 位 2=1 此时依赖于数据位长度。若数据位长度是 5 位，则停止位是 1.5 位；若数据位长度是 6、7 或 8 位，则停止位是 2 位； |
| | | = 0 停止位是 1 位； |
| | | 位 1-0 数据位长度： |
| | | = 00 5 位数据位； |
| | | = 01 6 位数据位； |
| | | = 10 7 位数据位； |
| | | = 11 8 位数据位。 |
| | | 写 modem 控制寄存器 MCR。 |
| | | 位 7-5 全 0 保留； |
| | | 位 4=1 芯片处于循环反馈诊断操作模式； |
| 0x3fc (0x2fc) | 写 | 位 3=1 辅助用户指定输出 2，允许 INTRPT 到系统； |
| | | 位 2=1 辅助用户指定输出 1，PC 机未用； |
| | | 位 1=1 使请求发送 RTS 有效； |
| | | 位 0=1 使数据终端就绪 DTR 有效。 |
| | | 读线路状态寄存器 LSR。 |
| | | 位 7=0 保留； |
| | | 位 6=1 发送移位寄存器为空； |
| | | 位 5=1 发送保持寄存器为空，可以取字符发送； |
| 0x3fd (0x2fd) | 读 | 位 4=1 接收到满足间断条件的位序列； |
| | | 位 3=1 帧格式错误； |
| | | 位 2=1 奇偶校验错误； |
| | | 位 1=1 超越覆盖错误； |
| | | 位 0=1 接收器数据准备好，系统可读取。 |
| | | 读 MODEM 状态寄存器 MSR。δ 表示信号或条件发生变化。 |
| | | 位 7=1 载波检测(CD)有效； |
| | | 位 6=1 响铃指示(RI)有效； |
| | | 位 5=1 数据设备就绪(DSR)有效； |
| 0x3fe (0x2fe) | 读 | 位 4=1 清除发送（CTS）有效； |
| | | 位 3=1 检测到 δ 载波； |
| | | 位 2=1 检测到响铃信号边沿； |
| | | 位 1=1 δ 数据设备就绪(DSR)； |
| | | 位 0=1 δ 清除发送(CTS)。 |

2. UART 初始化编程方法

当 PC 机上电启动时，系统 RESET 信号通过 NS8250 的 MR 引脚使得 UART 内部寄存器和控制逻辑

复位。此后若要使用 UART 就需要对其进行初始化编程操作，以设置 UART 的工作波特率、数据位数以及工作方式等。下面我们以 PC 上的串行端口 1 为例说明对其初始化的步骤。该串口的端口基地址是 port = 0x3f8，UART 芯片中断引脚 INTRPT 被连接至中断控制芯片引脚 IRQ4 上。当然，在初始化之前应该首先在 IDT 表中设置好串行中断处理过程的中断描述符项。

a) 设置通信的传输波特率。

设置通信传输波特率就是设置两个除数锁存寄存器 LSB 和 MSB 的值，即 16 位的波特率因子。由上表可知，若要访问这两个除数锁存寄存器，我们必须首先设置线路控制寄存器 LCR 的第 8 位 DLAB=1，即向端口 port+3（0x3fb）写入 0x80。然后对端口 port（0x3f8）和 port+1（0x3f9）执行输出操作即可把波特率因子分别写入 LSB 和 MSB 中。对于指定的波特率（例如 2400bps），波特率因子的计算公式为：

$$\text{波特率因子} = \frac{\text{UART时钟频率}}{\text{波特率} \times 16} = \frac{1.8432MHz}{2400 \times 16} = \frac{1843200}{2400 \times 16} = 48$$

因此若要设置波特率为 2400pbs，我们需要在 LSB 中写入 0x30，在 MSB 中写入 0。波特率设置好后，我们最好还需要复位线路控制寄存器的 DLAB 位。

b) 设置通信传输格式。

串行通信传输格式由线路控制寄存器 LCR 中的各位来定义。其中每位的含义见上表所示。如果我们需要把传输格式设置成无奇偶校验位、8 位数据位和 1 位停止位，那么就需要向 LCR 输出值 0x03。LCR 最低 2 位表示数据位长度，当为 11 时表示数据长度是 8 位。

c) 设置 MODEM 控制寄存器。

对该寄存器进行写入操作可以设置 UART 的操作方式和控制 MODEM。UART 操作方式有中断方式和查询方式两种。还有一种循环反馈方式，但该方式仅用于诊断测试 UART 芯片的好坏，不能作为一种实际的通信方式使用。在 PC 机 ROM BIOS 中使用的是查询方式，但本书讨论的 Linux 系统采用的是高效率的中断方式。因此我们将在下面只介绍中断方式下 UART 的操作编程方法。

设置 MCR 的位 4 可让 UART 处于循环反馈诊断操作方式下。在这种方式下 UART 芯片内部自动把输入（SIN）和输出（SOUT）引脚“短接”，因此若此时发送的数据序列和接收到的序列相等，那么就说明 UART 芯片工作正常。

中断方式是指当 MODEM 状态发生变化时、或者接收出错时、或者发送保持寄存器空时、或者接收到一个字符时允许 UART 通过 INTRPT 引脚向 CPU 发出中断请求信号。至于允许那些条件下发出中断请求则由中断允许寄存器 IER 来确定。但是若要让 UART 的中断请求信号能够送到 8259A 中断控制器去，就需要把 MODEM 控制寄存器 MCR 的位 3（OUT2）置位。因为在 PC 机中，该位控制着 INTRPT 引脚到 8259A 的电路，参见图 10-11 所示。

查询方式是指 MODEM 控制寄存器 MCR 位 3（OUT2）复位的条件下，程序通过循环查询 UART 寄存器的内容来接收/发送串行数据。当 MCR 的位 3=0 时，虽然在 MODEM 状态发生变化等条件下 UART 仍然能在 INTRPT 引脚产生中断请求信号，并且能根据产生中断的条件设置中断标识寄存器 IIR 的内容，但是中断请求信号并不能被送到 8259A 中。因此程序只能通过查询线路状态寄存器 LSR 和中断标识寄存器 IIR 的内容来判断 UART 的当前工作状态并进行数据的接收和发送操作。

MCR 的位 1 和位 0 分别用于控制 MODEM，当这两位置位时，UART 的数据终端就绪 DTR 引脚和请求发送 RTS 引脚输出有效。

若要把 UART 设置成中断方式，并且使 DTR 和 RTS 有效，那么我们就需要向 MODEM 控制寄存器写入 0x0b，即二进制数 01011。

d) 初始化中断允许寄存器。

中断允许寄存器 IER 用来设置可产生中断的条件，即中断来源类型。共有 4 种中断源类型可供选择，见表 10-8 所示。对应位置 1 表示允许该条件产生中断，否则禁止。当某个中断源类型产生了中断，那么具体是哪个中断源产生的中断就有中断标识寄存器 IIR 中的位 2--位 1 指明，并且读写特定寄存器的内容可以复位 UART 的中断。IER 的位 0 用于确定当前是否有中断，位 0=0 表示有待处理的中断。

在 Linux 0.12 串行端口初始化函数中，设置允许 3 种中断源产生中断（写入 0x0d），即在 MODEM 状态发生变化时、在接收有错时、在接收器收到字符时都允许产生中断，但不允许发送保持寄存器空产生中断。因为我们此时还没有数据要发送。当对应串行终端的写队列有数据要发送出去时，tty_write()函数会调用 rs_write()函数来置位发送保持寄存器空允许中断标志，从而在该中断源引发的串行中断处理过程中内核程序就可以开始取出写队列中的字符发送输出到发送保持寄存器中，让 UART 发送出去。一旦 UART 把该字符发送了出去，发送保持寄存器又会变空而引发中断请求。于是只要写队列中还有字符，系统就会重复这个处理过程，把字符一个一个地发送出去。当写队列中所有字符都发送了出去，写队列变空了，中断处理程序就会把中断允许寄存器中的发送保持寄存器中断允许标志复位掉，从而再次禁止发送保持寄存器空引发中断请求。此次“循环”发送操作也随之结束。

3. UART 中断处理程序编程方法

Linux 内核中，串行终端使用读/写队列来接收和发送终端数据。从串行端口接收到的数据被放入读队列头指针处，供 tty_io.c 程序来读取；需要发送到串行终端去的数据被放到了写队列头指针处。因此串行中断处理程序的主要任务就是把 UART 接收到的接收缓冲寄存器 RBR 中的字符放到读队列尾指针处；从写队列尾指针处取出字符放进 UART 的发送保持寄存器 THR 中发送出去。同时串行中断处理程序还需要处理其他一些出错情况。

由上面说明可知，UART 可有 4 种不同的中断源类型产生中断。因此当串行中断处理程序刚开始执行时仅知道发生了中断，但不知道是哪个情况引起了中断。所以串行中断处理程序的第一个任务就是确定产生中断的具体条件。这需要借助于中断标识寄存器 IIR 来确定产生当前中断的源类型。因此串行中断处理程序可以根据产生中断的源类型使用子程序地址跳转表 jmp_table[]来分别处理，其框图见图 10-13 所示。rs_io.s 程序的结构与这个框图基本相同。

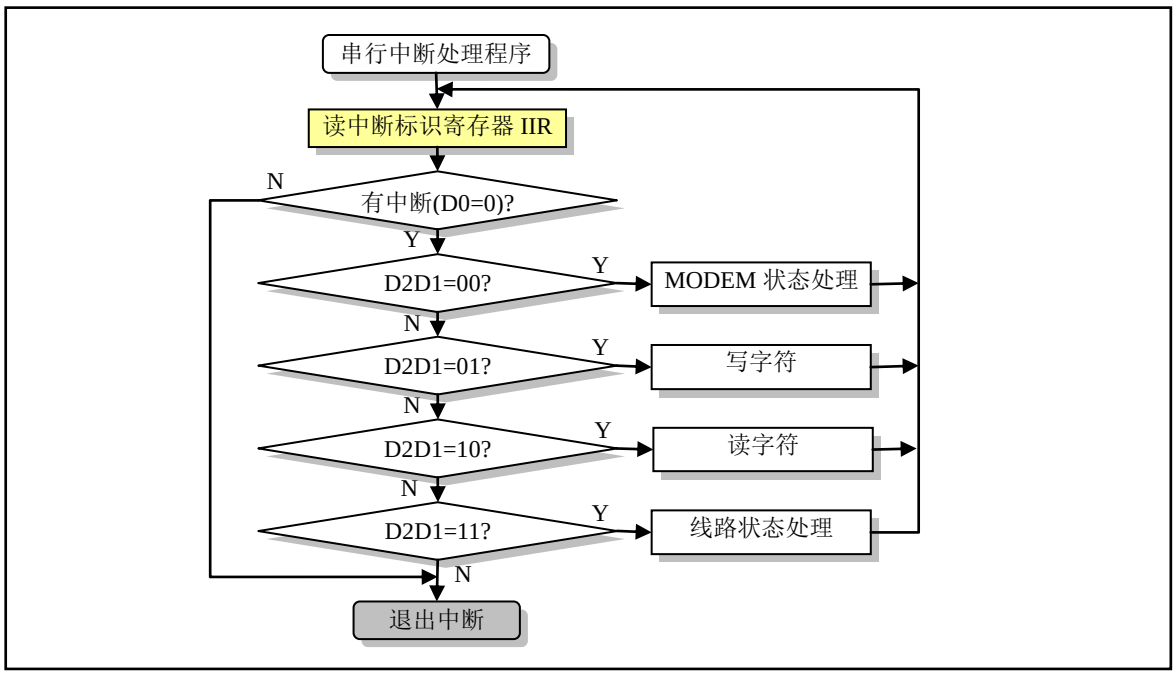


图 10-13 串行通信中断处理程序框图

在取出 IIR 的内容后，需要首先根据 位 0 判断是否有待处理的中断。若位 0 = 0，表示有需要处理的中断。于是根据位 2、位 1 使用指针跳转表调用相应中断源类型处理子程序。在每个子程序中会在处理完后复位 UART 的相应中断源。在子程序返回后这段代码会循环判断是否还有其他中断源（位 0 = 0？）。如果本次中断还有其他中断源，则 IIR 的位 0 仍然是 0。于是中断处理程序会再调用相应中断源子程序继续处理。直到引起本次中断的所有中断源都被处理并复位，此时 UART 会自动地设置 IIR 的位 0 = 1，表示已无待处理的中断，于是中断处理程序即可退出。

# 10.5 rs_io.s 程序

rs_io.s 汇编程序（程序 10-4）实现串行通信底层中断服务功能，下面简要描述串行通信中断处理程序的功能，并请结合头文件 tty.h 和通信缓冲队列进行详细分析。

## 10.5.1 功能描述

该汇编程序实现 rs232 串行通信中断处理过程。在进行字符的传输和存储过程中，该中断过程主要对终端的读、写缓冲队列进行操作。它把从串行线路上接收到的字符存入串行终端的读缓冲队列 read_q 中，或把写缓冲队列 write_q 中需要发送出去的字符通过串行线路发送给远端的串行终端设备。

引起系统发生串行中断的情况有 4 种：a. 由于 modem 状态发生了变化；b. 由于线路状态发生了变化；c. 由于接收到字符；d. 由于在中断允许标志寄存器中设置了发送保持寄存器中断允许标志，需要发送字符。对引起中断的前两种情况的处理过程是通过读取对应状态寄存器值，从而使其复位。对于由于接收到字符的情况，程序首先把该字符放入读缓冲队列 read_q 中，然后调用 copy_to_cooked()函数转换成以字符行为单位的规范模式字符放入辅助队列 secondary 中。对于需要发送字符的情况，则程序首先从写缓冲队列 write_q 尾指针处中取出一个字符发送出去，再判断写缓冲队列是否已空，若还有字符则循环执行发送操作。

因此，在阅读本程序之前，最好先看一下 include/linux/tty.h 头文件。其中给出了字符缓冲队列的数据结构 tty_queue、终端的数据结构 tty_struct 和一些控制字符的值。另外还有一些对缓冲队列进行操作的宏定义。缓冲队列及其操作示意图请参见图 10-14 所示。

带详细注释的 rs_io.s 汇编程序的完整列表见程序 10-4，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/rs_io.s。

# 10.6 tty_io.c 程序

tty_io.c 程序（程序 10-5）实现 tty 设备的读写操作函数。下面首先说明一个 tty 设备读写操作的缓冲队列方式，然后说明对具体键盘输入信息的处理过程。

## 10.6.1 功能描述

每个 tty 设备有 3 个缓冲队列，分别是读缓冲队列（read_q）、写缓冲队列（write_q）和辅助缓冲队列（secondary），定义在 tty_struct 结构中（include/linux/tty.h）。对于每个缓冲队列，读操作是从缓冲队列的左端取字符，并且把缓冲队列尾（tail）指针向右移动。而写操作则是往缓冲队列的右端添加字符，并且也把头(head)指针向右移动。这两个指针中，任何一个若移动到超出了缓冲队列的末端，则折回到左端重新开始。见图 10-14 所示。

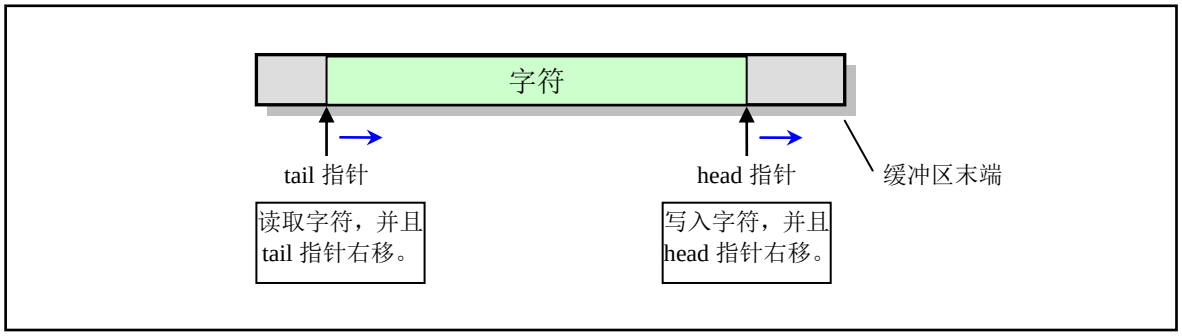



图 10-14 tty 字符缓冲队列的操作方式

本程序包括字符设备的上层接口函数。主要含有终端读/写函数 tty_read()和 tty_write()。读操作的行规则函数 copy_to_cooked()也在这里实现。

tty_read()和 tty_write()将在文件系统中用于操作字符设备文件时被调用。例如当一个程序读/dev/tty 文件时，就会执行系统调用 sys_read()（在 fs/read_write.c 中），而这个系统调用在判别出所读文件是一个字符设备文件时，即会调用 rw_char()函数（在 fs/char_dev.c 中），该函数则会根据所读设备的子设备号等信息，由字符设备读写函数表（设备开关表）调用 rw_tty()，最终调用到这里的终端读操作函数 tty_read()。

copy_to_cooked()函数由键盘中断过程调用（通过 do_tty_interrupt()），用于根据终端 termios 结构中设置的字符输入/输出标志（例如 INLCR、OUCLC）对 read_q 队列中的字符进行处理，把字符转换成以字符行为单位的规范模式字符序列，并保存在辅助字符缓冲队列（规范模式缓冲队列）（secondary）中，供上述 tty_read()读取。在转换处理期间，若终端的回显标志 L_ECHO 置位，则还会把字符放入写队列 write_q 中，并调用终端写函数把该字符显示在屏幕上。如果是串行终端，那么写函数将是 rs_write()（在 serial.c，53 行）。rs_write()会把串行终端写队列中的字符通过串行线路发送给串行终端，并显示在串行终端的屏幕上。copy_to_cooked()函数最后还将唤醒等待着辅助缓冲队列的进程。函数实现的步骤如下所示：

1. 如果读队列空或者辅助队列已经满，则跳转到最后一步（第 10 步），否则执行以下操作；
2. 从读队列 read_q 的尾指针处取一字符，并且尾指针前移一字符位置；
3. 若是回车（CR）或换行（NL）字符，则根据终端 termios 结构中输入标志（ICRNL、INLCR、INOCR）的状态，对该字符作相应转换。例如，如果读取的是一个回车字符并且 ICRNL 标志是置位的，则把它替换成换行字符；
4. 若大写转小写标志 IUCLC 是置位的，则把字符替换成对应的小写字符；
5. 若规范模式标志 ICANON 是置位的，则对该字符进行规范模式处理：
   a. 若是删行字符（^U），则删除 secondary 中的一行字符（队列头指针后退，直到遇到回车或换行或队列已空为止）；
   b. 若是檫除字符（^H），则删除 secondary 中头指针处的一个字符，头指针后退一个字符位置；
   c. 若是停止字符（^S），则设置终端的停止标志 stopped=1；
   d. 若是开始字符（^Q），则复位终端的停止标志。
6. 如果接收键盘信号标志 ISIG 是置位的，则为进程生成对应键入控制字符的信号；
7. 如果是行结束字符（例如 NL 或^D），则辅助队列 secondary 的行数统计值 data 增 1；
8. 如果本地回显标志是置位的，则把字符也放入写队列 write_q 中，并调用终端写函数在屏幕上显示该字符；
9. 把该字符放入辅助队列 secondary 中，返回上面第 1 步继续循环处理读队列中其他字符；
10. 最后唤醒睡眠在辅助队列上的进程。

在阅读下面程序时不免首先查看一下 include/linux/tty.h 头文件。在该头文件定义了 tty 字符缓冲队列

的数据结构以及一些宏操作定义。另外还定义了控制字符的 ASCII 码值。

带详细注释的 tty_io.c 程序的完整列表见程序 10-5，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/tty_io.c。

## 10.6.2 其他信息

### 10.6.2.1 控制字符 VTIME、VMIN

在非规范模式下，这两个值是超时定时值和最小读取字符个数。MIN 表示为了满足读操作，需要读取的最少字符数。TIME 是一个十分之一秒计数的超时计时值。当这两个都设置的话，读操作将等待，直到至少读到一个字符，如果在超时之前收到了 MIN 个字符，则读操作即被满足。如果在 MIN 个字符被收到之前就已超时，就将到此时已收到的字符返回给用户。如果仅设置了 MIN，那么在读取 MIN 个字符之前读操作将不返回。如果仅设置了 TIME，那么在读到至少一个字符或者定时超时后读操作将立刻返回。如果两个都没有设置，则读操作将立刻返回，仅给出目前已读的字节数。详细说明参见 termios.h 文件。

# 10.7 tty_ioctl.c 程序

tty_ioctl.c 程序（程序 10-6）实现基本的 ioctl 系统调用操作的 tty 相关部分。

## 10.7.1 功能描述

本文件用于字符设备的控制操作，实现了函数 tty_ioctl()。程序通过使用该函数可以修改指定终端 termios 结构中的设置标志等信息。tty_ioctl()函数将由 fs/ioctl.c 中的输入输出控制系统调用 sys_ioctl()来调用。

一般用户程序不直接使用 sys_ioctl()系统调用，而是使用库文件中实现的相关函数。例如，对于取终端进程组号（即前台进程组号）的终端 IO 控制命令 TIOCGPGRP，库文件 libc 中使用该命令调用 sys_ioctl()系统调用实现了函数 tcgetpgrp()。因此普通用户只需要使用 tcgetpgrp()就可以达到相同目的。当然，我们也可以使用库函数 ioctl()来实现同样的功能。

带详细注释的 tty_ioctl.c 程序的完整列表见程序 10-6，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/chr_drv/tty_ioctl.c。

## 10.7.2 其他信息

### 10.7.2.1 波特率与波特率因子

波特率 = 1.8432MHz /(16 X 波特率因子)。常用波特率与波特率因子的对应关系见表 10-9 所示。

表 10-9 波特率与波特率因子对应表

| 波特率 | 波特率因子 | | 波特率 | 波特率因子 | |
|---|---|---|---|---|---|
| | MSB,LSB | 合并值 | | MSB,LSB | 合并值 |
| 50 | 0x09,0x00 | 2304 | 1200 | 0x00,0x60 | 96 |
| 75 | 0x06,0x00 | 1536 | 1800 | 0x00,0x40 | 64 |
| 110 | 0x04,0x17 | 1047 | 2400 | 0x00,0x30 | 48 |

| | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|
| 134.5 | 0x03,0x59 | 857 | 4800 | 0x00,0x18 | 24 |
| 150 | 0x03,0x00 | 768 | 9600 | 0x00,0x1c | 12 |
| 200 | 0x02,0x40 | 576 | 19200 | 0x00,0x06 | 6 |
| 300 | 0x01,0x80 | 384 | 38400 | 0x00,0x03 | 3 |
| 600 | 0x00,0xc0 | 192 | | | |

# 第11章 数学协处理器(math)

内核目录 linux/kernel/math 目录下包含数学协处理器(FPU)仿真处理代码文件，共包含 9 个 C 语言程序，见列表 11-1 所示。本章内容与具体硬件结构关系非常密切，因此需要读者具备较深的有关 Intel CPU 和协处理器指令代码结构的知识。但好在这些内容与内核实现关系不大，因此跳过本章内容并不会妨碍读者对内核实现方法的全面理解。不过若能理解本章内容，那么对于实现系统级应用程序（例如汇编和反汇编等程序）和编制协处理器浮点处理程序将会有很大帮助。

列表 11-1 linux/kernel/math 目录

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | Makefile | 3377 bytes | 1991-12-31 12:26:48 | |
| | add.c | 1999 bytes | 1992-01-01 16:42:02 | |
| | compare.c | 904 bytes | 1992-01-01 17:15:34 | |
| | convert.c | 4348 bytes | 1992-01-01 19:07:43 | |
| | div.c | 2099 bytes | 1992-01-01 01:41:43 | |
| | ea.c | 1807 bytes | 1991-12-31 11:57:05 | |
| | error.c | 234 bytes | 1991-12-28 12:42:09 | |
| | get_put.c | 5145 bytes | 1992-01-01 01:38:13 | |
| | math_emulate.c | 11540 bytes | 1992-01-07 21:12:05 | |
| | mul.c | 1517 bytes | 1992-01-01 01:42:33 | |

## 11.1 总体功能描述

在计算机上执行计算量较大的运算通常可以使用三种方法来完成。一种是直接使用 CPU 普通指令执行计算。由于 CPU 指令是一类通用指令，因此使用这些指令进行复杂和大量的运算工作需要编制复杂的计算子程序，并且一般只有通晓数学和计算机的专业人员才能编制出这些子程序。另一种方法是为 CPU 配置一个数学协处理器芯片。使用协处理器芯片可以极大地简化数学处理编程难度，并且运算速度和效率也会成倍提高，但需要另外增加硬件投入。还有一种方法是在系统内核级使用仿真程序来模拟协处理器的运算功能。这种方法可能是运算速度和效率最低的一种，但却与使用了协处理器一样可以方便程序员编制计算程序，并且能够在对程序不加任何改动的情况下把所编程序运行在具有协处理器的机器上。

在 Linux 0.1x 甚至 Linux 0.9x 内核开发初期，数学协处理器芯片 80387（或其兼容芯片）价格不菲，并且一直是普通 PC 机中的奢侈品。因此除非在科学计算量很大的场合或特别需要之处，一般 PC 机中不会安装 80387 芯片。虽然现在的 Intel 处理器中都内置有数学协处理器功能部件，从而现在的操作系统中已经无须包含协处理器仿真程序代码，但是因为 80387 仿真程序完全建立在模拟 80387 芯片处理结构和分析指令代码结构基础上，因此学习本章内容后我们不仅能够了解 80387 协处理器编程方法，而且对自己编写汇编和反汇编处理程序也有很大帮助。

如果 80386 PC 机中没有包括 80387 数学协处理器芯片，那么当 CPU 执行到一条协处理器指令时就会引发产生“设备不存在”异常中断 7。该异常过程的处理代码在 sys_call.s 第 158 行开始处。如果操作系统在初始化时已经设置了 CPU 控制寄存器 CR0 的 EM 位，那么此时就会调用 math_emulate.c 程序中的 math_emulate()函数来用软件“解释”执行每一条协处理器指令。

Linux 0.12 内核中的数学协处理器仿真程序 math_emulate.c 完全模拟了 80387 芯片执行协处理器指令的方式。在处理一条协处理器指令之前，该程序会首先使用数据结构等类型在内存中建立起一个“软”80387 环境，包括模仿所有 80387 内部栈式累加器组 ST[]、控制字寄存器 CWD、状态字寄存器 SWD 和特征字 TWD（TAG word）寄存器，然后分析引起异常的当前协处理器指令操作码，并根据具体操作码执行相应的数学模拟运算。因此在描述 math_emulate.c 程序的处理过程之前，我们有必要先介绍一下 80387 的内部结构和基本工作原理。

## 11.1.1 浮点数据类型

本节主要介绍协处理器使用的浮点数据类型。首先我们简单回顾一下整型数的几种表示方式，然后说明浮点数的几种标准表示方式以及在 80387 中运算时使用的临时实数表示方法。

1. 整型数据类型

对于 Intel 32 位 CPU 来讲，有三种基本无符号数据类型：字节（byte）、字（word）和双字（double word），分别有 8、16 和 32 比特位。无符号数的表示方式很简单，字节中的每个比特都代表一个二进制数，并且根据其所处位置具有不同的权值。例如一个无符号二进制数 0b10001011 可表示为：

$U = 0b10001011 = 1 \times 2^7 + 0 \times 2^6 + 0 \times 2^5 + 0 \times 2^4 + 1 \times 2^3 + 0 \times 2^2 + 1 \times 2^1 + 1 \times 2^0 = 139$

它即对应十进制数 139。其中权值最小的一位（$2^0$）通常被称为最低有效比特位 LSB（Least Significant Bit），而权值最大的比特位（$2^7$）被称为最高有效位 MSB（Most Significant Bit）。

而计算机中具有负数值的整型数据表示方法通常也有三种：2 的补码（Two’s complement）、符号数（Sign magnitude）和偏置数（biased number）表示方式。表 11-1 给出了这三种形式表示的一些数值。

表 11−1 整型数的几种表示形式

| 十进制数 | 2 的补码表示法 | 偏置表示法（127） | 符号数表示法 |
|---|---|---|---|
| 128 | 无法表示 | 0b11111111 | 无法表示 |
| 127 | 0b01111111 | 0b11111110 | 0b01111111 |
| 126 | 0b01111110 | 0b11111101 | 0b01111110 |
| 2 | 0b00000010 | 0b10000001 | 0b00000010 |
| 1 | 0b00000001 | 0b10000000 | 0b00000001 |
| 0 | 0b00000000 | 0b01111111 | 0b00000000 |
| -0 | 无法表示 | 无法表示 | 0b10000000 |
| -1 | 0b11111111 | 0b01111110 | 0b10000001 |
| -2 | 0b11111110 | 0b01111101 | 0b10000010 |
| -126 | 0b10000010 | 0b00000001 | 0b11111110 |
| -127 | 0b10000001 | 0b00000000 | 0b11111111 |
| -128 | 0b10000000 | 无法表示 | 无法表示 |

2 的补码（二进制补码）表示法是目前大多数计算机 CPU 使用的整数表示方法，因为 CPU 的无符号数的简单加法也适用于这种格式的数据运算。使用这种表示法，一个数的负数就是该数每位取反后再加 1。MSB 位就是该数的符号位。MSB= 0 表示一个正数；MSB = 1 表示负数。80386 CPU 具有 8 位（1 字节）、16 位（1 字）和 32 位（双字）2 的补码数据类型，分别可以表示的数据范围是：-128 -- 127、-32768 -- 32767、-2147483648 - 2146473647。另外，在 80387 仿真程序中使用了一种我们称之为临时整数类型

的格式，见图 11-1 所示。它的长度为 10 字节，可表示 64 位整型数据类型。其中低 8 字节最大可表示 63 位无符号数，而最高 2 字节仅使用了最高有效位来表示数值的正负。对于 32 位整型值则使用低 4 字节来表示，16 位整型值则使用低 2 字节表示。

数的偏置表示法通常用于表示浮点数格式中的指数字段值。把一个数加上指定的偏置值就是该数的偏置数表示的值。从上表可以看出，这种表示方法的数值具有无符号数的大小顺序。因此这种表示方法易于比较数值大小。即大数值的偏置表示值总是无符号值的一个大数，而其他两种表示方式却并非如此。

符号数表示法有一个比特专门用于表示符号（0 表示正数，1 表示负数），而其他比特位则与无符号整数表示的数值相同。浮点数的有效数（尾数）部分使用的就是这种表示方法，而符号位代表整个浮点数的正负符号。

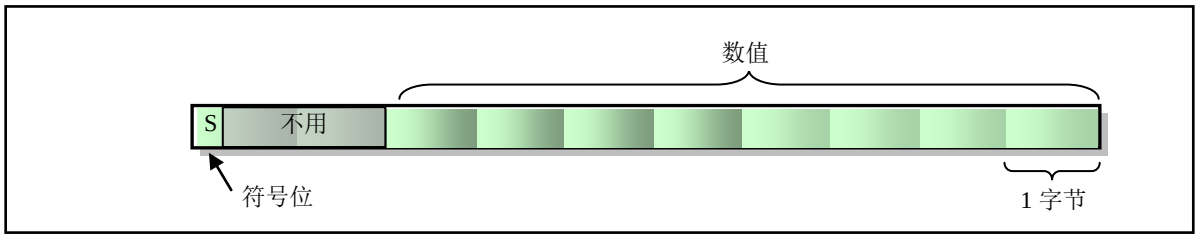



图 11-1 仿真程序支持的临时整数格式

2. BCD 码数据类型

BCD（Binary Coded Decimal）码数值是二进制编码的十进制数值，对于压缩的 BCD 编码，每个字节可表示两位十进制数，其中每 4 比特表示一位 0—9 的数。例如，十进制数 59 的压缩 BCD 码表示是 0x01011001。对于非压缩的 BCD 码，每个字节只使用低 4 比特表示 1 位十进制数。

80387 协处理器支持 10 字节压缩 BCD 码的表示和运算，可表示 18 位十进制数，见图 11-2 所示。与临时整数格式类似，其中最高字节仅使用了符号位（最高有效位）来表示数值的正负，其余比特位均不用。若 BCD 码数据是负数，则会使用最高地址处 1 字节的最高有效位置 1 来表示负值。否则最高字节所有位均是 0。

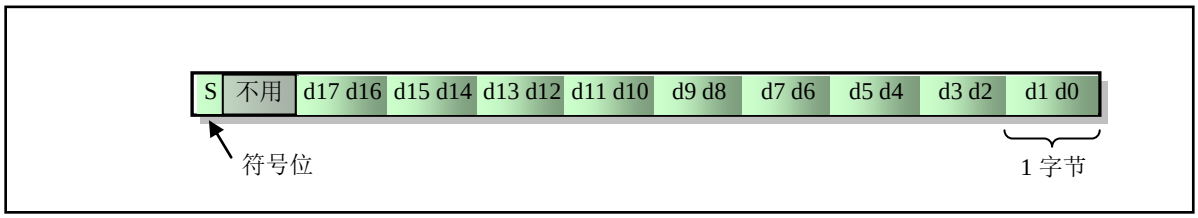



图 11-2 80387 支持的 BCD 码数据类型

3. 浮点数据类型

具有整数部分和小数（尾数）部分的数被称为实数或浮点数。实际上整型数是小数部分为 0 的实数，是实数集的一个子集。由于计算机使用固定长度比特位来表示一个数，因此计算机并不能精确地表示所有实数。由于计算机表示实数时为了在固定长度位内能表示尽量精确的实数值，分配给表示小数部分的比特位个数并不是固定的，即小数点是可以“浮动”的，因此计算机表示的实数数据类型也被称为浮点数。为了便于程序移植，目前计算机中都使用 IEEE 标准 754 指定的浮点数表示方式来表示实数。

这种实数表示方式的一般格式见图 11-3 所示。它由有效数（Significand）部分、指数（Exponent）部分和符号位（Sign）组成。80387 协处理器支持三种实数类型，它们每个部分使用的比特位数见图 11-4 所示。

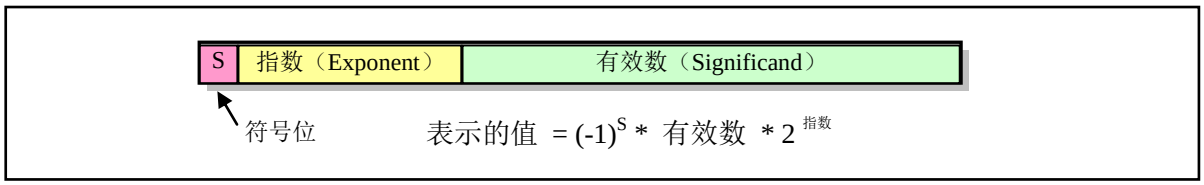



图 11-3 浮点数一般格式

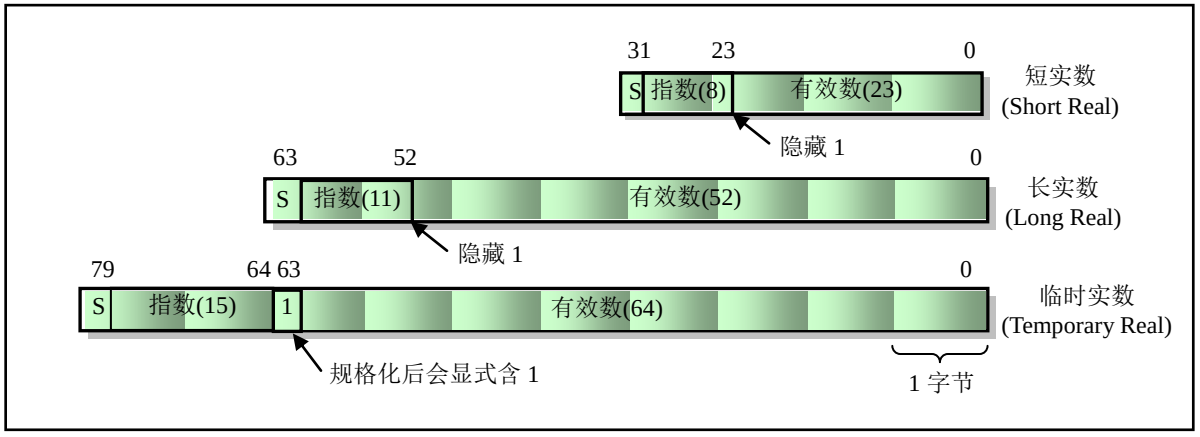



图 11-4 80387 协处理器使用的实数格式

其中 S 是一个比特的符号位。S=1 表示是负实数；S=0 表示是正实数。有效数（Significand）给出了实数数值的有效位数或尾数。当使用指数时，一个实数可以表示成多种形式。例如十进制数字 10.34 可以表示成 1034.0 x $10^{-2}$、或 10.34 x $10^{0}$、或 1.034 x $10^{1}$ 或者 0.1034 x $10^{2}$ 等。为了使计算能够得到最大精度值，我们总是对实数进行规格化（Normalize）处理，即调整实数的指数值，使得二进制最高有效数值总是 1，并且小数点就位于其右侧。因此，上述例子正确的规格化处理结果就是 1.034 x $10^{1}$。对于二进制数来说就是 1.XXXXX * $2^{N}$（其中 X 是 1 或 0）。如果我们总是使用这种形式来表示一个实数，那么小数点左边肯定是 1。所以在 80387 的短实数（单精度）和长实数（双精度）格式中，这个'1'就没有必要明确地表示出来。因此在短实数或长实数的二进制有效数中，0x0111...010 实际上就是 0x1.0111...010。

格式中的指数字段含有把一个数表示成规格化形式时所需要的 2 的幂次值。正如前面提到过，为了便于数字大小的比较，80387 使用偏置数形式来存储指数值。短实数、长实数和临时实数的偏置基量分别是 127、1023 和 16383，对应 16 进制数分别是 0x7F、0x3FF 和 0x3FFF。因此一个短实数指数值 0b10000000 实际上表示的是 2 的一次方 $2^{1}$（0b01111111 + 0b00000001）。

另外，临时实数是 80387 内部运算时表示数的格式。它的最高有效数 1 被明确地放置在比特位 63 处，并且无论你给出的数是什么数据类型的（例如，整型数、短实数或 BCD 码数等），80387 都会把它转换成临时实数格式。80387 这样做的目的是为了使得精度最大化并且尽量减少运算过程中的溢出异常。显式地把 1 表示出来是因为 80387 在运算过程中确实需要该位（用于表示极小的数值）。当输入到 80387 中的短型或长型实数被转换成临时实数格式时，就会明确地在位 63 处放置一个 1。

4. 特殊实数

与上面表中格式某些值无法表示的情况类似，使用实数格式表示的某些值也有其特殊含义。对于 80 位长度格式的临时实数，80387 并没有使用其可表示的所有范围数值。表 11-2 是 80387 使用中的临时实数所能表示的所有可能的数值，其中有效数一栏虚线左侧 1 比特位表示临时实数位 63，即明确表示数值 1 的比特位。短实数和长实数没有此位，因此也没有表中的伪非规格化类别。下面说明其中的一些特殊值：零值、无穷值、非规格化值、伪非规格化值以及信号 NaN（Not a Number）和安静 NaN。

表 11-2 80387 临时实数所能表示的数值类型和范围

| 负号 | 偏置型指数 | 有效数 | | 类别 |
|---|---|---|---|---|
| 0/1 | 11...11 | 1 | 11...11 | 安静 NaNs - QNaNs (Quiet NaNs) |
| 0/1 | 11...11 | 1 | ... | |
| 0/1 | 11...11 | 1 | 10...00 | 不确定值(Indefinite) |
| 0/1 | 11...11 | 1 | 01...11 | 信号 NaNs - SNaNs (Signalling NaNs) |
| 0/1 | 11...11 | 1 | ... | |
| 0/1 | 11...11 | 1 | 00...01 | |
| 0/1 | 11...11 | 1 | 00...00 | 无穷数(Infinite) |
| 0/1 | 11...10 | 1 | 11...11 | 规格化数（正常数） (Normals) |
| 0/1 | ... | 1 | ... | |
| 0/1 | 00...01 | 1 | 00...00 | |
| 0/1 | 00...00 | 1 | 11...11 | 伪非规格化数 (Pseudo-Denormals) |
| 0/1 | 00...00 | 1 | ... | |
| 0/1 | 00...00 | 1 | 00...00 | |
| 0/1 | 00...00 | 0 | 11...11 | 非规格化数 (Denormals) |
| 0/1 | 00...00 | 0 | ... | |
| 0/1 | 00...00 | 0 | 00...01 | |
| 0/1 | 00...00 | 0 | 00...00 | 零(Zero) |

零是指数和有效数均为 0 的值，其余指数为 0 的值作保留，即指数是 0 的值不能表示一个正常实数值。无穷值是指数值为全 1、有效数值为全零的值，而且指数值为 0x11...11 的所有其余值也作保留使用。

非规格化（Denormals）数是一种用于表示非常小数值的特殊类值。它可以表示渐进下溢或渐进精度丢失情况。通常要求数值表示成规格化数（左移直到有效数的最高有效位是比特 1）。然而非规格化数的有效数最高有效位不是 1。此时偏置型指数 0x00...00 分别是值为 $2^{-126}$、$2^{-1022}$、$2^{-16382}$ 的短实数、长实数和临时实数指数值的特殊表示方式。这种表示比较特殊，因为偏置型指数 0x00...01 对三种实数类型也分别表示相同的指数值 $2^{-126}$、$2^{-1022}$、$2^{-16382}$。

伪非规格化（Pseudo-denormals）类数值是有效数最高有效位是 1 的值，而非规格化类数值的该位是 0。伪非规格化数很少见，它们可以用规格化类数来表示但却没有这么做。因为上面已经说明特殊的偏置指数 0x00...00 与规格化数的指数 0x00...01 具有相同的值。因此伪非规格化类数可以表示成规格化类数值。

另一种特殊情况是 NaN。NaN 是指“不是一个数”（Not a Number）。NaN 有两种形式：会产生信号（Signaling）的和不会产生信号的或称为安静的（Quiet）。当一个产生信号的 NaN（SNaN）被用于操作时就会引发一个无效操作异常，而一个安静的 NaN（QNaN）则不会。SNaN 可被用于确定所有变量在使用之前都进行过初始化。方法是程序可以把变量都初始化为 SNaN 值，这样若操作过程中使用了一个未被初始化的值就会引发异常。当然，NaN 类数值也可以用来存储其它信息。

80387 自身不会产生 SNaN 类的值，但会产生 QNaN 类的值。当发生无效操作异常时 80387 就会产生一个 QNaN 类值，并且操作的结果将是不确定值（Indefinite）。不确定值是一种特殊的 QNaN 类值。每种数据类型都有一个表示不确定值的数。对于整型数则是用其最大负数来表示其不确定值。

另外还有一些 80387 不支持的临时实数值，即那些没有在上表中列出的数值范围。若 80387 遇到这些不支持的数值，就会引发无效操作异常。

## 11.1.2 数学协处理器功能和结构

80386 虽然是一个通用微处理器，但是其指令并不是非常适用于数学计算。因此若使用 80386 来执行数学计算，那么就需要编制非常复杂的程序，而且执行效率也相对较低。80387 作为 80386 的辅助处理芯片，极大地扩展了程序员的编程范围。以前程序员不太可能做到的事，使用协处理器后就可以很容易地，并且快速而精确地完成。

80387 具有一组特别的寄存器。这组寄存器可以让 80387 直接操作比 80386 所能处理的大或小几个数量级的数值。80386 使用 2 进制补数方式表示一个数。这种方法不适合用来表示小数。而 80387 并不使用 2 的补数方法来表示数值，它使用了 IEEE 标准 754 规定的 80 位（10 个字节）格式。这种格式不仅具有广泛的兼容性，而且能够使用二进制表示极大（或及小）的数值。例如，它能表示大到 $1.21 \times 10^{4932}$ 数值，也能处理小到 $3.3 \times 10^{-4932}$ 的数。80387 并不保持固定小数点的位置，如果数值小的话就多使用一些小数位，如果数值大的话就少用几位小数位。因此小数点的位置是可以“浮动”的。这也是术语“浮点”数的由来。

为支持浮点运算，80387 中包含三组寄存器，见图 11-5 所示。① 8 个 80 比特位长的数据寄存器（累加器），可用于临时存放 8 个浮点操作数，并且这些累加器可以执行栈式操作；② 3 个 16 位状态和控制寄存器：一个状态字寄存器 SWD、一个控制字寄存器 CWD 和一个特征（TAG）寄存器；③ 4 个 32 位出错指针寄存器（FIP、FCS、FOO 和 FOS）用于确定导致 80387 内部异常的指令和内存操作数。

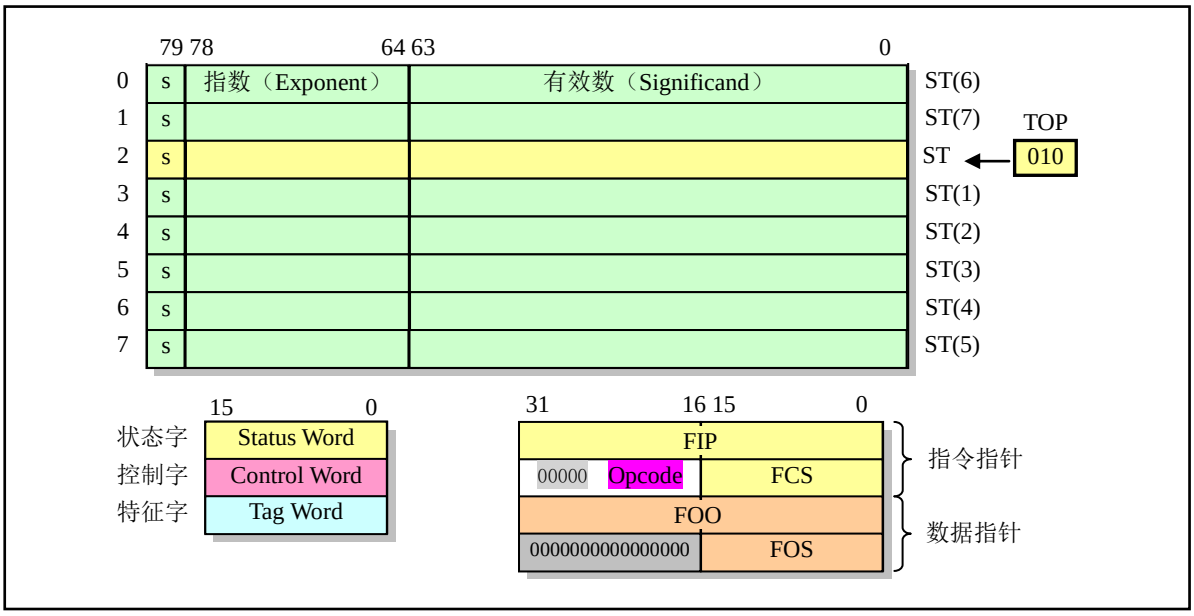



图 11-5 80387 的寄存器

1. 栈式浮点累加器

在浮点指令执行过程中，8 个 80 位长度的物理寄存器组被作为栈式累加器使用。虽然每个 80 位寄存器有固定的物理顺序位置（即左边的 0--7），但当前栈顶则由 ST（即 ST(0)）来指明。ST 之下的其余累加器使用名称 ST(i)来指明（i = 1 -- 7）。至于哪个 80 位物理寄存器是当前栈顶 ST，则由具体操作过程指定。在状态字寄存器中名称为 TOP 的 3 比特位字段（见下图所示）含有当前栈顶 ST 对应的 80 位物理寄存器的绝对位置。一个入栈（Push）操作将会把 TOP 字段值递减 1，并把新值存储于新的 ST 中。在入栈操作之后，原来的 ST 变成了 ST(1)，而原来的 ST(7)变成了现在的 ST。即所有累加器的名称都从原来的 ST(i)变成了 ST((i+1)&0x7)。一个出栈（Pop）操作将会读出当前 ST 对应的 80 位寄存器的值，并且把 TOP 字段值递增 1。因此在出栈操作之后，原来的 ST（即 ST(0)）变成了 ST(7)，原来的 ST(1)成为

新的 ST。即所有累加器的名称都从原来的 ST(i)变成 ST((i-1)& 0x7)。

ST 作用如同一个累加器是因为它被作为所有浮点指令的一个隐含操作数。若有另一个操作数，那么该第 2 个操作数可以是任何其余累加器之一 ST(i)，或者是一个内存操作数。栈中的每个累加器为一个实数提供了使用临时实数格式存储的 80 位空间，其最高位（s）是符号位，位 78--64 是 15 位的指数字段，位 63--0 是 64 位的有效数字段。

浮点指令被设计成能充分利用这个累加器栈模式。浮点加载指令（FLD 等）会从内存中读取一个操作数并压入栈中，而浮点存储指令则会从当前栈顶取得一个值并写到内存中。若栈中该值不再需要时还可以同时执行出栈操作。加和乘之类的操作会把当前 ST 寄存器内容作为一个操作数，而另一个取自其他寄存器或内存中，并且在计算完后即把结果保存在 ST 中。还有一类“操作并弹出”操作形式用于在 ST 和 ST(1)两者之间进行运算。这种操作形式会执行一次弹出操作，然后把结果放入新的 ST 中。

2. 状态与控制寄存器

三个 16 位的寄存器（TAG 字、控制字和状态字）控制着浮点指令的操作并且为其提供状态信息。它们的具体格式见图 11-6 所示。下面逐一对它们进行说明。

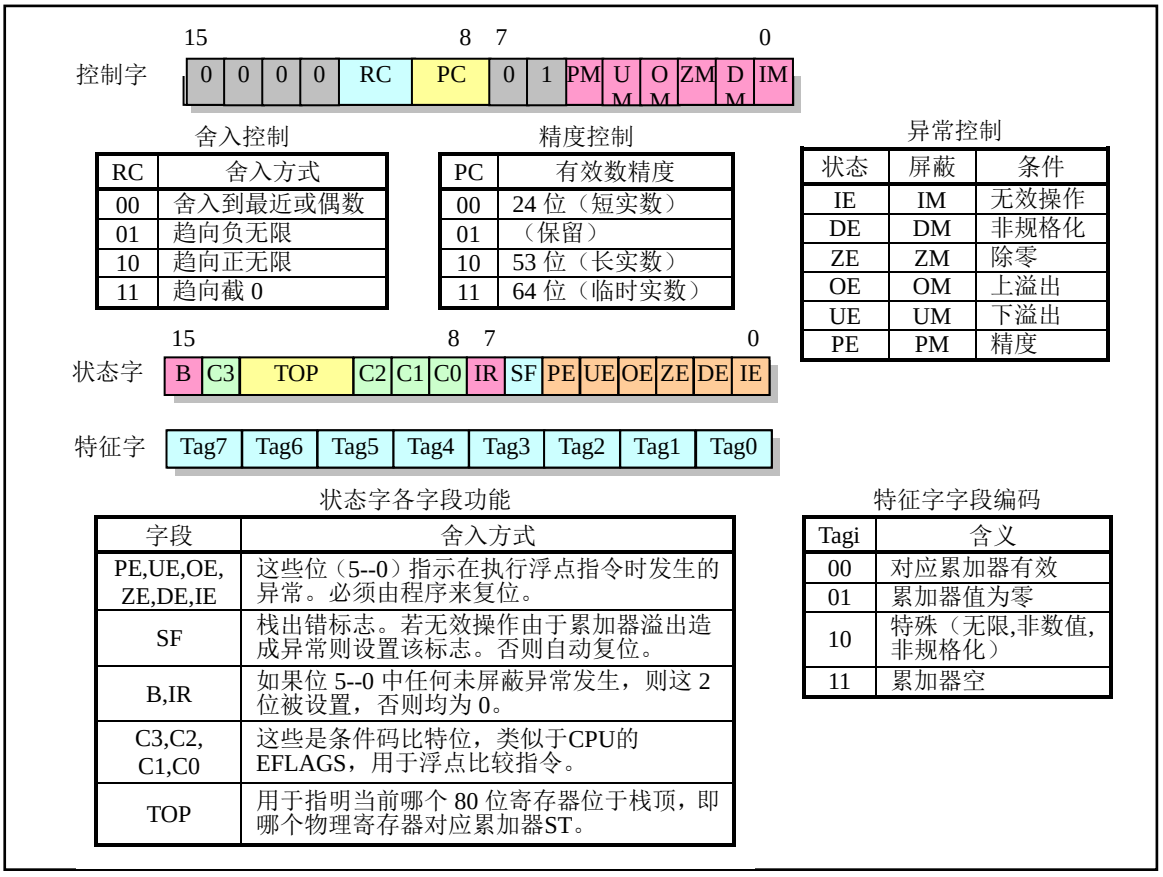



图 11-6 控制和状态寄存器格式

A. 控制字

控制字（Control Word）可用于程序设置各种处理选项来控制 80387 的操作。其中可分为三个部分。位 11--10 的 RC（Rounding Control）是舍入控制字段，用于对计算结果进行舍入操作。位 9--8 的 PC（Precision Control）是精度控制字段，用于在保存到指定存储单元之前对计算结果进行精度调整。所有其他操作使用临时实数格式精度，或者使用指令指定的精度。位 5--0 是异常屏蔽位，用于控制协处理器异常处理。这 6 位对应 80387 可能发生的 6 种异常情况。其中每一种异常都可以单独屏蔽掉。如果发生某个特定异常并且其对应屏蔽位没有置位，那么 80387 就会向 CPU 通报这个异常，

并且会让 CPU 产生异常中断 int 16。然而如果设置了对应屏蔽位，那么 80387 就会自己处理并纠正发生的异常问题而不会通知 CPU。这个寄存器随时可以读写，其中各位的具体含义见图中所示。

B. 状态字

在运行期间，80387 会设置状态字（Status Word）中的比特位，用于程序检测特定的条件。当发生异常时，它可让 CPU 确定发生异常的原因。因为所有 6 个协处理器异常都会让 CPU 产生异常 int16。

C. 特征字

特征字（Tag Word）寄存器含有 8 个 2 比特的 Tag 字段，分别对应 8 个物理浮点数据寄存器。这些特征字段分别指明相应的物理寄存器含有有效、零、或特殊浮点数值，或者是空的。特殊数值是指那些无限值、非数值、非规格化或不支持格式的数值。特征字段 Tag 可用于检测累加器堆栈上下溢出情况。如果入栈（Push）操作递减 TOP 指向了一个非空寄存器，就会发生栈上溢出。如果出栈（Pop）操作企图去读取或弹出空寄存器，就会造成栈下溢出（Underflow）。栈的上下溢出都将引发无效操作异常。

3. 出错指针寄存器

出错指针寄存器（Error-Pointer Register）是 4 个 32 位的 80387 寄存器，其中含有 80387 最后执行指令和所用数据的指针，参见图所示。前两个寄存器 FIP 和 FCS 中是最后执行指令中 2 个操作码的指针（忽略前缀码）。FCS 是段选择符和操作码，FIP 是段内偏移值。后两个寄存器 FOO 和 FOS 是最后执行指令内存操作数的指针。FOS 中是段选择符，FOO 中是段内偏移值。如果最后执行的协处理器指令不含内存操作数，则后两个寄存器值无用。指令 FLDENV、FSTENV、FNSTENV、FRSTOR、FSAVE 和 FNSAVE 用于加载和保存这 4 个寄存器的内容。前 3 条指令共加载或保存 28 字节内容：控制字、状态字和特征字以及 4 个出错指针寄存器。控制字、状态字和特征字都以 32 位操作，高 16 位为 0。后 3 条指令用于加载或保存协处理器所有 108 字节的寄存器内容。

4. 浮点指令格式

对协处理器进行仿真就是解析具体的浮点指令操作码和操作数，根据每一条指令的结构使用 80386 的普通指令来执行相应的仿真操作。数学协处理器 80387 共有七十多条指令，共分 5 类，见表 11-3 所示。每条指令的操作码都有 2 个字节，其中第一个字节高 5 比特位都是二进制 11011。这 5 比特的数值（0x1b 或十进制 27）正好是字符 ESC（转义）的 ASCII 代码值，因此所有数学协处理器指令都被形象地称为 ESC 转义指令。在仿真浮点指令时可忽略掉相同的 ESC 比特位，只要判断低 11 比特位的值即可。

**表 11-3 浮点指令类型**

| | 第 1 字节 | | | | | | | | 第 2 字节 | | | | | | | | 可选字段 | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | OPA | | 1 | MOD | | 1 | OPB | | R/M | | | SIB | DISP |
| 2 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | MF | | OPA | MOD | | | OPB | | R/M | | | SIB | DISP |
| 3 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | d | P | OPA | 1 | 1 | | OPB | | ST(i) | | | | |
| 4 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | | | OP | | | | |
| 5 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | | | OP | | | | |
| | 15 -- 11 | | | | | 10 | 9 | 8 | 7 | 6 | 5 | 4 | 3 | 2 | 1 | 0 | | |

表中各个字段的含义如下（有关这些字段的具体含义和详细说明请参考 80X86 处理器手册）：

a) OP（Operation opcode）是指令操作码，在有些指令中它被分成了 OPA 和 OPB 两部分。

b) MF（Memory Format）是内存格式：00-32 位实数；01-32 位整数；10-64 位实数；11-64 位整数。

c) P（Pop）指明在操作后是否要执行一次出栈处理：0 - 不需要；1 - 操作后弹出栈。

d) d（destination）指明保存操作结果的累加器：0 - ST(0)；1 - ST(i)。

e) MOD（Mode）和 R/M（Register/Memory）是操作方式字段和操作数位置字段。

f) SIB（Scale Index Base）和 DISP（Displacement）是具有 MOD 和 R/M 字段指令的可选后续字段。

另外，所有浮点指令的汇编语言助记符都以字母 F 开头，例如：FADD、FLD 等。另外还有如下一些标准表示方法：

g) FI 所有操作整型数据的指令都以 FI 开头，例如 FIADD、FILD 等；

h) FB 所有操作 BCD 类型数据的指令都以 FB 开头，例如 FBLD、FBST 等；

i) FxxP 所有会执行一次出栈操作的指令均以字母 P 结尾，例如 FSTP、FADDP 等；

j) FxxPP 所有会执行二次出栈操作的指令均以字母 PP 结尾，例如 FCOMPP、FUCOMPP 等；

k) FNxx 除了以 FN 开头的指令，所有指令在执行前都会先检测未屏蔽的运算异常。而以 FN 开头的指令不检测运算异常情况，例如 FNINIT、FNSAVE 等。

# 11.2 math-emulate.c 程序

math_emulate.c 程序（程序 11-1）中的所有函数可分为 3 部分：第一类是设备不存在异常处理程序接口函数 math_emulate()，只有这么一个函数；第二类是浮点指令仿真处理主函数 do_emu()，也只有一个函数；另外所有函数都是仿真运算辅助类函数，包括其余几个 C 语言程序中的函数。

在一台不包含 80387 协处理器芯片的 PC 机中，如果内核初始化时在 CR0 中设置了仿真标志 EM = 1，那么当 CPU 遇到一条浮点指令时就会引起 CPU 产生异常中断 int 7，并且在该中断处理过程中调用本程序中第 476 行处的 math_emulate(long ___false) 函数。

在 math_emulate()函数中，若判断出当前进程还没有使用过仿真的协处理运算时就会对仿真的 80387 控制字、状态字和特征字（Tag Word）进行初始化操作，设置控制字中所有 6 种协处理器异常屏蔽位并复位状态字和特征字。然后就去调用仿真处理主函数 do_emu()。使用的参数是作为如下 info 结构的中断处理过程中调用 math_emulate()函数的返回地址指针。info 结构实际上就是栈中自从 CPU 产生中断 int7 后逐渐入栈的一些数据构成的一个结构，因此它与系统调用时内核栈中数据的分布情况基本相同。参见 include/linux/math_emu.h 文件第 11 行和 kernel/sys_call.s 开始部分。

```
11 struct info {
12         long ___math_ret;           // math_emulate()调用者（int7）返回地址。
13         long ___orig_eip;           // 临时保存原 EIP 的地方。
14         long ___edi;                // 异常中断 int7 处理过程入栈的寄存器。
15         long ___esi;
16         long ___ebp;
17         long ___sys_call_ret;       // 中断 7 返回时将去执行系统调用的返回处理代码。
18         long ___eax;                // 以下部分（18--30 行）与系统调用时栈中结构相同。
19         long ___ebx;
20         long ___ecx;
21         long ___edx;
22         long ___orig_eax;           // 如不是系统调用而是其它中断时，该值为-1。
23         long ___fs;
24         long ___es;
25         long ___ds;
26         long ___eip;                // 26 -- 30 行 由 CPU 自动入栈。
27         long ___cs;
28         long ___eflags;
29         long ___esp;
30         long ___ss;
31 };
```

do_emu()函数（第 52 行）首先根据状态字来判断有没有发生仿真的协处理器内部异常。若有则设置状态字的忙位 B（位 15），否则就复位忙位 B。然后从上述 info 结构中 EIP 字段处取得产生协处理器异常的二字节浮点指令代码 code，并在屏蔽掉每条浮点指令码中都相同的 ESC 码（二进制 11011）比特位部分后，就根据此时的 code 值对具体的浮点指令进行软件仿真运算处理。为便于处理，该函数按 5 种类型浮点指令码分别使用了五个 switch 语句进行处理。例如，第一个 switch 语句（第 75 行）用于处理那些不涉及寻址内存操作数的浮点指令。而最后两个 switch 语句（第 419、432 行）则专门用来处理操作数与内存相关的指令。对于后一种类型的指令，其处理过程的基本流程是首先根据指令代码中的寻址模式字节取得内存操作数的有效地址，然后从该有效地址处读取相应的数据（整型数、实数或 BCD 码数值）。接着把读取的值转换成 80387 内部处理使用的临时实数格式。在计算完毕后，再把临时实数格式的数值转换为原数据类型，最后保存到用户数据区中。

另外，在具体仿真一条浮点指令时，若发现浮点指令无效，则程序会立刻调用放弃执行函数__math_abort()。该函数会向当前执行进程发送指定的信号，同时修改栈指针 esp 指向中断过程中调用 math_emulate()函数的返回地址（___math_ret），并立刻返回到中断处理过程中去。

带详细注释的 math_emulate.c 程序的完整列表见程序 11-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/math_emulate.c。

## 11.3 error.c 程序

当协处理器检测到自己发生错误时，就会通过 80387 芯片 ERROR 引脚通知 CPU。error.c 程序用于处理协处理器发出的出错信号。主要就是执行 math_error()函数。

带详细注释的 error.c 程序完整列表见程序 11-2，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/error.c。

## 11.4 ea.c 程序

有效地址计算程序 ea.c（程序 11-3）用于在仿真浮点指令时计算其中操作数使用到的有效地址值。为了分析一条指令中的有效地址信息，我们必须对指令编码方法有所了解。Intel 处理器指令的的一般编码格式见图 11-7 所示。

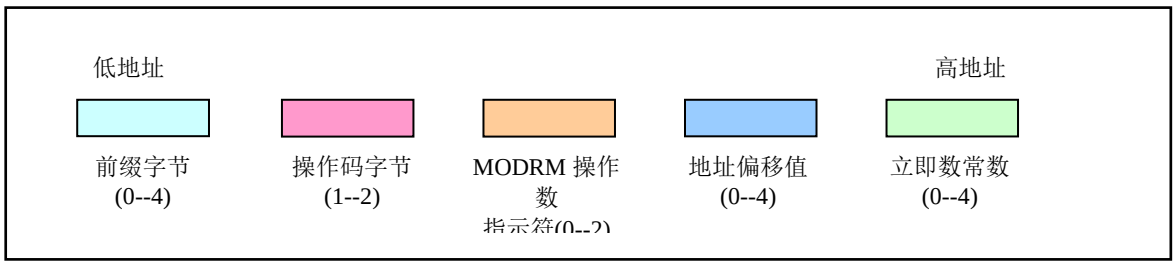



图 11-7 通用指令编码格式

由图可见，每条指令最多可以有 5 个字段。前缀字段可以有 0 到 4 个字节构成，用于修饰随后的一条指令。操作码字段是指明指令操作的主要字段，每条指令起码要有 1 字节操作码。若有必要，指令操作码字段会指明后面是否跟随一个 MODRM 操作数指示符。该指示符用来明确指明操作数的种类和个

数。对于内存操作数，地址偏移字段用来给出操作数的偏移值。MODRM 字段的 MOD 子字段会指明指令中是否包含一个地址偏移字段以及其长度。立即常数字段给出指令操作码要求的操作数，它是一种在指令中给出的最简单的操作数。有关立即数操作数、寄存器操作数和内存操作数编码的详细说明请参见 Intel 手册。图 11-8 中概要地给出了所有指令的编码格式。

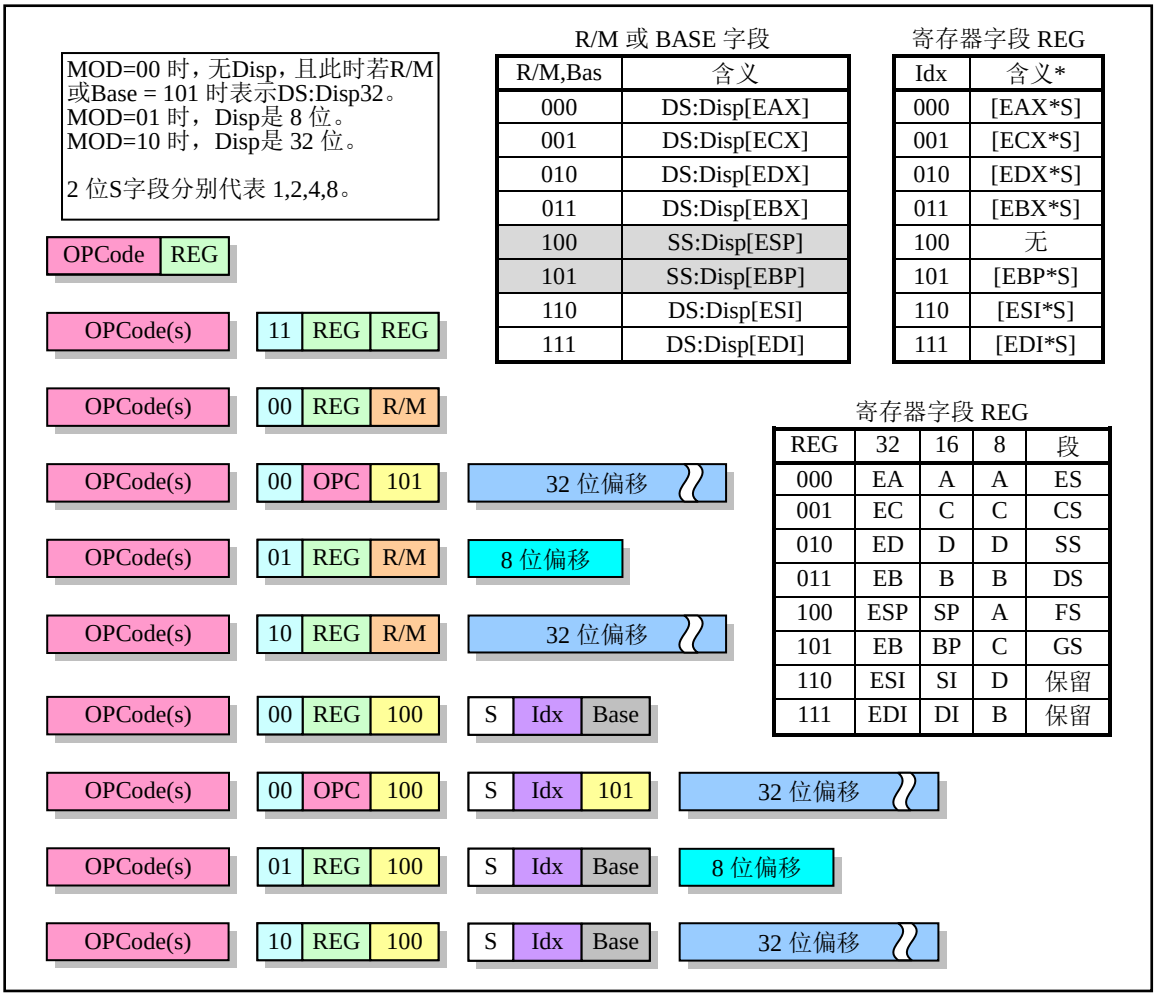



图 11-8 指令编码和寻址格式总汇

该程序中的 ea()函数用于根据指令中寻址模式字节计算有效地址值。它首先取指令代码中的 MOD 字段和 R/M 字段值。如果 MOD=0b11，表示是单字节指令，没有偏移字段。如果 R/M 字段=0b100，并且 MOD 不为 0b11，表示是 2 字节地址模式寻址，此时调用处理第 2 操作数指示字节 SIB（Scale，Index，Base）的函数 sib()求出偏移值并返回即可。如果 R/M 字段为 0b101，并且 MOD 为 0，表示是单字节地址模式编码且后随 32 字节偏移值。对于其余情况，则根据 MOD 进行处理。

带详细注释的 ea.c 程序完整列表见程序 11-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/ea.c。

## 11.5 convert.c 程序

convert.c 程序（程序 11-4）包含了 80387 仿真操作过程中的数据类型转换函数。在进行仿真计算之前，我们需要把用户程序提供的整数和实数类型转换成仿真操作过程中使用的临时实数格式，在仿真操作完成之后再转换回原来格式。例如，图 11-9 给出了短实数格式转换成临时实数的变换示意图。

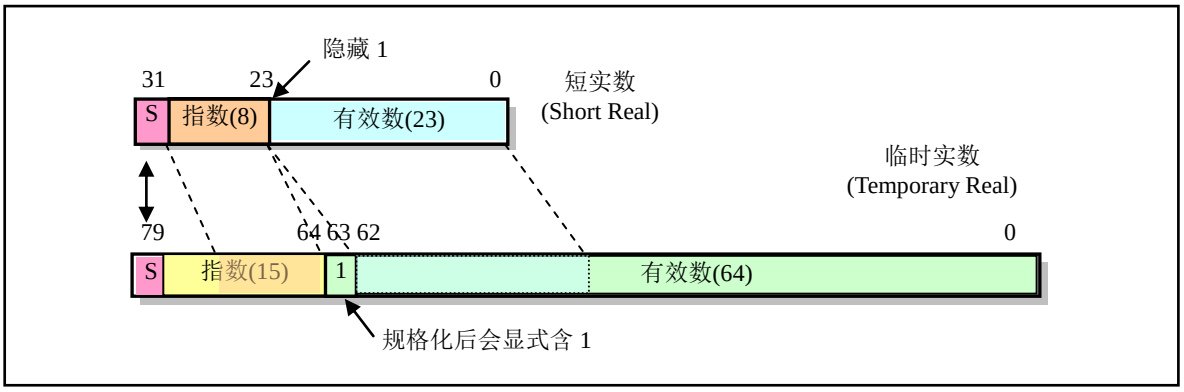



图 11-9 短实数到临时实数格式的转换示意图

带详细注释的 convert.c 程序完整列表见程序 11-4，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/convert.c。

## 11.6 add.c 程序

add.c 程序（程序 11-5）用来处理仿真过程中的加法运算。为了对浮点数的尾数进行计算，我们需要首先对尾数进行符号化处理，并在计算完后再进行非符号化处理，再恢复使用临时实数格式来表示浮点数。浮点数尾数的符号化和非符号化格式转换示意图见图 11-10 所示。

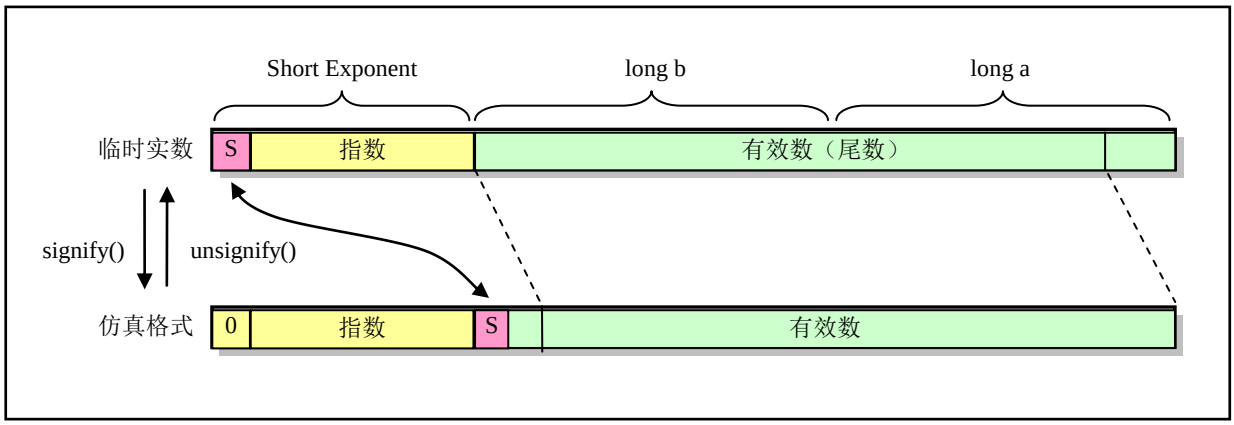



图 11-10 临时实数格式与仿真计算格式之间的变换

带详细注释的 add.c 程序完整列表见程序 11-5，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/add.c。

## 11.7 compare.c 程序

本程序用于在仿真过程中比较累加器中两个临时数的大小。

带详细注释的 compare.c 程序完整列表见程序 11-6，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/compare.c。

## 11.8 get_put.c 程序

get_put.c 程序处理所有对用户内存的访问：取得和存入指令/实数值/BCD 数值等。这是涉及除临时实数以外的其他数据格式的仅有部分。在仿真处理过程中所有其他运算全都使用临时实数格式。

带详细注释的 get_put.c 程序完整列表见程序 11-7，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/get_put.c。

## 11.9 mul.c 程序

mul.c 程序中的函数用来仿真 80387 的乘法运算。

带详细注释的 mul.c 程序完整列表见程序 11-8，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/mul.c。

## 11.10 div.c 程序

div.c 程序用来仿真 80387 协处理器的除法运算。

带详细注释的 div.c 程序完整列表见程序 11-9，其在源代码目录中的路径名为 linux/kernel/math/div.c。

# 第12章 文件系统(fs)

本章涉及 Linux 内核文件系统的实现代码和用于块设备的高速缓冲区管理程序。在开发 Linux 0.12 内核文件系统时，Linus 主要参照了 Andrew S.Tanenbaum 先生著的《MINIX 操作系统设计与实现》一书，使用了其中 1.0 版的 MINIX 文件系统。因此在阅读本章内容时，可以参考该书有关 MINIX 文件系统的相关章节。而高速缓冲区的工作原理则完全类同于 UNIX 操作系统中的实现，可参见 M.J.Bach 先生著的《UNIX 操作系统设计》第三章内容。文件系统涉及的代码文件比较多，共有 18 个 C 语言程序。

列表 12-1 linux/fs 目录

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间 (GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | Makefile | 7176 bytes | 1992-01-12 19:49:06 | |
| | bitmap.c | 4007 bytes | 1992-01-11 19:57:29 | |
| | block_dev.c | 1763 bytes | 1991-12-09 21:11:23 | |
| | buffer.c | 9072 bytes | 1991-12-06 20:21:00 | |
| | char_dev.c | 2103 bytes | 1991-11-19 09:10:22 | |
| | exec.c | 9908 bytes | 1992-01-13 23:36:33 | |
| | fcntl.c | 1455 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | file_dev.c | 1852 bytes | 1991-12-01 19:02:43 | |
| | file_table.c | 122 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | inode.c | 7166 bytes | 1992-01-10 22:27:26 | |
| | ioctl.c | 1136 bytes | 1991-12-21 01:58:35 | |
| | namei.c | 18958 bytes | 1992-01-12 04:09:58 | |
| | open.c | 4862 bytes | 1992-01-08 20:01:36 | |
| | pipe.c | 2834 bytes | 1992-01-10 22:18:11 | |
| | read_write.c | 2802 bytes | 1991-11-25 15:47:20 | |
| | select.c | 6381 bytes | 1992-01-13 22:25:23 | |
| | stat.c | 1875 bytes | 1992-01-11 20:39:19 | |
| | super.c | 5603 bytes | 1991-12-09 21:11:34 | |
| | truncate.c | 1692 bytes | 1992-01-11 19:47:28 | |

## 12.1 总体功能

本章讨论和说明的程序量较大，但是通过第 5 章中对 Linux 源代码目录结构的分析（参见图 5-29 fs 目录中各程序中函数之间的引用关系），我们可以把它们从功能上分为四个部分来加以讨论。第一部分是有关高速缓冲区的管理程序，主要实现了对硬盘等块设备进行数据高速存取的函数。该部分内容集中在 buffer.c 程序中实现；第二部分代码描述了文件系统的低层通用函数。说明了文件索引节点的管理、磁盘

数据块的分配和释放以及文件名与 i 节点的转换算法；第三部分程序是有关对文件中数据进行读写操作，包括对字符设备、管道、块读写文件中数据的访问；第四部分的程序主要涉及文件的系统调用接口的实现，主要涉及文件打开、关闭、创建以及有关文件目录操作等的系统调用。

下面首先介绍 1.0 版 MINIX 文件系统的基本结构，然后分别对这四部分加以说明。

## 12.1.1 MINIX 文件系统

目前 MINIX 的版本是 2.0，所使用的文件系统是 2.0 版，它与其 1.5 版系统之前的版本不同，对其容量已经作了扩展。但由于本书注释的 Linux 内核使用的是 MINIX 文件系统 1.0 版本，所以这里仅对其 1.0 版文件系统作简单介绍。

MINIX 文件系统与标准 UNIX 的文件系统基本相同。它由 6 个部分组成。对于一个 360K 的软盘，其各部分的分布见图 12-1 所示。

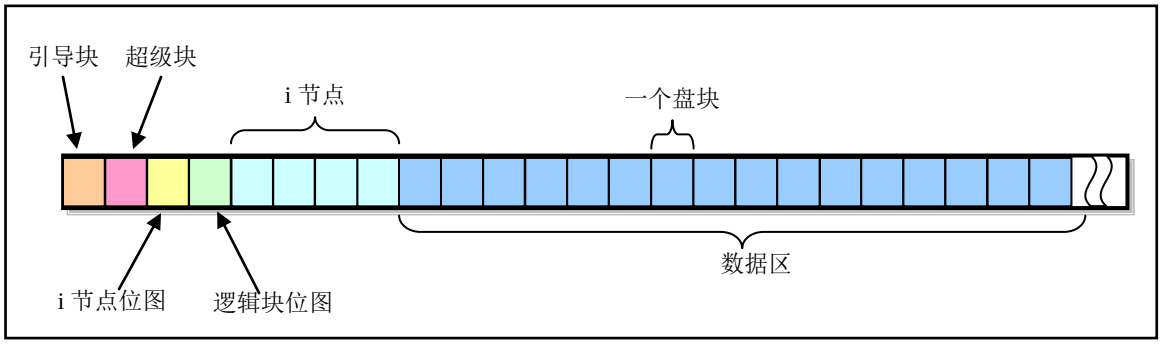



图 12-1 建有 MINIX 文件系统的一个 360K 软盘中文件系统各部分的布局示意图

图中，整个磁盘被划分成以 1KB 为单位的磁盘块，因此上图中共有 360 个磁盘块，每个方格表示一个磁盘块。在后面的说明我们会知道，在 MINIX 1.0 文件系统中，其磁盘块大小与逻辑块大小正好相同，也是 1KB 字节。因此 360KB 盘片也含有 360 个逻辑块。在后面的讨论中，我们有时会混合使用磁盘块和逻辑块这两个名称。

引导块是计算机加电启动时可由 ROM BIOS 自动读入的执行代码和数据。但并非所有盘都用于作为引导设备，所以对于不用于引导的盘片，这一盘块中可以不含代码。但任何盘片必须含有引导块空间，以保持 MINIX 文件系统格式的统一。即文件系统只是在块设备上空出一个存放引导块的空间。如果你把内核映像文件放在文件系统中，那么你就可以在文件系统所在设备的第 1 个块（即引导块空间）存放实际的引导程序，并由它来取得和加载文件系统中的内核映像文件。

对于硬盘块设备，通常在其上会划分出几个分区，并且在每个分区中都可存放一个不同的完整文件系统，见图 12-2 所示。图中表示有 4 个分区，分别存放着 FAT32 文件系统、NTFS 文件系统、MINIX 文件系统和 EXT2 文件系统。硬盘的第一个扇区是主引导扇区，其中存放着硬盘引导程序和分区表信息。分区表中的信息指明了硬盘上每个分区的类型、在硬盘中起始位置参数和结束位置参数以及占用的扇区总数，参见 kernel/blk_drv/hd.c 文件后的硬盘分区表结构。


图 12-2 硬盘设备上的分区和文件系统

超级块用于存放盘设备上文件系统结构的信息，并说明各部分的大小。其结构见图 12-3 所示。其中，s_ninodes 表示设备上的 i 节点总数。s_nzones 表示设备上以逻辑块为单位的总逻辑块数。s_imap_blocks 和 s_zmap_blocks 分别表示 i 节点位图和逻辑块位图所占用的磁盘块数。s_firstdatazone 表示设备上数据区开始处占用的第一个逻辑块块号。s_log_zone_size 是使用 2 位底的对数表示的每个逻辑块包含的磁盘块数。对于 MINIX 1.0 文件系统该值为 0，因此其逻辑块的大小就等于磁盘块大小，都是 1KB。s_max_size 是以字节表示的最大文件长度。当然这个长度值将受到磁盘容量的限制。s_magic 是文件系统魔幻数，用以指明文件系统的类型。对于 MINIX 1.0 文件系统，它的魔幻数是 0x137f。

在 Linux 0.12 系统中，被加载的文件系统超级块保存在超级块表（数组）super_block[]中。该表共有 8 项，因此 Linux 0.12 系统中同时最多加载 8 个文件系统。超级块表将在 super.c 程序的 mount_root()函数中被初始化，在 read_super()函数中会为新加载的文件系统在表中设置一个超级块项，并在 put_super()函数中释放超级块表中指定的超级块项。

| | 字段名称 | 数据类型 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 出现在盘上和内存中的字段 | s_ninodes | short | i 节点数 |
| | s_nzones | short | 逻辑块数(或称为区块数) |
| | s_imap_blocks | short | i 节点位图所占块数 |
| | s_zmap_blocks | short | 逻辑块位图所占块数 |
| | s_firstdatazone | short | 数据区中第一个逻辑块块号 |
| | s_log_zone_size | short | $Log_2$(磁盘块数/逻辑块) |
| | s_max_size | long | 最大文件长度 |
| | s_magic | short | 文件系统幻数（0x137f） |
| 仅在内存中使用的字段 | s_imap[8] | buffer_head * | i 节点位图在高速缓冲块指针数组 |
| | s_zmap[8] | buffer_head * | 逻辑块位图在高速缓冲块指针数组 |
| | s_dev | short | 超级块所在设备号 |
| | s_isup | m_inode * | 被安装文件系统根目录 i 节点 |
| | s_imount | m_inode * | 该文件系统被安装到的 i 节点 |
| | s_time | long | 修改时间 |
| | s_wait | task_struct * | 等待本超级块的进程指针 |
| | s_lock | char | 锁定标志 |
| | s_rd_only | char | 只读标志 |
| | s_dirt | char | 已被修改(脏)标志 |

图 12-3 MINIX 的超级块结构

逻辑块位图用于描述盘上每个数据盘块的使用情况。除第 1 个比特位（位 0）以外，逻辑块位图中每个比特位依次代表盘上数据区中的一个逻辑块。因此逻辑块位图的比特位 1 代表盘上数据区中第一个数据盘块，而非盘上的第一个磁盘块（引导块）。当一个数据盘块被占用时，则逻辑块位图中相应比特位被置位。由于当所有磁盘数据盘块都被占用时查找空闲盘块的函数会返回 0 值，因此逻辑块位图最低比特位（位 0）闲置不用，并且在创建文件系统时会预先将其设置为 1。

从超级块的结构中我们还可以看出，逻辑块位图最多使用 8 块缓冲块（s_zmap[8]），而每块缓冲块大小是 1024 字节，每比特表示一个盘块的占用状态，因此一个缓冲块可代表 8192 个盘块。8 个缓冲块总共可表示 65536 个盘块，因此 MINIX 文件系统 1.0 所能支持的最大块设备容量（长度）是 64MB。

i 节点位图用于说明 i 节点是否被使用，同样是每个比特位代表一个 i 节点。对于 1K 大小的盘块来讲，一个盘块就可表示 8192 个 i 节点的使用状况。与逻辑块位图的情况类似，由于当所有 i 节点都被使用时查找空闲 i 节点的函数会返回 0 值，因此 i 节点位图第 1 个字节的最低比特位（位 0）和对应的 i 节点 0 都闲置不用，并且在创建文件系统时会预先将 i 节点 0 对应比特位图中的比特位置为 1。因此第一个 i 节点位图块中只能表示 8191 个 i 节点的状况。

盘上的 i 节点部分存放着文件系统中文件或目录名的索引节点，每个文件或目录名都有一个 i 节点。每个 i 节点结构中存放着对应文件的相关信息，如文件宿主的 id(uid)、文件所属组 id（gid）、文件长度、访问修改时间以及文件数据块在盘上的位置等。整个结构共使用 32 个字节，见图 12-4 所示。

| | 字段名称 | 数据类型 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 在盘上和内存中的字段，共 32 字节 | i_mode | short | 文件的类型和属性（rwx 位） |
| | i_uid | short | 文件宿主的用户 id |
| | i_size | long | 文件长度（字节） |
| | i_mtime | long | 修改时间（从 1970.1.1:0 时算起，秒） |
| | i_gid | char | 文件宿主的组 id |
| | i_nlinks | char | 链接数（有多少个文件目录项指向该 i 节点） |
| | i_zone[9] | short | 文件所占用的盘上逻辑块号数组。其中：<br>zone[0]-zone[6]是直接块号；<br>zone[7]是一次间接块号；<br>zone[8]是二次（双重）间接块号。<br>注：zone 是区的意思，可译成区块或逻辑块。<br>对于设备特殊文件名的 i 节点，其 zone[0]中存放的是该文件名所指设备的设备号。 |
| 仅在内存中使用的字段 | i_wait | task_struct * | 等待该 i 节点的进程。 |
| | i_atime | long | 最后访问时间。 |
| | i_ctime | long | i 节点自身被修改时间。 |
| | i_dev | short | i 节点所在的设备号。 |
| | i_num | short | i 节点号。 |
| | i_count | short | i 节点被引用的次数，0 表示空闲。 |
| | i_lock | char | i 节点被锁定标志。 |
| | i_dirt | char | i 节点已被修改（脏）标志。 |
| | i_pipe | char | i 节点用作管道标志。 |
| | i_mount | char | i 节点安装了其他文件系统标志。 |
| | i_seek | char | 搜索标志（lseek 操作时）。 |
| | i_update | char | i 节点已更新标志。 |

图 12-4 MINIX 文件系统 1.0 版的 i 节点结构

i_mode 字段用来保存文件的类型和访问权限属性。其比特位 15-12 用于保存文件类型，位 11-9 保存执行文件时设置的信息，位 8-0 表示文件的访问权限，见图 12-5 所示。具体信息参见文件 include/sys/stat.h 第 20—50 行和 include/fcntl.h。

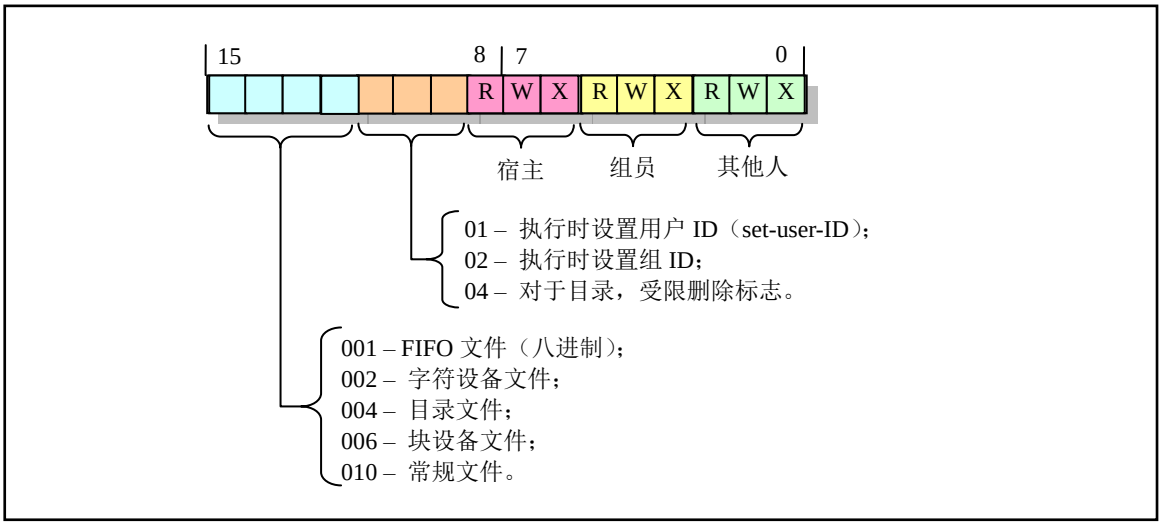



图 12-5 i 节点属性字段内容

文件中的数据是放在磁盘块的数据区中的，而一个文件名则通过对应的 i 节点与这些数据磁盘块相联系，这些盘块的号码就存放在 i 节点的逻辑块数组 i_zone[]中。其中，i_zone[]数组用于存放 i 节点对应文件的盘块号。i_zone[0]到 i_zone[6]用于存放文件开始的 7 个磁盘块号，称为直接块。若文件长度小于等于 7K 字节，则根据其 i 节点可以很快就找到它所使用的盘块。若文件大一些时，就需要用到一次间接块了（i_zone[7]），这个盘块中存放着附加的盘块号。对于 MINIX 文件系统它可以存放 512 个盘块号，因此可以寻址 512 个盘块。若文件还要大，则需要使用二次间接盘块（i_zone[8]）。二次间接块的一级盘块的作用类似与一次间接盘块，因此使用二次间接盘块可以寻址 512*512 个盘块。参见图 12-6 所示。

另外，对于/dev/目录下的设备文件来说，它们并不占用磁盘数据区中的数据盘块，即它们文件的长度是 0。设备文件名的 i 节点仅用于保存其所定义设备的属性和设备号。设备号被存放在设备文件 i 节点的 zone[0]中。

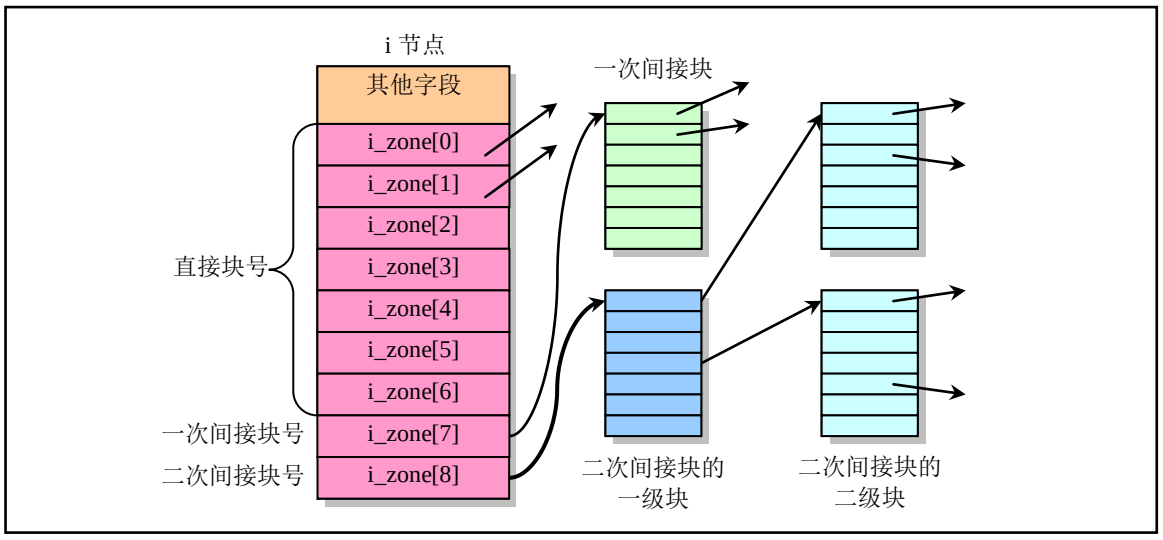



图 12-6 i 节点的逻辑块（区块）数组的功能

当所有 i 节点都被使用时，查找空闲 i 节点的函数会返回值 0，因此，i 节点位图最低比特位和 i 节点 0 都闲置不用。i 节点 0 的结构被初始化成全零，并在创建文件系统时将 i 节点 0 的比特位置位。

对于 PC 机来讲，一般以一个扇区的长度（512 字节）作为块设备的数据块长度。而 MINIX 文件系

统则将连续的 2 个扇区数据（1024 字节）作为一个数据块来处理，称之为一个磁盘块或盘块。其长度与高速缓冲区中的缓冲块长度相同。编号是从盘上第一个盘块开始算起，也即引导块是 0 号盘块。而上述的逻辑块或区块，则是盘块的 2 的幂次倍数。一个逻辑块长度可以等于 1、2、4 或 8 个盘块长度。对于本书所讨论的 linux 内核，逻辑块的长度等于盘块长度。因此在代码注释中这两个术语含义相同。但是术语数据逻辑块（或数据盘块）则是指盘设备上数据部分中，从第一个数据盘块开始编号的盘块。

## 12.1.2 文件类型、属性和目录项

### 12.1.2.1 文件的类型和属性

UNIX 类操作系统中的文件通常可分为 6 类。如果在 shell 下执行"ls -l"命令，我们就可以从所列出的文件状态信息中知道文件的类型。见图 12-7 所示。

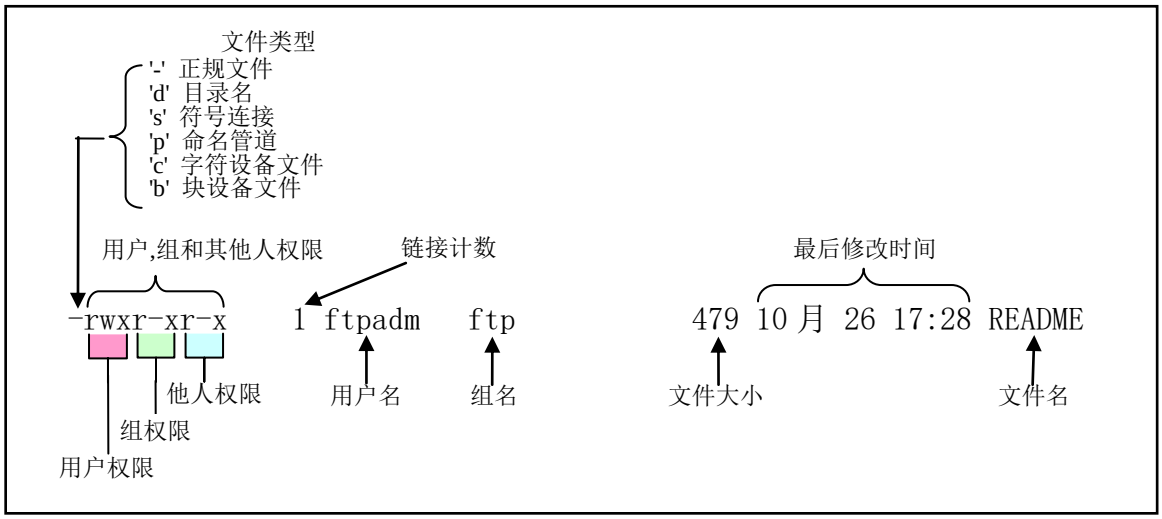



图 12-7 命令 ‘ls –l’显示的文件信息

图中，命令显示的第一个字节表示所列文件的类型。'-'表示该文件是一个正规（一般）文件。

正规文件（'-'）是一类文件系统对其不作解释的文件，包含有任何长度的字节流。例如源程序文件、二进制执行文件、文档以及脚本文件。

目录（'d'）在 UNIX 文件系统中也是一种文件，但文件系统管理会对其内容进行解释，以使人们可以看到有那些文件包含在一个目录中，以及它们是如何组织在一起构成一个分层次的文件系统的。

符号连接（'s'）用于使用一个不同文件名来引用另一个文件。符号连接可以跨越一个文件系统而连接到另一个文件系统中的一个文件上。删除一个符号连接并不影响被连接的文件。另外还有一种连接方式称为“硬连接”。它与这里所说符号连接中被连接文件的地位相同，被作为一般文件对待，但不能跨越文件系统（或设备）进行连接，并且会递增文件的连接计数值。见下面对链接计数的说明。

命名管道（'p'）文件是系统创建有名管道时建立的文件。可用于无关进程之间的通信。

字符设备（'c'）文件用于以操作文件的方式访问字符设备，例如 tty 终端、内存设备以及网络设备。

块设备（'b'）文件用于访问象硬盘、软盘等的设备。在 UNIX 类操作系统中，块设备文件和字符设备文件一般均存放在系统的/dev 目录中。

在 linux 内核中，文件的类型信息保存在对应 i 节点的 i_mode 字段中，使用高 4 比特位来表示，并使用了一些判断文件类型宏，例如 S_ISBLK、S_ISDIR 等，这些宏在 include/sys/stat.h 中定义。

在图中文件类型字符后面是每三个字符一组构成的三组文件权限属性。用于表示文件宿主、同组用户和其他用户对文件的访问权限。'rwx'分别表示对文件可读、可写和可执行的许可权。对于目录文件，可执行表示可以进入目录。在对文件的权限进行操作时，一般使用八进制来表示它们。例如'755'表示文

件宿主对文件可以读/写/执行，同组用户和其他人可以读和执行文件。在 Linux 0.12 源代码中，文件权限信息也保存在对应 i 节点的 i_mode 字段中，使用该字段的低 9 比特位表示三组权限。并常使用变量 mode 来表示。有关文件权限的宏在 include/fcntl.h 中定义。

图中的'链接计数'位表示该文件被硬连接引用的次数。当计数减为零时，该文件即被删除。'用户名'表示该文件宿主的名称，'组名'是该用户所属组的名称。

#### 12.1.2.2 文件系统目录项结构

Linux 0.12 系统采用的是 MINIX 文件系统 1.0 版。它的目录结构和目录项结构与传统 UNIX 文件的目录项结构相同，定义在 include/linux/fs.h 文件中。在文件系统的一个目录中，其中所有文件名信息对应的目录项存储在该目录文件名文件的数据块中。例如，目录名 root/下的所有文件名的目录项就保存在 root/目录名文件的数据块中。而文件系统根目录下的所有文件名信息则保存在指定 i 节点（即 1 号 i 节点）的数据块中。文件名目录项结构见如下所示：

```
// 定义在 include/linux/fs.h 文件中。
#define NAME_LEN 14                     // 名字长度值。
#define ROOT_INO 1                      // 根 i 节点。

// 文件目录项结构。
struct dir_entry {
        unsigned short inode;           // i 节点号。
        char name[NAME_LEN];            // 文件名。
};
```

每个目录项只包括一个长度为 14 字节的文件名字符串和该文件名对应的 2 字节的 i 节点号。因此一个逻辑磁盘块可以存放 1024/16=64 个目录项。有关文件的其它信息则被保存在该 i 节点号指定的 i 节点结构中，该结构中主要包括文件访问属性、宿主、长度、访问保存时间以及所在磁盘块等信息。每个 i 节点号的 i 节点都位于磁盘上的固定位置处。

在打开一个文件时，文件系统会根据给定的文件名找到其 i 节点号，从而通过其对应 i 节点信息找到文件所在的磁盘块位置，见图 12-8 所示。例如对于要查找文件名/usr/bin/vi 的 i 节点号，文件系统首先会从具有固定 i 节点号（1）的根目录开始操作，即从 i 节点号 1 的数据块中查找到名称为 usr 的目录项，从而得到文件/usr 的 i 节点号。根据该 i 节点号文件系统可以顺利地取得目录/usr，并在其中可以查找到文件名 bin 的目录项。这样也就知道了/usr/bin 的 i 节点号，因而我们可以知道目录/usr/bin 的目录所在位置，并在该目录中查找到 vi 文件的目录项。最终我们获得了文件路径名/usr/bin/vi 的 i 节点号，从而可以从磁盘上得到该 i 节点号的 i 节点结构信息。

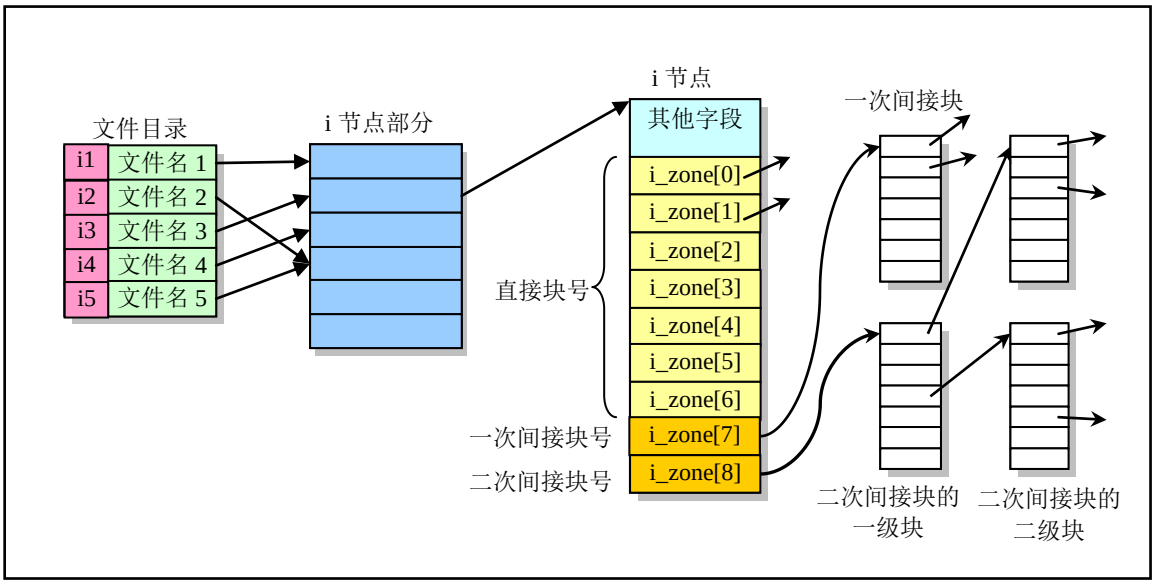



图 12-8 通过文件名最终找到对应文件磁盘块位置的示意图

如果从一个文件在磁盘上的分布来看，对于某个文件数据块信息的寻找过程可用来图 12-9 表示（其中未画出引导块、超级块、i 节点和逻辑块位图）。

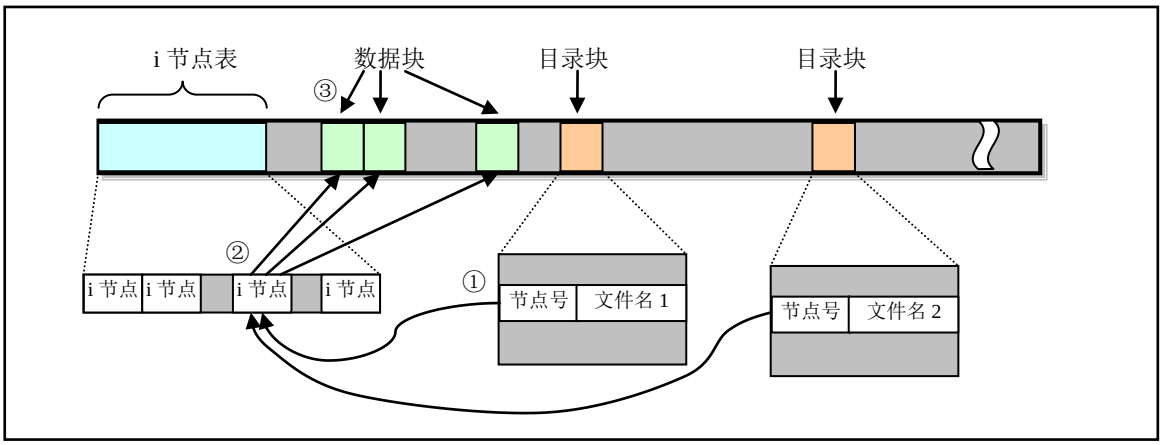



图 12-9 从文件名获取其数据块

通过对用户程序指定的文件名，我们可以找到对应目录项。根据目录项中的 i 节点号就可以找到 i 节点表中相应的 i 节点结构。i 节点结构中包含着该文件数据的块号信息，因此最终可以得到文件名对应的数据信息。上图中有两个目录项指向了同一个 i 节点，因此根据这两个文件名都可以得到磁盘上相同的数据。每个 i 节点结构中都有一个链接计数字段 i_nlinks 记录着指向该 i 节点的目录项数，即文件的硬链接计数值。本例中该字段值为 2。在执行删除操作文件时，只有当 i 节点链接计数值等于 0 时内核才会真正删除磁盘上该文件的数据。另外，由于目录项中 i 节点号仅能用于当前文件系统中，因此不能使用一个文件系统的目录项来指向另一个文件系统中的 i 节点，即硬链接不能跨越文件系统。

与硬链接不同，符号链接类型的文件名目录项并不直接指向对应的 i 节点。符号链接目录项会在对应文件的数据块中存放某一文件的路径名字符串。当访问符号链接目录项时，内核就会读取该文件中的内容，然后根据其中的路径名字符串来访问指定的文件。因此符号链接可以不局限在一个文件系统中，我们可以在一个文件系统中建立一个指向另一个文件系统中文件名的符号链接。

在每个目录中还包含两个特殊的文件目录项，它们的名称分别固定是'.'和'..'。'.'目录项中给出了当前

目录的 i 节点号，而'..'目录项中给出了当前目录父目录的 i 节点号。因此在给出一个相对路径名时文件系统就可以利用这两个特殊目录项进行查找操作。例如要查找../kernel/Makefile，就可以首先根据当前目录的'..'目录项得到父目录的 i 节点号，然后按照上面描述过程进行查找操作。

对于每个目录文件的目录项，其 i 节点中的链接计数字段值也表明连接到该目录的目录项数。因此每个目录文件的链接计数值起码为 2。其中一个是包含目录文件的目录项链接，另一个是目录中'..'目录项的链接。例如我们在当前目录中建立一个名为 mydir 的子目录，那么在当前目录和该子目录中的链接示意图见图 12-10 所示。

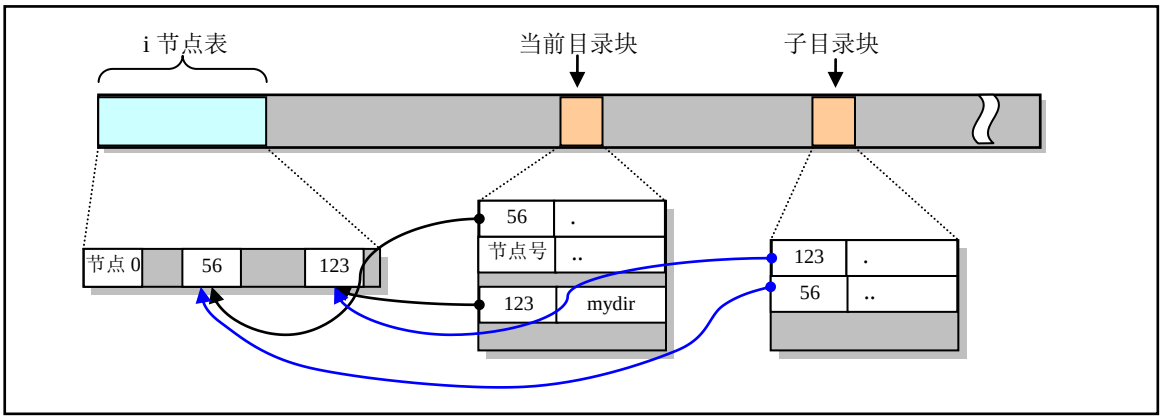



图 12-10 目录文件目录项和子目录链接

图中示出了我们在 i 节点号为 56 的目录中建立了一个 mydir 子目录，该子目录的 i 节点号是 123。在 mydir 子目录中的'.'目录项指向自己的 i 节点 123，而其'..'目录项则指向其父目录的 i 节点 56。可见，由于一个目录的目录项本身总是会有两个链接，若其中再包含子目录，那么父目录的 i 节点链接数就等于 2+子目录数。

### 12.1.2.3 目录结构例子

以 Linux 0.12 系统为例，我们来观察它的根目录项结构。在 bochs 中运行 Linux 0.12 系统之后，我们先列出其文件系统根目录项，包括其中隐含的'.'和'..'目录项。然后我们使用 hexdump 命令察看'.'或'..'文件的数据块内容，可以看出根目录包含的各个目录项内容。

```
[/usr/root]# cd /
[/]# ls -la
total 10
drwxr-xr-x  10 root     root          176 Mar 21  2004 .
drwxr-xr-x  10 root     4096          176 Mar 21  2004 ..
drwxr-xr-x   2 root     4096          912 Mar 21  2004 bin
drwxr-xr-x   2 root     root          336 Mar 21  2004 dev
drwxr-xr-x   2 root     root          224 Mar 21  2004 etc
drwxr-xr-x   8 root     root          128 Mar 21  2004 image
drwxr-xr-x   2 root     root           32 Mar 21  2004 mnt
drwxr-xr-x   2 root     root           64 Mar 21  2004 tmp
drwxr-xr-x  10 root     root          192 Mar 29  2004 usr
drwxr-xr-x   2 root     root           32 Mar 21  2004 var

[/]# hexdump .
0000000 0001 002e 0000 0000 0000 0000 0000 0000        // .
0000010 0001 2e2e 0000 0000 0000 0000 0000 0000        // ..
```

```
0000020 0002 6962 006e 0000 0000 0000 0000 0000        // bin
0000030 0003 6564 0076 0000 0000 0000 0000 0000        // dev
0000040 0004 7465 0063 0000 0000 0000 0000 0000        // etc
0000050 0005 7375 0072 0000 0000 0000 0000 0000        // usr
0000060 0115 6e6d 0074 0000 0000 0000 0000 0000        // mnt
0000070 0036 6d74 0070 0000 0000 0000 0000 0000        // tmp
0000080 0000 6962 2e6e 656e 0077 0000 0000 0000        // 空闲，未使用。
0000090 0052 6d69 6761 0065 0000 0000 0000 0000        // image
00000a0 007b 6176 0072 0000 0000 0000 0000 0000        // var
00000b0
[/]#
```

执行'hexdump .'命令后列出了 1 号 i 节点数据块中包含的所有目录项。每一行对应一个目录项，每行开始两字节是 i 节点号，随后的 14 字节是文件名或目录名字符串。若一个目录项中 i 节点号是 0，则表示该目录项没有被使用，或对应的文件已经被删除或移走。其中头两个目录项（'.'和'..'）的 i 节点号均是 1 号。这是文件系统根目录结构的特殊之处，与其余子目录结构不同。

现在察看 etc/目录项。同样对 etc/目录使用 hexdump 命令，我们可以显示出 etc/子目录包含的目录项，见下面所示。

```
[/]# ls etc -la
total 32
drwxr-xr-x   2 root     root          224 Mar 21  2004 .
drwxr-xr-x  10 root     root          176 Mar 21  2004 ..
-rw-r--r--   1 root     root          137 Mar  4  2004 group
-rw-r--r--   1 root     root        11801 Mar  4  2004 magic
-rw-r--r--   1 root     root           11 Jan 22 18:12 mtab
-rw-r--r--   1 root     root          142 Mar  5  2004 mtools
-rw-r--r--   1 root     root          266 Mar  4  2004 passwd
-rw-r--r--   1 root     root          147 Mar  4  2004 profile
-rw-r--r--   1 root     root           57 Mar  4  2004 rc
-rw-r--r--   1 root     root         1034 Mar  4  2004 termcap
-rwx--x--x   1 root     root        10137 Jan 15  1992 update

[/]# hexdump etc
0000000 0004 002e 0000 0000 0000 0000 0000 0000        // .
0000010 0001 2e2e 0000 0000 0000 0000 0000 0000        // ..
0000020 0007 6372 0000 0000 0000 0000 0000 0000        // rc
0000030 000b 7075 6164 6574 0000 0000 0000 0000        // update
0000040 0113 6574 6d72 6163 0070 0000 0000 0000        // termcap
0000050 00ee 746d 6261 0000 0000 0000 0000 0000        // mtab
0000060 0000 746d 6261 007e 0000 0000 0000 0000        // 空闲，未使用。
0000070 007c 616d 6967 0063 0000 0000 0000 0000        // magic
0000080 0016 7270 666f 6c69 0065 0000 0000 0000        // profile
0000090 007e 6170 7373 6477 0000 0000 0000 0000        // passwd
00000a0 0081 7267 756f 0070 0000 0000 0000 0000        // group
00000b0 01ee 746d 6f6f 736c 0000 0000 0000 0000        // mtools
00000c0
[/]#
```

此时我们可以看出 etc/目录名 i 节点对应的数据块中包含有该子目录下所有文件的目录项信息。其中目录项'.'的 i 节点正是 etc/目录项自己的 i 节点号 4，而'..'的 i 节点是 etc/父目录的 i 节点号 1。

### 12.1.3 高速缓冲区

高速缓冲区是文件系统访问块设备中数据的必经要道。为了访问文件系统等块设备上的数据，内核可以每次都访问块设备，进行读或写操作。但是每次 I/O 操作的时间与内存和 CPU 的处理速度相比是非常慢的。为了提高系统的性能，内核就在内存中开辟了一个高速数据缓冲区（池）（buffer cache），并将其划分成一个个与磁盘数据块大小相等的缓冲块来使用和管理，以期减少访问块设备的次数。在 linux 内核中，高速缓冲区位于内核代码和主内存区之间，参见图 2-5 所示。高速缓冲中存放着最近被使用过的各个块设备中的数据块。当需要从块设备中读取数据时，缓冲区管理程序首先会在高速缓冲中寻找。如果相应数据已经在缓冲中，就无需再从块设备上读。如果数据不在高速缓冲中，就发出读块设备的命令，将数据读到高速缓冲中。当需要把数据写到块设备中时，系统就会在高速缓冲区中申请一块空闲的缓冲块来临时存放这些数据。至于什么时候把数据真正地写到设备中去，则是通过设备数据同步实现的。

Linux 内核实现高速缓冲区的程序是 buffer.c。文件系统中其他程序通过指定需要访问的设备号和数据逻辑块号来调用它的块读写函数。这些接口函数有：块读取函数 bread()、块提前预读函数 breada()和页块读取函数 bread_page()。页块读取函数一次读取一页内存所能容纳的缓冲块数（4 块）。

### 12.1.4 文件系统底层函数

文件系统的底层处理函数包含在以下 5 个文件中：

- bitmap.c 程序包括对 i 节点位图和逻辑块位图进行释放和占用处理函数。操作 i 节点位图的函数是 free_inode()和 new_inode()，操作逻辑块位图的函数是 free_block()和 new_block()。
- truncate.c 程序包括对数据文件长度截断为 0 的函数 truncate()。它将 i 节点指定的设备上文件长度截为 0，并释放文件数据占用的设备逻辑块。
- inode.c 程序包括分配 i 节点函数 iget()和放回对内存 i 节点存取函数 iput()以及根据 i 节点信息取文件数据块在设备上对应的逻辑块号函数 bmap()。
- namei.c 程序主要包括函数 namei()。该函数使用 iget()、iput()和 bmap()将给定的文件路径名映射到其 i 节点。
- super.c 程序专门用于处理文件系统超级块，包括函数 get_super()、put_super()和 free_super()等。还包括几个文件系统加载/卸载处理函数和系统调用，如 sys_mount()等。

这些文件中函数之间的层次关系如图 12-11 所示。

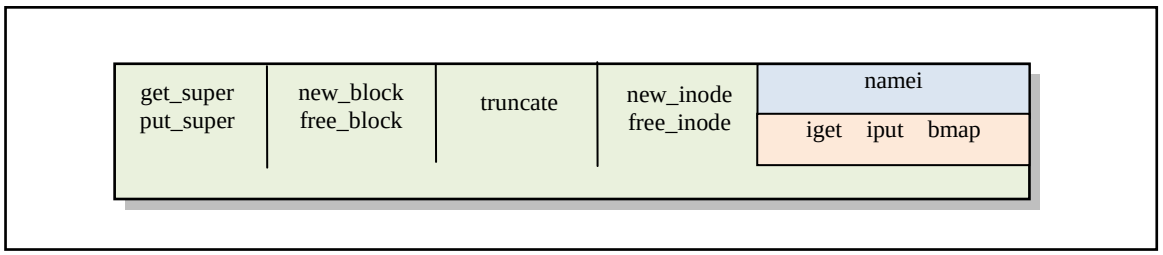



图 12-11 文件系统低层操作函数层次关系

### 12.1.5 文件中数据的访问操作

关于文件中数据的访问操作代码，主要涉及 5 个文件（见图 12-12 所示）：block_dev.c、file_dev.c、char_dev.c、pipe.c 和 read_write.c。前 4 个文件可以认为是块设备、字符设备、管道设备和普通文件与文件读写系统调用的接口程序，它们共同实现了 read_write.c 中的 read()和 write()系统调用。通过对被操作文件属性的判断，这两个系统调用会分别调用这些文件中的相关处理函数进行操作。

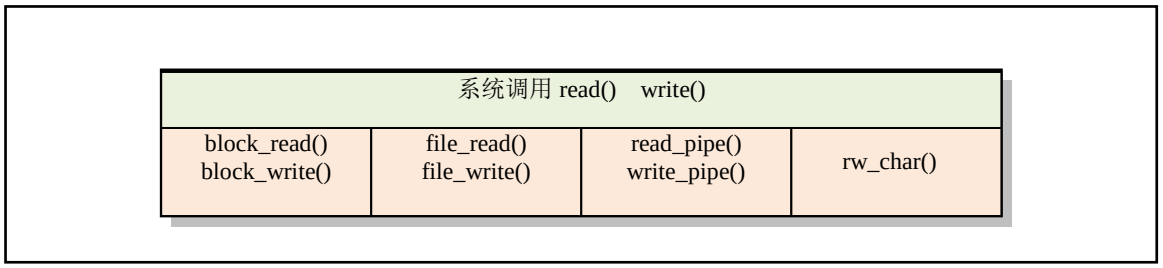



图 12-12 文件数据访问函数

block_dev.c 中的函数 block_read()和 block_write()是用于读写块设备特殊文件中的数据。所使用的参数指定了要访问的设备号、读写的起始位置和长度。

file_dev.c 中的 file_read()和 file_write()函数是用于访问一般的正规文件。通过指定文件对应的 i 节点和文件结构，从而可以知道文件所在的设备号和文件当前的读写指针。

pipe.c 文件中实现了管道读写函数 read_pipe()和 write_pipe()。另外还实现了创建无名管道的系统调用 pipe()。管道主要用于在进程之间按照先进先出的方式传送数据，也可以用于使进程同步执行。有两种类型的管道：有名管道和无名管道。有名管道是使用文件系统的 open 调用建立的，而无名管道则使用系统调用 pipe()来创建。在使用管道时，则都用正规文件的 read()、write()和 close()函数。只有发出 pipe 调用的后代，才能共享对无名管道的存取，而所有进程只要权限许可，都可以访问有名管道。

对于管道的读写，可以看成是一个进程从管道的一端写入数据，而另一个进程从管道的另一端读出数据。内核存取管道中数据的方式与存取一般正规文件中数据的方式完全一样。为管道分配存储空间和为正规文件分配空间的不同之处是，管道只使用 i 节点的直接块。内核将 i 节点的直接块作为一个循环队列来管理，通过修改读写指针来保证先进先出的顺序。

对于字符设备文件，系统调用 read()和 write()会调用 char_dev.c 中的 rw_char()函数来操作。字符设备包括控制台终端（tty）、串口终端(ttyx)和内存字符设备。

另外，内核使用文件结构 file、文件表 file_table[]和内存中的 i 节点表 inode_table[]来管理对文件的操作访问。这些数据结构和表的定义可参见头文件 include/linux/fs.h。文件结构 file 被定义为如下所示。

```
struct file {
        unsigned short f_mode;          // 文件操作模式（RW 位）
        unsigned short f_flags;         // 文件打开和控制的标志。
        unsigned short f_count;         // 对应文件句柄引用计数。
        struct m_inode * f_inode;       // 指向对应内存 i 节点，即现在系统中的 v 节点。
        off_t f_pos;                    // 文件当前读写指针位置。
};
struct file file_table[NR_FILE]         // 文件表数组，共 64 项。
```

它用于在文件句柄与内存 i 节点表中 i 节点项之间建立关系。其中文件类型和访问属性字段 f_mode 与文件 i 节点结构中 i_mode 字段的含义相同，见前面的描述；f_flags 字段是打开文件调用函数 open()中参数 flag 给出的一些打开操作控制标志的组合，这些标志定义在 include/fcntl.h 中。其中有以下一些标志：

```
    // 打开文件 open()和文件控制函数 fcntl()使用的文件访问模式。同时只能使用三者之一。
 8  #define O_RDONLY        00              // 以只读方式打开文件。
 9  #define O_WRONLY        01              // 以只写方式打开文件。
10  #define O_RDWR          02              // 以读写方式打开文件。
    // 下面是文件创建和操作标志，用于 open()。可与上面访问模式用'位或'的方式一起使用。
11  #define O_CREAT         00100           // 如果文件不存在就创建。fcntl 函数不用。
```

```
12 #define O_EXCL      00200    // 独占使用文件标志。
13 #define O_NOCTTY    00400    // 不分配控制终端。
14 #define O_TRUNC     01000    // 若文件已存在且是写操作，则长度截为 0。
15 #define O_APPEND    02000    // 以添加方式打开，文件指针置为文件尾。
16 #define O_NONBLOCK  04000    // 非阻塞方式打开和操作文件。
17 #define O_NDELAY    O_NONBLOCK // 非阻塞方式打开和操作文件。
```

file 结构中的文件引用计数字段 f_count 指出本文件被文件句柄引用的次数计数；内存 i 节点结构字段 f_inode 指向本文件对应 i 节点表中的内存 i 节点结构项。文件表是内核中由文件结构项组成的数组，在 Linux 0.12 内核中文件表最多可有 64 项，因此整个系统同时最多打开 64 个文件。在进程的数据结构（即进程控制块或称进程描述符）中，专门定义有本进程打开文件的文件结构指针数组 filp[NR_OPEN]字段。其中 NR_OPEN = 20，因此每个进程最多可同时打开 20 个文件。该指针数组项的顺序号即对应文件的描述符值，而项的指针则指向文件表中打开的文件项。例如，filp[0]即是进程当前打开文件描述符 0 对应的文件结构指针。

内核中 i 节点表 inode_table[NR_INODE]是由内存 i 节点结构组成的数组，其中 NR_INODE = 32，因此在某一时刻内核中同时只能保存 32 个内存 i 节点信息。一个进程打开的文件和内核文件表以及相应内存 i 节点的关系可用图 12-13 来表示。图中一个文件被作为进程的标准输入打开（文件句柄 0），另一个被作为标准输出打开（文件句柄 1）。

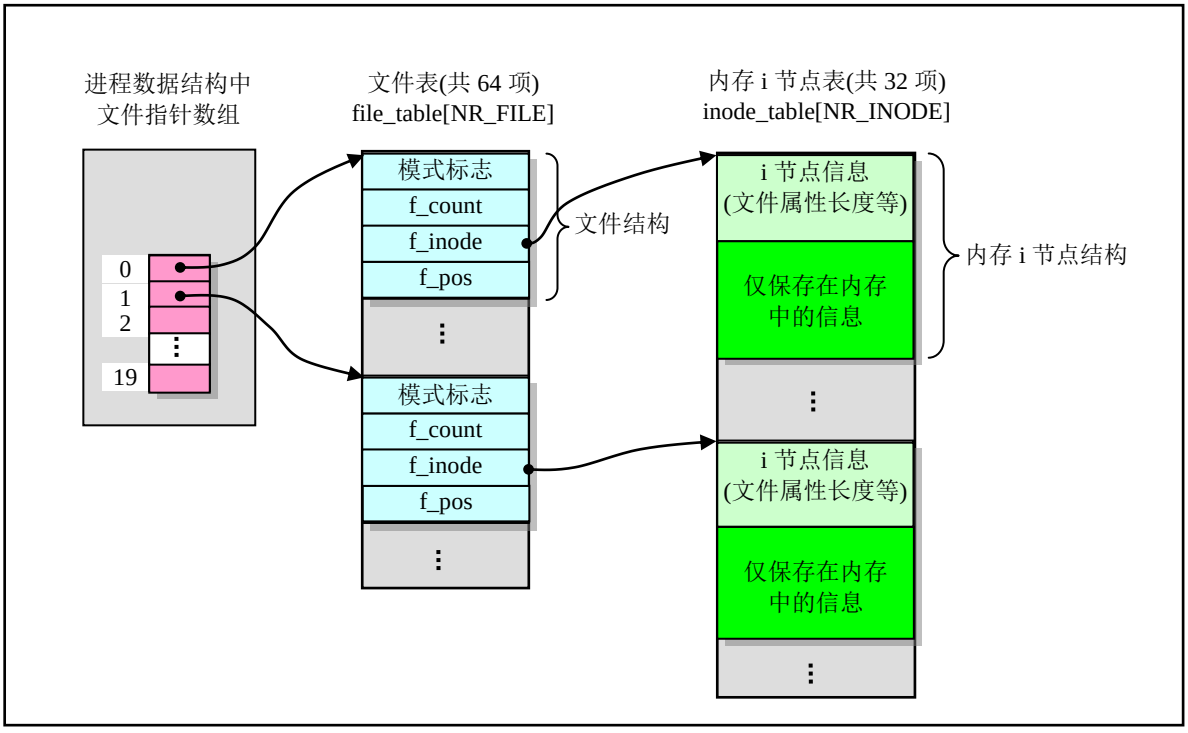



图 12-13 进程打开文件使用的内核数据结构

## 12.1.6 文件和目录管理系统调用

有关文件系统调用的上层实现，基本上包括图 12-14 中 5 个文件。

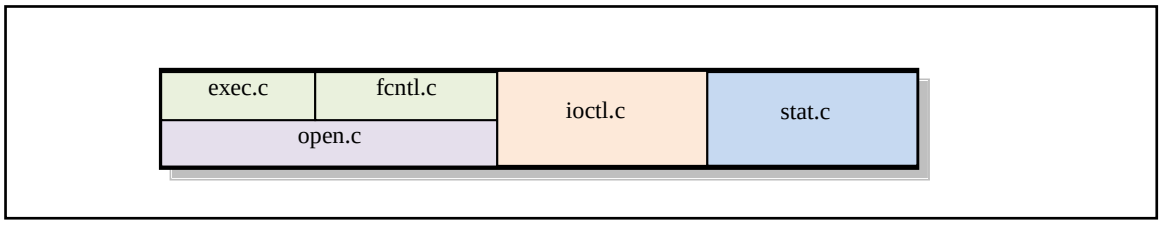



图 12-14 文件系统上层操作程序

open.c 文件用于实现与文件操作相关的系统调用。主要有文件的创建、打开和关闭，文件宿主和属性的修改、文件访问权限的修改、文件操作时间的修改和系统文件系统 root 的变动等。

exec.c 程序实现对二进制可执行文件和 shell 脚本文件的加载与执行。其中主要的函数是函数 do_execve()，它是系统中断调用(int 0x80)功能号__NR_execve()调用的 C 处理函数，是 exec()函数簇的主要实现函数。

fcntl.c 实现了文件控制系统调用 fcntl()和两个文件句柄(描述符)复制系统调用 dup()和 dup2()。dup2()指定了新句柄的数值，而 dup()则返回当前值最小的未用句柄。句柄复制操作主要用在文件的标准输入/输出重定向和管道操作方面。

ioctl.c 文件实现了输入/输出控制系统调用 ioctl()。主要调用 tty_ioctl()函数，对终端的 I/O 进行控制。

stat.c 文件用于实现取文件状态信息系统调用 stat()和 fstat()。stat()是利用文件名取信息，而 fstat()是使用文件句柄(描述符)来取信息。

## 12.1.7 360KB 软盘中文件系统实例分析

为了加深对图 12-1 所示文件系统结构的理解，我们利用 Linux 0.12 系统在 360KB 规格软盘映像中建立一个 MINIX 1.0 文件系统，其中仅存放了一个名为 hello.c 的文件。

我们首先在 bochs 环境中运行下列命令来建立一个文件系统。

```
[/usr/root]# mkfs /dev/fd1 360                    // 在第 2 个软驱中建立一个 360KB 的文件系统。
120 inodes                                        // 它共有 120 个 i 节点，360 个盘块（逻辑块）。
360 blocks
Firstdatazone=8 (8)                               // 盘中数据区的开始盘块号是 8。
Zonesize=1024                                     // 盘块大小为 1024 字节。
Maxsize=268966912                                 // 最大文件长度（显然有误）。

[/usr/root]# mount /dev/fd1 /mnt                  // 安装到/mnt 目录并复制一个文件到其中。
[/usr/root]# cp hello.c /mnt
[/usr/root]# ll -a /mnt                           // 有 3 个目录项。
total 3
drwxr-xr-x   2 root     root           48 Feb 23 17:48 .
drwxr-xr-x  10 root     root          176 Mar 21  2004 ..
-rw-------   1 root     root           74 Feb 23 17:48 hello.c

[/usr/root]# umount /dev/fd1                      // 卸载该文件系统。
[/usr/root]#
```

对第 2 个软驱中的软盘（映像文件）执行 mkfs 命令后，会在盘上建立起一个 MINIX 文件系统。从命令执行后显示的内容可知，该文件系统共含有 120 个 i 节点、360 个盘块，盘中数据区起始的盘块号是 8，逻辑块的大小是 1024 字节，与盘块大小相同。并且可存放文件的最大长度为 268966912 字节（长

度值显然有误）。然后我们使用 mount 命令把这个含有 MINIX 文件系统的设备安装到目录/mnt 上，并在往其中复制了一个文件 hello.c 后再卸载该文件系统。现在我们就已经制作好了一个只含有一个文件的 MINIX 文件系统。它被存放在 bochs 第 2 个软驱对应的磁盘映像文件（diskb.img）中。

现在我们来查看这个文件系统中的具体内容。为了方便，我们直接使用 Linux 0.12 系统中的 hexdump 命令来观察其中内容。你也可以退出 bochs 系统并使用 UltraEdit 等可修改二进制文件的编辑程序来查看。在对设备/dev/fd1 执行 hexdump 命令后会显示以下内容（略作了整理）。

```
[/usr/root]# hexdump /dev/fd1 | more
0000000 44eb 4d90 6f74 6c6f 2073 0020 0102 0001  // 0x0000 - 0x03ff（1KB）是引导块内容。
0000010 e002 4000 f00b 0009 0012 0002 0000 0000
0000020 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
*                                                // '*' 号表示这个范围的数据均是 0 值。
0000400 0078 0168 0001 0001 0008 0000 1c00 1008  // 0x0400 - 0x07ff（1KB）是超级块内容。
0000410 137f 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
0000420 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
*
0000800 0007 0000 0000 0000 0000 0000 0000 ff00  // 0x0800 - 0x0bff（1KB）是 i 节点位图内容。
0000810 ffff ffff ffff ffff ffff ffff ffff ffff
*
0000c00 0007 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000  // 0x0c00 - 0x0fff（1KB）是逻辑块位图内容。
0000c10 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
0000c20 0000 0000 0000 0000 0000 0000 fffe ffff
0000c30 ffff ffff ffff ffff ffff ffff ffff ffff
*
0001000 41ed 0000 0030 0000 c200 421c 0200 0008  // 0x1000 - 0x1fff（4KB）是 120 个 i 节点内容。
0001010 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
0001020 8180 0000 004a 0000 c200 421c 0100 0009
0001030 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
*                                                //// 以下是数据区盘块内容。
0002000 0001 002e 0000 0000 0000 0000 0000 0000  // 0x2000 - 0x23ff（1KB）是 1 号根 i 节点数据。
0002010 0001 2e2e 0000 0000 0000 0000 0000 0000
0002020 0002 6568 6c6c 2e6f 0063 0000 0000 0000
0002030 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
*
0002400 6923 636e 756c 6564 3c20 7473 6964 2e6f  // 0x2400 - 0x27ff（1KB）是 hello.c 文件。
0002410 3e68 0a0a 6e69 2074 616d 6e69 2928 7b0a
0002420 090a 7270 6e69 6674 2228 6548 6c6c 2c6f
0002430 7720 726f 646c 5c21 226e 3b29 090a 6572
0002440 7574 6e72 3020 0a3b 0a7d 0000 0000 0000
0002450 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000 0000
--More--
```

现在我们逐一分析以上内容。根据图 12-1 我们知道，MINIX 1.0 文件系统的第 1 个盘块是一个引导盘块。因此盘块 0（0x0000 - 0x03ff，1KB）是引导块内容。无论你的盘是否用来引导系统，每个新创建的文件系统都会保留一个引导盘块。对于新创建的磁盘映像文件，引导盘块应该全部为零。上述显示数据中引导盘块的内容是原来映像文件中遗留下来的数据，即 mkfs 命令在创建文件系统时不会修改引导盘块的内容。

盘块 1（0x0400 - 0x07ff，1KB）是超级块内容。根据 MINIX 文件系统超级块数据结构（参见图 12-3）我们可以知道表 12–1 中所列的文件系统超级块信息，共有 18 个字节中包含有效内容。由于每逻辑块对 ing 的盘块数对数值为 0，因此，对于 MINIX 文件系统来说，其盘块大小就等于逻辑块（区块）大小。

表 12－1 360KB 磁盘中 MINIX 文件系统超级块信息

| 字段名称 | 超级块字段名称 | 内容 |
|---|---|---|
| s_ninodes | i 节点数 | 0x0078 = 120 个 |
| s_nzones | 区块（逻辑块）数 | 0x0168 = 360 块 |
| s_imap_blocks | i 节位图所占块数 | 0x0001 块 |
| s_zmap_blocks | 区块位图所占块数 | 0x0001 块 |
| s_firstdatazone | 第一个数据块块号 | 0x0008 |
| s_log_zone_size | Log2（盘块数/区块） | 0x0000 |
| s_max_size | 最大文件长度 | 0x10081c00 = 268966912 字节 |
| s_magic | 文件系统魔数 | 0x137f |

盘块 2（0x0800 - 0x0bff，1KB）包含 i 节点位图信息。由于该文件系统中总共有 120 个 i 节点，而每个比特位代表 1 个 i 节点结构，因此文件系统实际占用了该 1KB 大小盘块中的 120/8 = 15 个字节，其中比特位值为 0 表示文件系统中相应 i 节点结构未被占用，1 表示已占用或保留。盘块中其余不用的字节比特位值均被 mkfs 命令初始化为 1。

从盘块 2 的数据中我们可以看出，第 1 个字节值是 0x07（0b0000111），即 i 节点位图的最开始的 3 个比特位已被占用。又前面说明可知，第 1 个比特位（位 0）保留不用。第 2 和第 3 个比特位分别说明了文件系统的 1 号 i 节点和 2 号 i 节点已被使用，即后面 i 节点区中已经包含有 2 个 i 节点结构内容，实际上，1 号节点被用作文件系统的根 i 节点，2 号 i 节点被用于该文件系统上的唯一一个文件 hello.c，其中 i 节点结构的内容将在后面说明。

盘块 3（0x0c00 - 0x0fff，1KB）是逻辑块位图内容。由于磁盘容量只有 360KB，因此文件系统实际使用了其中 360 个比特位，即 360/8 = 45 个字节。由于逻辑块位图仅表示磁盘中数据区中盘块被占用的情况，因此去除已被使用的功能块数（1 引导块 + 1 超级块 + 1i 节点位图块 + 1 逻辑块位图块 + 4i 节点区盘块 = 8），实际需要的比特位数是 360 - 8 = 352 个比特位（占用 44 字节），再加上保留不能使用的位 0 比特位，共需要 353 个比特位。这也就是为什么最后一个（第 45）字节（0xfe）只有 1 个比特位是 0 的原因。

因此，当我们知道一个逻辑块在逻辑块位图中的比特位偏移值 nr 时，那么其对应的实际磁盘上盘块块号 block 就等于 nr + 8 -1，即 block = nr + s_firstdatazone - 1。而当我们想为一个磁盘上盘块号 block 求其在逻辑块位图中的比特位偏移值（即数据区中块号）nr 时，则其为 nr = block - s_firstdatazone +1。

与 i 节点位图类似，第 1 个字节的前 3 比特位也已经被占用。第 1 个（位 0）比特位不留不用，第 2 和第 3 个比特位说明磁盘数据区中已经被使用了 2 个盘块（逻辑块）。实际上，位 1 代表的磁盘数据区中的第 1 个盘块被用于 1 号根 i 节点存放数据信息（目录项），位 2 代表的数据区中第 2 个盘块被用于 2 号节点保存相关数据信息。请注意，这里所说的数据信息是指 i 节点管理的数据内容，并非 i 节点结构的信息。i 节点本身的结构信息将保存在专门供存放 i 节点结构信息的 i 节点区中盘块内，即磁盘盘块 4--7。

盘块 4--7（0x1000 - 0x1fff，4KB）4 个盘块专门用来存放 i 节点结构信息。因为文件系统供有 120 个 i 节点，而每个 i 节点占用 32 个字节（参见图 12-4），因此共需要 120 x 32 = 3840 字节，即需要占用 4 个盘块。由上面显示的数据我们可以看出，前 32 个字节已经保存了 1 号根 i 节点的内容，随后的 32 字节中保存了 2 号 i 节点的内容，见表 12–2 和表 12–3 所示。

表 12－2 1 号根 i 节点结构内容

| 字段名称 | i 节点字段名称 | 值和说明 |
|---|---|---|
| i_mode | 文件的类型和属性 | 0x41ed （drwxr-xr-x） |
| i_uid | 文件宿主用户 id | 0x0000 |

| | | |
|---|---|---|
| i_size | 文件长度 | 0x00000030 （48 字节） |
| i_mtime | 修改时间 | 0x421cc200 （Feb 23 17:48） |
| i_gid | 文件组 id | 0x00 |
| i_nlinks | 链接数 | 0x02 |
| i_zone[9] | 文件所占用的逻辑块号数组 | zone[0] = 0x0008，其余项均为 0。 |

表 12－3 2 号 i 节点结构内容

| 字段名称 | i 节点字段名称 | 值和说明 |
|---|---|---|
| i_mode | 文件的类型和属性 | 0x8180 （-rw-------） |
| i_uid | 文件宿主用户 id | 0x0000 |
| i_size | 文件长度 | 0x0000004a （74 字节） |
| i_mtime | 修改时间 | 0x421cc200 （Feb 23 17:48） |
| i_gid | 文件组 id | 0x00 |
| i_nlinks | 链接数 | 0x01 |
| i_zone[9] | 文件所占用的逻辑块号数组 | zone[0] = 0x0009，其余项均为 0。 |

可以看出，1 号根 i 节点的数据块只有 1 块，其逻辑块号是 8，位于磁盘数据区中第 1 块上，长度是 30 字节。有前面小节可知一个目录项长度是 16（0x10）字节，因此这个逻辑块中共存有 3 个目录项（0x30 字节）。因为是一个目录，所以其链接数是 2。

2 号 i 节点的数据块也同样只有 1 块，并位于磁盘数据区中第 2 块内，盘块号是 9。其中存有的数据长度是 74 字节，即是 hello.c 文件的字节长度。

盘块 8（0x2000 - 0x23ff，1KB）就是 1 号根 i 节点的数据。其中存有 48 字节的 3 个目录项结构信息，见表 12–4 所示。

表 12－4 1 号根 i 节点的数据内容

| 项 | 节点号 | 文件名 |
|---|---|---|
| 1 | 0x0001 | 0x2e （.） |
| 2 | 0x0001 | 0x2e,0x2e （..） |
| 3 | 0x0002 | 0x68,0x65,0x6c,0x6c,0x6f,0x2e,0x63 （hello.c） |

盘块 9（0x2400 - 0x27ff，1KB）是 hello.c 文件内容。其中包含了 74 字节的文本信息。

# 12.2 buffer.c 程序

从本节起，我们对 fs/目录下的程序逐一进行说明和注释。按照本章第 2 节中的描述，本章的程序可以被划分成 4 个部分：①高速缓冲管理；②文件底层操作；③文件数据访问；④文件高层访问控制。这里首先对第 1 部分的高速缓冲管理程序进行描述。这部分仅包含一个程序 buffer.c。

## 12.2.1 功能描述

buffer.c 程序（程序 12-1）用于对高速缓冲区(池)进行操作和管理。高速缓冲区位于内核代码块和主内存区之间，见图 12-15 中所示。高速缓冲区在块设备与内核其他程序之间起着一个桥梁作用。除了块设备驱动程序以外，内核程序如果需要访问块设备中的数据，就都需要经过高速缓冲区来间接地操作。

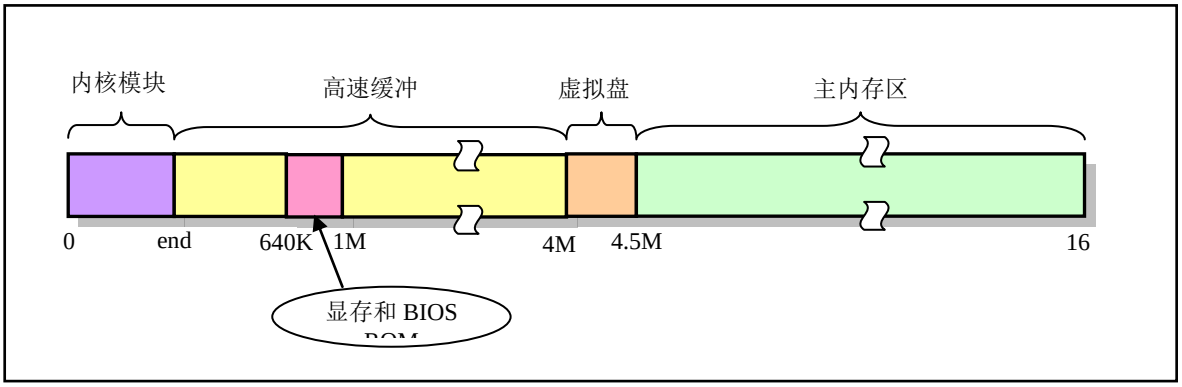



图 12-15 高速缓冲区在整个物理内存中所处的位置

图中高速缓冲区的起始位置从内核模块末段 end 标号开始，end 是内核模块链接期间由链接程序 ld 设置的一个外部变量，内核代码中没有定义这个符号。当在连接生成 system 模块时，ld 程序设置了 end 的地址，它等于 data_start + datasize + bss_size，即 bss 段结束后的第 1 个有效地址，也即内核模块的末端。另外，链接器还设置了 etext 和 edata 两个外部变量。它们分别表示代码段后第 1 个地址和数据段后第 1 个地址。

整个高速缓冲区被划分成 1024 字节大小的缓冲块，正好与块设备上的磁盘逻辑块大小相同。高速缓冲采用 hash 表和包含所有缓冲块的链表进行操作管理。在缓冲区初始化过程中，初始化程序从整个缓冲区的两端开始，分别同时设置缓冲块头结构和划分出对应的缓冲块，见图 12-16 所示。缓冲区的高端被划分成一个个 1024 字节的缓冲块，低端则分别建立起对应各缓冲块的缓冲头结构 buffer_head（include/linux/fs.h，68 行）。该头结构用于描述对应缓冲块的属性，并且用于把所有缓冲头连接成链表。直到它们之间已经不能再划分出缓冲块为止。

所有缓冲块的 buffer_head 被链接成一个双向链表结构，见图 12-17 所示。图中 free_list 指针是该链表的头指针，指向空闲块链表中第一个“最为空闲的”缓冲块，即近期最少使用的缓冲块。而该缓冲块的反向指针 b_prev_free 则指向缓冲块链表中最后一个缓冲块，即最近刚使用的缓冲块。缓冲块的缓冲头数据结构为：

```
struct buffer_head {
        char * b_data;                  // 指向该缓冲块中数据区（1024 字节)的指针。
        unsigned long b_blocknr;        // 块号。
        unsigned short b_dev;           // 数据源的设备号(0 = free)。
        unsigned char b_uptodate;       // 更新标志：表示数据是否已更新。
        unsigned char b_dirt;           // 修改标志: 0- 未修改(clean)，1- 已修改(dirty)。
        unsigned char b_count;          // 使用该块的用户数。
        unsigned char b_lock;           // 缓冲区是否被锁定。0- ok, 1- locked
        struct task_struct * b_wait;    // 指向等待该缓冲区解锁的任务。
        struct buffer_head * b_prev;    // hash 队列上前一块（这四个指针用于缓冲区管理）。
        struct buffer_head * b_next;    // hash 队列上下一块。
        struct buffer_head * b_prev_free;   // 空闲表上前一块。
        struct buffer_head * b_next_free;   // 空闲表上下一块。
};
```

其中字段 b_lock 是锁定标志，表示驱动程序正在对该缓冲块内容进行修改，因此该缓冲块处于忙状态而正被锁定。该标志与缓冲块的其他标志无关，主要用于 blk_drv/ll_rw_block.c 程序中在更新缓冲块中数据信息时锁定缓冲块。因为在更新缓冲块中数据时，当前进程会自愿去睡眠等待，从而别的进程就有

机会访问该缓冲块。因此，此时为了不让其他进程使用其中的数据就一定要在睡眠之前锁定缓冲块。

字段 b_count 是缓冲管理程序 buffer 使用的计数值，表示相应缓冲块正被各个进程使用（引用）的次数，因此这个字段用于对缓冲块的程序引用计数管理，也与缓冲块的其他标志无关。当引用计数不为 0 时，缓冲管理程序就不能释放相应缓冲块。空闲块即是 b_count = 0 的块。当 b_count = 0 时，表示相应缓冲块未被使用（free），否则则表示它正在被使用着。对于程序申请的缓冲块，若缓冲管理程序能够从 hash 表中得到已存在的指定块时，就会将该块的 b_count 增 1（b_count++）。若缓冲块是重新申请得到的未被使用的块，则其头结构中的 b_count 被设置为等于 1。当程序释放其对一个块的引用时，该块的引用次数就会相应地递减（b_count--）。由于标志 b_lock 表示其他程序正在使用并锁定了指定的缓冲块，因此对于 b_lock 置位的缓冲块来讲，其 b_count 肯定大于 0。

字段 b_dirt 是脏标志，说明缓冲块中内容是否已被修改而与块设备上的对应数据块内容不同（延迟写）。字段 b_uptodate 是数据更新（有效）标志，说明缓冲块中数据是否有效。初始化或释放块时这两个标志均设置成 0，表示该缓冲块此时无效。当数据被写入缓冲块但还没有被写入设备时则 b_dirt = 1，b_uptodate = 0。当数据被写入块设备或刚从块设备中读入缓冲块则数据变成有效，即 b_uptodate = 1。请注意有一种特殊情况。即在新申请一个设备缓冲块时 b_dirt 与 b_uptodate 都为 1，表示缓冲块中数据虽然与块设备上的不同，但是数据仍然是有效的（更新的）。

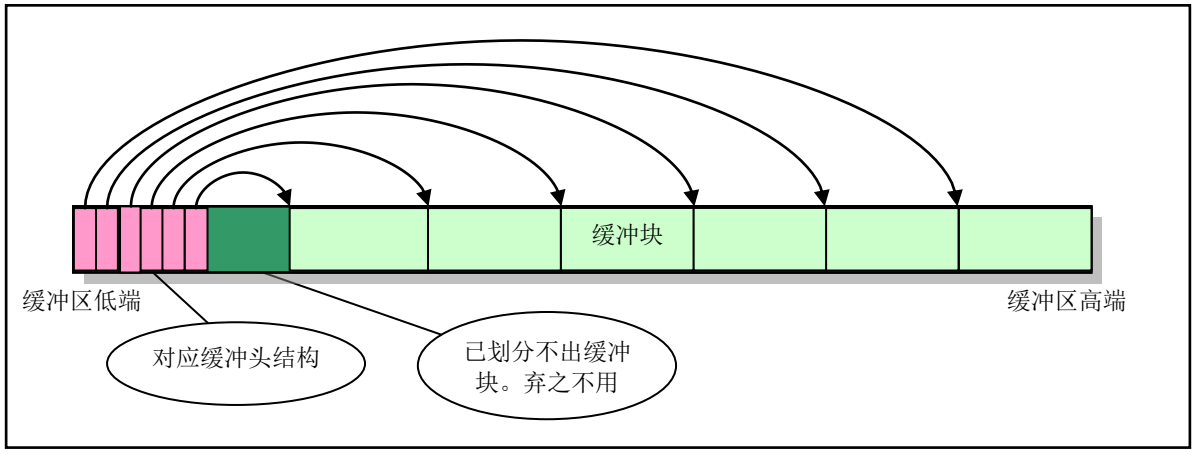



图 12-16 高速缓冲区的初始化

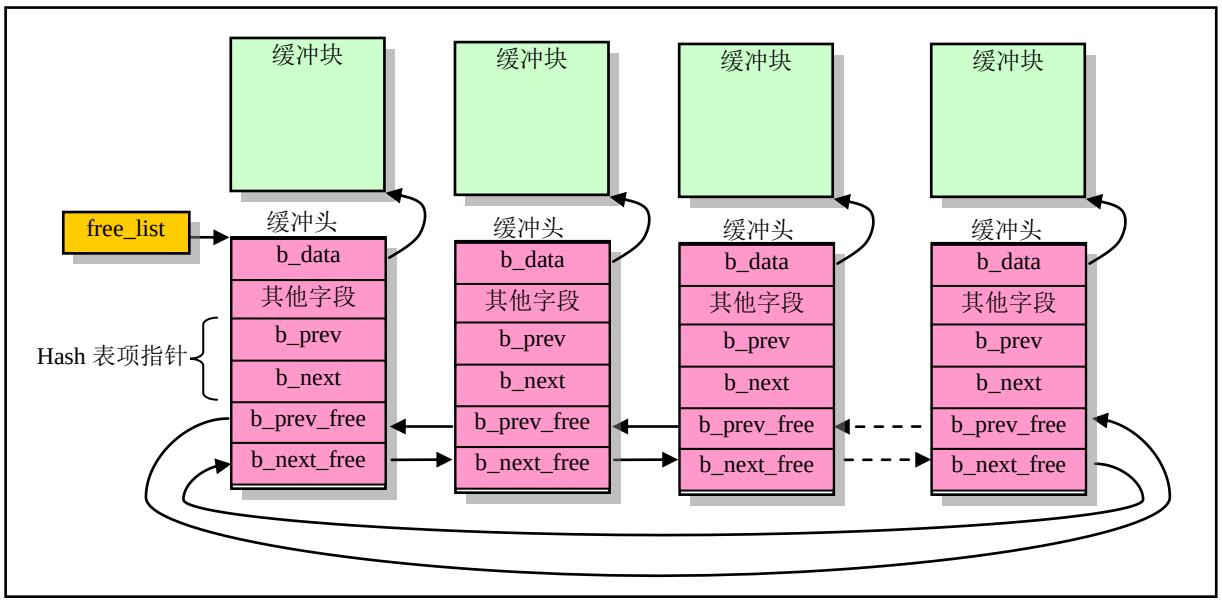


图 12-17 所有缓冲块组成的双向循环链表结构

图中缓冲头结构中“其他字段”包括块设备号、缓冲数据的逻辑块号，这两个字段唯一确定了缓冲块中数据对应的块设备和数据块。另外还有几个状态标志：数据有效（更新）标志、修改标志、数据被使用的进程数和本缓冲块是否上锁标志。

内核程序在使用高速缓冲区中的缓冲块时，是指定设备号（dev）和所要访问设备数据的逻辑块号（block），通过调用缓冲块读取函数 bread()、bread_page()或 breada()进行操作。这几个函数都使用缓冲区搜索管理函数 getblk()，用于在所有缓冲块中寻找最为空闲的缓冲块。该函数将在下面重点说明。在系统释放缓冲块时，需要调用 brelse()函数。所有这些缓冲块数据存取和管理函数的调用层次关系可用图 12-18 来描述。

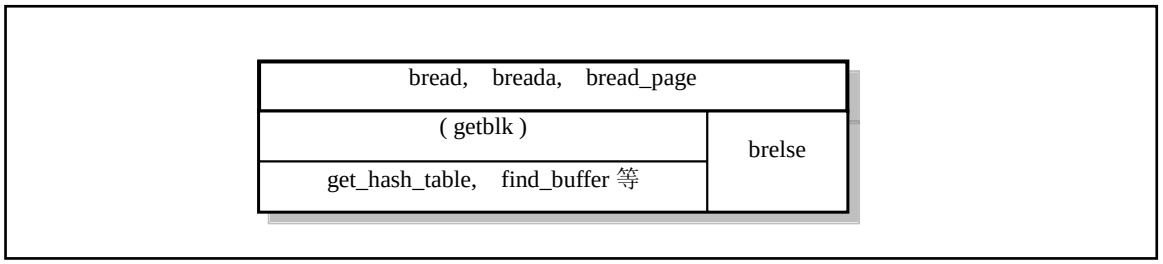



图 12-18 缓冲区管理函数之间的层次关系

为了能够快速而有效地在缓冲区中寻找判断出请求的数据块是否已经被读入到缓冲区中，buffer.c 程序使用了具有 307 个 buffer_head 指针项的 hash（散列、杂凑）数组表结构。Hash 表所使用的散列函数由设备号和逻辑块号组合而成。程序中使用的具体 hash 函数是：(设备号^逻辑块号) Mod 307。图 12-17 中指针 b_prev、b_next 就是用于 hash 表中散列在同一项上多个缓冲块之间的双向链接，即把 hash 函数计算出的具有相同散列值的缓冲块链接在散列数组同一项链表上。有关散列队列上缓冲块的操作方式，可参见《Unix 操作系统设计》一书第 3 章中的详细描述。对于动态变化的 hash 表结构某一时刻的状态可参见图 12-19 所示。

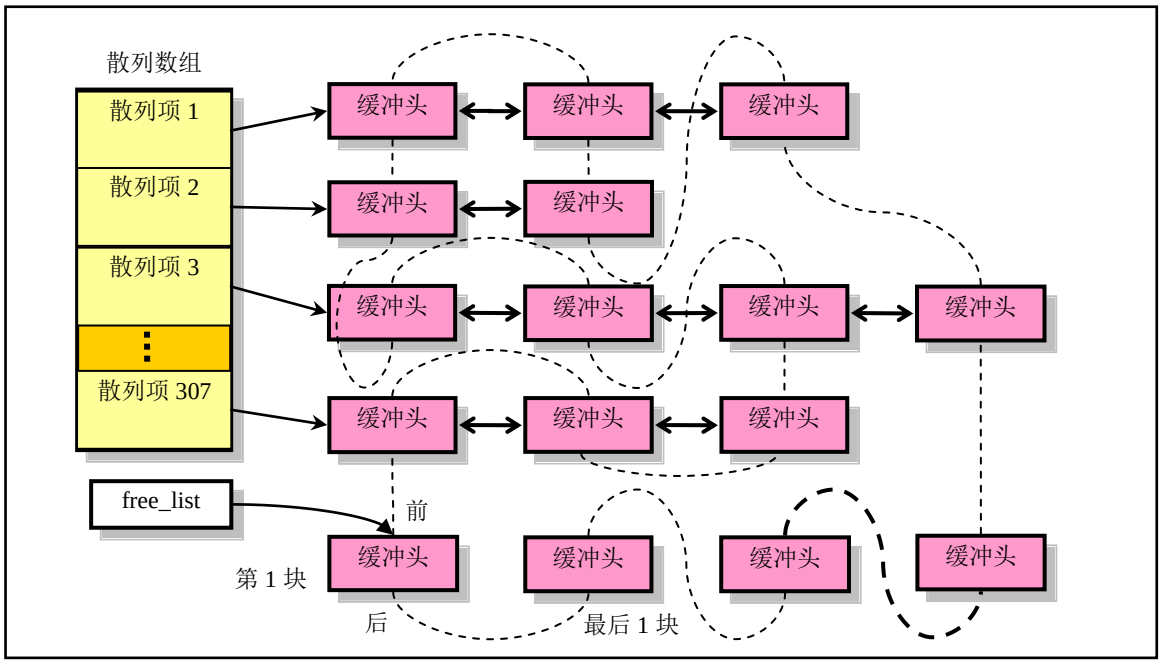


图 12-19 某一时刻内核中缓冲块散列队列示意图

其中，双箭头横线表示散列在同一 hash 表项中缓冲块头结构之间的双向链接指针。虚线表示缓冲区中所有缓冲块组成的一个双向循环链表（即所谓空闲链表），而 free_list 是该链表最为空闲缓冲块处的头指针。实际上这个双向链表是一个最近最少使用 LRU（Least Recently Used）链表。下面我们对缓冲块搜索函数 getblk()进行详细说明。

上面提及的三个函数在执行时都调用了 getblk()，以获取适合的空闲缓冲块。该函数首先调用 get_hash_table()函数，在 hash 表队列中搜索指定设备号和逻辑块号的缓冲块是否已经存在。如果存在就立刻返回对应缓冲头结构的指针；如果不存在，则从空闲链表头开始，对空闲链表进行扫描，寻找一个空闲缓冲块。在寻找过程中还要对找到的空闲缓冲块作比较，根据赋予修改标志和锁定标志组合而成的权值，比较哪个空闲块最适合。若找到的空闲块既没有被修改也没有被锁定，就不用继续寻找了。若没有找到空闲块，则让当前进程进入睡眠状态，待继续执行时再次寻找。若该空闲块被锁定，则进程也需进入睡眠，等待其他进程解锁。若在睡眠等待的过程中，该缓冲块又被其他进程占用，那么只要再重头开始搜索缓冲块。否则判断该缓冲块是否已被修改过，若是，则将该块写盘，并等待该块解锁。此时如果该缓冲块又被别的进程占用，那么又一次全功尽弃，只好再重头开始执行 getblk()。在经历了以上折腾后，此时有可能出现另外一个意外情况，也就是在我们睡眠时，可能其他进程已经将我们所需要的缓冲块加进了 hash 队列中，因此这里需要最后一次搜索一下 hash 队列。如果真的在 hash 队列中找到了我们所需要的缓冲块，那么我们又得对找到的缓冲块进行以上判断处理，因此，又一次需要重头开始执行 getblk()。最后，我们才算找到了一块没有被进程使用、没有被上锁，而且是干净（修改标志未置位）的空闲缓冲块。于是我们就将该块的引用次数置 1，并复位其他几个标志，然后从空闲表中移出该块的缓冲头结构。在设置了该缓冲块所属的设备号和相应的逻辑号后，再将其插入 hash 表对应表项首部并链接到空闲队列的末尾处。由于搜索空闲块是从空闲队列头开始的，因此这种先从空闲队列中移出并使用最近不常用的缓冲块，然后再重新插入到空闲队列尾部的操作也就实现了最近最少使用 LRU 算法。最终，返回该缓冲块头的指针。整个 getblk()处理过程可参见图 12-20 所示。

从上述分析可以可知，函数在每次获取新的空闲缓冲块时，就会把它移到 free_list 头指针所指链表的最后面，即越靠近链表末端的缓冲块被使用的时间就越近。因此如果 hash 表中没有找到对应缓冲块，就会在搜索新空闲缓冲块时从 free_list 链表头处开始搜索。可以看出，内核取得缓冲块的算法使用了以下策略：

- 如果指定的缓冲块存在于 hash 表中，则说明已经得到可用缓冲块，于是直接返回；
- 否则就需要在链表中从 free_list 头指针处开始搜索，即从最近最少使用的缓冲块处开始。

因此最理想的情况是找到一个完全空闲的缓冲块，即 b_dirt 和 b_lock 标志均为 0 的缓冲块；但是如果不能满足这两个条件，那么就需要根据 b_dirt 和 b_lock 标志计算出一个值。因为设备操作通常很耗时，所以在计算时需加大 b_dirt 的权重。然后我们在计算结果值最小的缓冲块上等待（如果缓冲块已经上锁）。最后当标志 b_lock 为 0 时，表示所等待的缓冲块原内容已经写到块设备上。于是 getblk()就获得了一块空闲缓冲块。

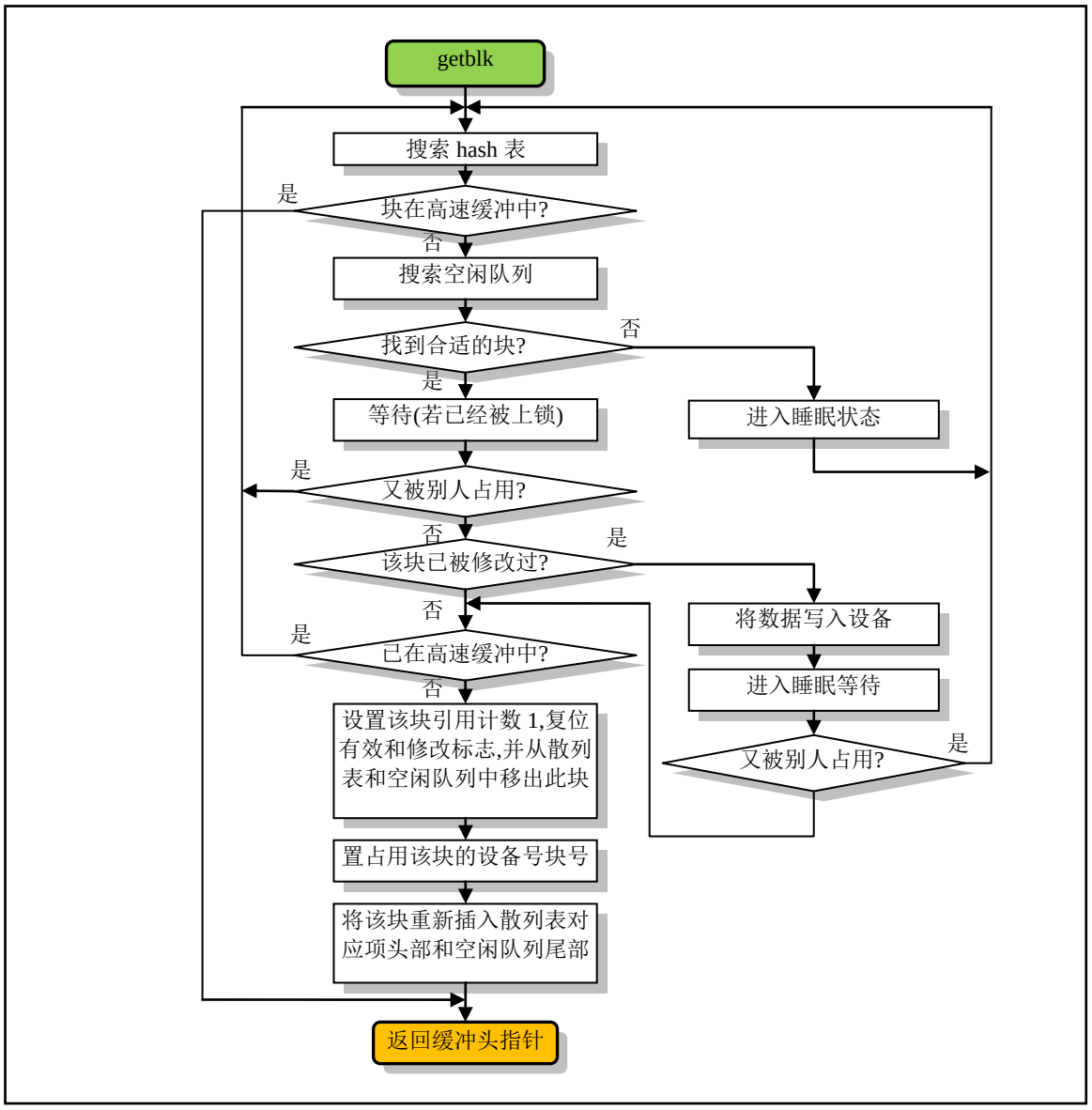



图 12-20 getblk()函数执行流程图

由以上处理我们可以看到，getblk()返回的缓冲块可能是一个新的空闲块，也可能正好是含有我们需要数据的缓冲块，它已经存在于高速缓冲区中。因此对于读取数据块操作（bread()），此时就要判断该缓冲块的更新标志，看看所含数据是否有效，如果有效就可以直接将该数据块返回给申请的程序。否则就需要调用设备的低层块读写函数（ll_rw_block()），并同时让自己进入睡眠状态，等待数据被读入缓冲块。在醒来后再判断数据是否有效了。如果有效，就可将此数据返给申请的程序，否则说明对设备的读操作失败了，没有取到数据。于是，释放该缓冲块，并返回 NULL 值。图 12-21 是 bread()函数的框图。breada()和 bread_page()函数与 bread()函数类似。

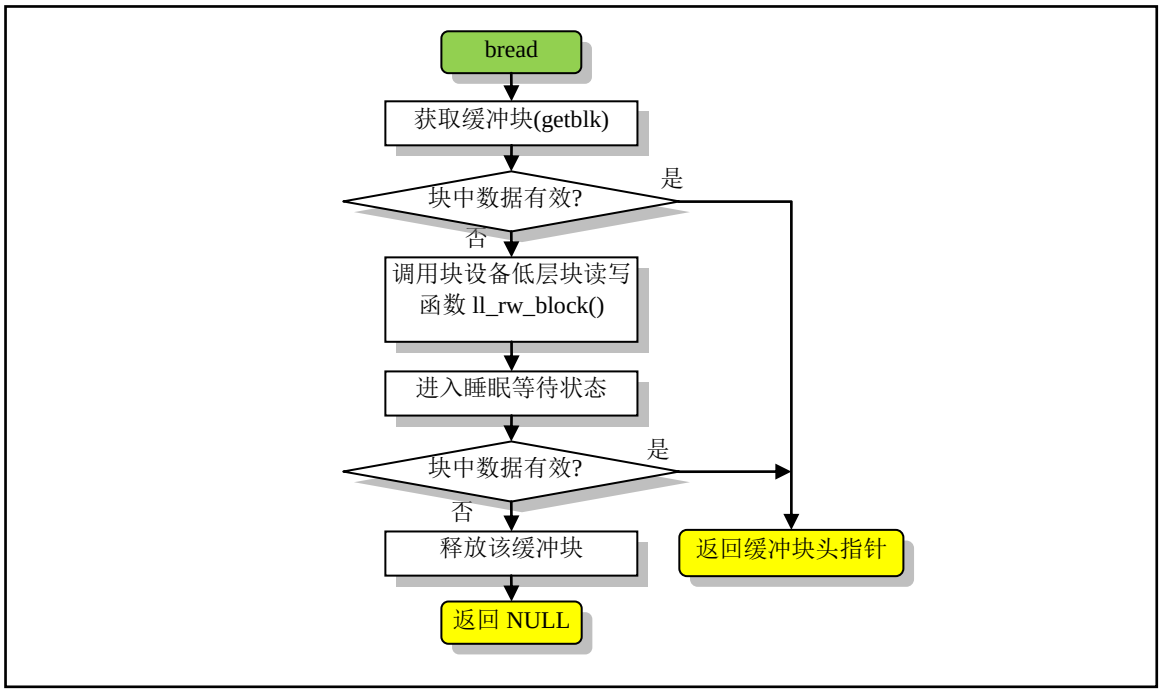



图 12-21 bread()函数执行流程框图

当程序不再需要使用一个缓冲块中的数据时，就调用 brelse()函数，释放该缓冲块并唤醒因等待该缓冲块而进入睡眠状态的进程。注意，空闲缓冲块链表中的缓冲块，并不是都是空闲的。只有当被写盘刷新、解锁且没有其他进程引用时（引用计数=0），才能挪作它用。

综上所述，高速缓冲区在提高对块设备的访问效率和增加数据共享方面起着重要的作用。除驱动程序以外，内核其他上层程序对块设备的读写操作需要经过高速缓冲区管理程序来间接地实现。它们之间的主要联系是通过高速缓冲区管理程序中的 bread()函数和块设备低层接口函数 ll_rw_block()来实现。上层程序若要访问块设备数据就通过 bread()向缓冲区管理程序申请。如果所需的数据已经在高速缓冲区中，管理程序就会将数据直接返回给程序。如果所需的数据暂时还不在缓冲区中，则管理程序会通过 ll_rw_block()向块设备驱动程序申请，同时让程序对应的进程睡眠等待。等到块设备驱动程序把指定的数据放入高速缓冲区后，管理程序才会返回给上层程序。见图 12-22 所示。

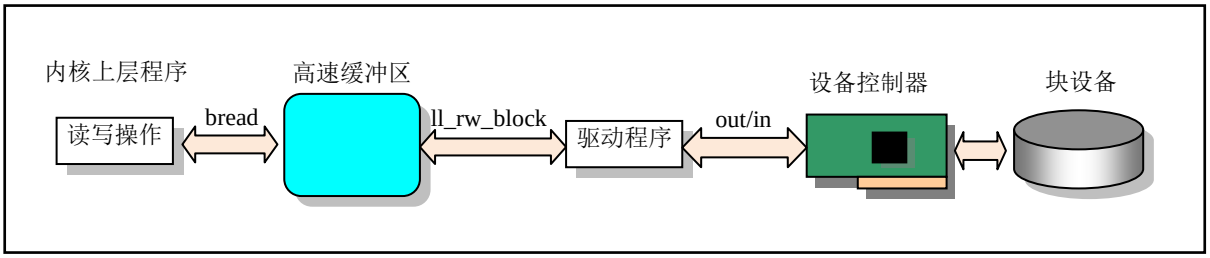



图 12-22 内核程序块设备访问操作

对于更新和同步（Synchronization）操作，其主要作用是让内存中的一些缓冲块内容与磁盘等块设备上的信息一致。sync_inodes（）的主要作用是把 i 节点表 inode_table 中的 i 节点信息与磁盘上的一致起来。但需要经过系统高速缓冲区这一中间环节。实际上，任何同步操作都被分成了两个阶段：

1. 数据结构信息与高速缓冲区中的缓冲块同步问题，由驱动程序独立负责；
2. 高速缓冲区中数据块与磁盘对应块的同步问题，由这里的缓冲管理程序负责。

sync_inodes()函数不会直接与磁盘打交道，它只能前进到缓冲区这一步,即只负责与缓冲区中的信息同步。剩下的需要缓冲管理程序负责。为了让 sync_inodes()知道哪些 i 节点与磁盘上的不同，就必须首先让缓冲区中内容与磁盘上的内容一致。这样 sync_indes()通过与当前磁盘在缓冲区中的最新数据比较才能知道哪些磁盘 inode 需要修改和更新。最后再进行第二次高速缓冲区与磁盘设备的同步操作，做到内存中的数据与块设备中的数据真正的同步。

带注释的 buffer.c 程序列表见程序 12-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/buffer.c。

# 12.3 bitmap.c 程序

从本程序起，我们开始探讨文件系统得第 2 个部分，即文件系统底层操作函数部分。这部分共包括 5 个文件，分别是 super.c、bitmap.c、truncate.c、inode.c 和 namei.c 程序。

super.c（程序 12-5）程序主要包含对文件系统超级块进行访问和管理的函数；bitmap.c 程序（程序 12-2）用于处理文件系统的逻辑块位图和 i 节点位图；truncate.c 程序（程序 12-3）仅有一个把文件数据长度截为 0 的函数 truncate()；inode.c 程序（程序 12-4）主要涉及文件系统 i 节点信息的访问和管理；namei.c 程序（程序 12-6）则主要用于完成从一个给定文件路径名寻找并加载其对应 i 节点信息的功能。

按照一个文件系统中各功能部分的顺序，我们应该按照上面给出程序名的顺序来分别对它们进行描述，但是由于 super.c 程序中另外还包含几个有关文件系统加载/卸载的高层函数或系统调用，需要使用到其他几个程序中的函数，因此我们把它放在介绍过 inode.c 程序之后再加以说明。

## 12.3.1 功能描述

bitmap.c 程序（程序 12-2）的功能和作用即简单又清晰，主要用于对文件系统的 i 节点位图和逻辑块位图进行占用和释放操作处理。i 节点位图的操作函数是 free_inode()和 new_inode()，操作逻辑块位图的函数是 free_block()和 new_block()。

函数 free_block()用于释放指定设备 dev 上数据区中的逻辑块 block。具体操作是复位指定逻辑块 block 对应逻辑块位图中的比特位。它首先取指定设备 dev 的超级块，并根据超级块给出的设备数据逻辑块的范围，判断逻辑块号 block 的有效性。然后在高速缓冲区中进行查找，看看指定的逻辑块此时是否正在高速缓冲区中。若是，则将对应的缓冲块释放掉。接着计算 block 从数据区开始算起的数据逻辑块号（从 1 开始计数），并对逻辑块(区段)位图进行操作，复位对应的比特位。最后根据逻辑块号设置缓冲区中包含相应逻辑块位图缓冲块的已修改标志。

函数 new_block()用于向设备 dev 申请一个逻辑块，返回逻辑块号，并置位指定逻辑块 block 对应的逻辑块位图比特位。它首先取指定设备 dev 的超级块。然后对整个逻辑块位图进行搜索，寻找首个是 0 的比特位。若没有找到，则说明盘设备空间已用完，函数返回 0。否则将找到的第 1 个 0 值比特位置 1，表示占用对应的数据逻辑块。并将包含该比特位的逻辑位图所在缓冲块的已修改标志置位。接着计算出数据逻辑块的盘块号，并在高速缓冲区中申请相应的缓冲块，并把该缓冲块清零。然后设置该缓冲块的已更新和已修改标志。最后释放该缓冲块，以便其他程序使用，并返回盘块号（逻辑块号）。

函数 free_inode()用于释放指定的 i 节点，并复位对应的 i 节点位图比特位；new_inode()用于为设备 dev 建立一个新 i 节点，并返回该新 i 节点的指针。主要操作过程是在内存 i 节点表中获取一个空闲 i 节点表项，并从 i 节点位图中找一个空闲 i 节点。这两个函数的处理过程与上述两个函数类似，因此这里不再赘述。

带详细注释的 bitmap.c 程序完整列表见程序 12-2，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/bitmap.c。

# 12.4 truncate.c 程序

本程序用于释放指定 i 节点在设备上占用的所有逻辑块，包括直接块、一次间接块和二次间接块。从而将文件的节点对应的文件长度截为 0，并释放占用的设备空间。i 节点中直接块和间接块的示意图见图 12-23 所示。

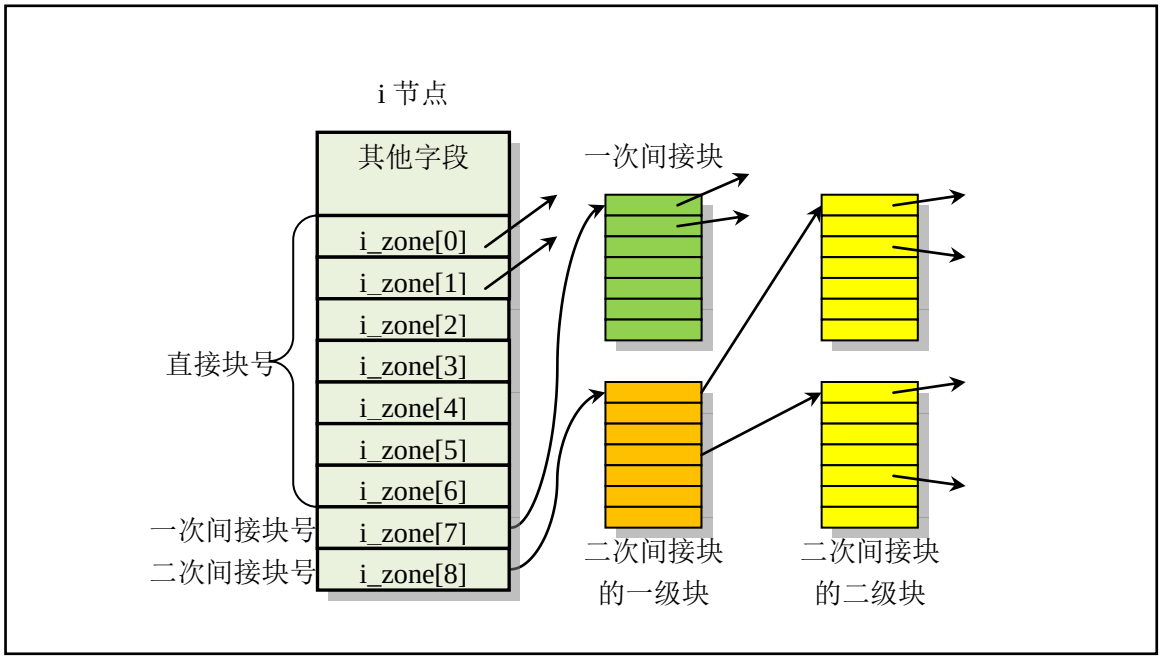



图 12-23 索引节点(i 节点)的逻辑块连接方式

带详细注释的 truncate.c 程序完整列表见程序 12-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/truncate.c。

# 12.5 inode.c 程序

inode.c 程序（程序 12-4）实现对 i 节点的读写，及对相应块映射的操作，从而实现从文件路径名寻找到对应 i 节点的功能。

## 12.5.1 功能描述

该程序主要包括处理 i 节点的函数 iget()、iput()和块映射函数 bmap()，以及其他一些辅助函数。iget()、iput()和 bmap()主要用于 namei.c 程序中的由路径名寻找对应 i 节点的映射函数 namei()。

iget()函数用于从设备 dev 上读取指定节点号 nr 的 i 节点，并且把节点的引用计数字段值 i_count 增 1。其操作流程见图 12-24 所示。该函数首先判断参数 dev 的有效性，并从 i 节点表中取一个空闲 i 节点。然后扫描 i 节点表，寻找指定节点号 nr 的 i 节点，并递增该 i 节点的引用次数。如果当前扫描的 i 节点的设备号不等于指定的设备号或者节点号不等于指定的节点号，则继续扫描。否则说明已经找到指定设备号和节点号的 i 节点，就等待该节点解锁（如果已上锁的话）。在等待该节点解锁的阶段，节点表可能会发生变化，此时如果该 i 节点的设备号不等于指定的设备号或者节点号不等于指定的节点号，则需要再次重新扫描整个 i 节点表。随后把 i 节点的引用计数值增 1，并且判断该 i 节点是否是其他文件系统的安装点。

若该 i 节点是某个文件系统的安装点，则在超级块表中搜寻安装在此 i 节点的超级块。若没有找到相应的超级块，则显示出错信息，并释放函数开始获取的空闲节点，返回该 i 节点指针。若找到了相应

的超级块，则将该 i 节点写盘。再从安装在此 i 节点文件系统的超级块上取设备号，并令 i 节点号为 1。然后重新再次扫描整个 i 节点表，来取该被安装文件系统的根节点。

若该 i 节点不是其他文件系统的安装点，则说明已经找到了对应的 i 节点，因此此时可以放弃临时申请的空闲 i 节点，并返回找到的 i 节点指针。

如果在 i 节点表中没有找到指定的 i 节点，则利用前面申请的空闲 i 节点在 i 节点表中建立该节点。并从相应设备上读取该 i 节点信息。返回该 i 节点指针。

iput()函数所完成的功能正好与 iget()相反，它主要用于用于把 i 节点引用计数值递减 1，并且若是管道 i 节点，则唤醒等待的进程。如果 i 节点是块设备文件的 i 节点，则刷新设备。并且若 i 节点的链接计数为 0，则释放该 i 节点占用的所有磁盘逻辑块，并在释放该 i 节点后返回。如果 i 节点的引用计数值 i_count 是 1、链接数不为零，并且内容没有被修改过。则此时只要把 i 节点引用计数递减 1 后返回即可。因为 i 节点的 i_count=0，表示已释放。该函数所执行操作流程也与 iget()类似。

因此，若在某时刻进程不需要持续使用一个 i 节点时就应该调用 iput()函数来递减该 i 节点的引用计数字段 i_count 的值，同时也让内核执行其他一些处理。因此在执行过以下操作之一后，内核代码通常都应该调用 iput()函数：

- 把 i 节点引用计数字段 i_count 的值增 1；
- 调用了 namei()、dir_namei()或 open_namei()函数；
- 调用了 iget()、new_inode()或 get_empty_inode()函数；
- 在关闭一个文件时，若已经没有其他进程使用该文件；
- 卸载一个文件系统时（需要放回设备文件名 i 节点等）。

另外，一个进程被创建时，其当前工作目录 pwd、进程当前根目录 root 和可执行文件目录 executalbe 三个 i 节点结构指针字段都会被初始化而指向三个 i 节点，并且也相应地设置了这三个 i 节点的引用计数字段。因此，当进程执行改变当前工作目录的系统调用时，在该系统调用的代码中就需要调用 iput()函数来先放回原来使用中的 i 节点，然后再让进程的 pwd 指向新路径名的 i 节点。同样，若要修改进程的 root 和 executable 字段，那么也需要执行 iput()函数。

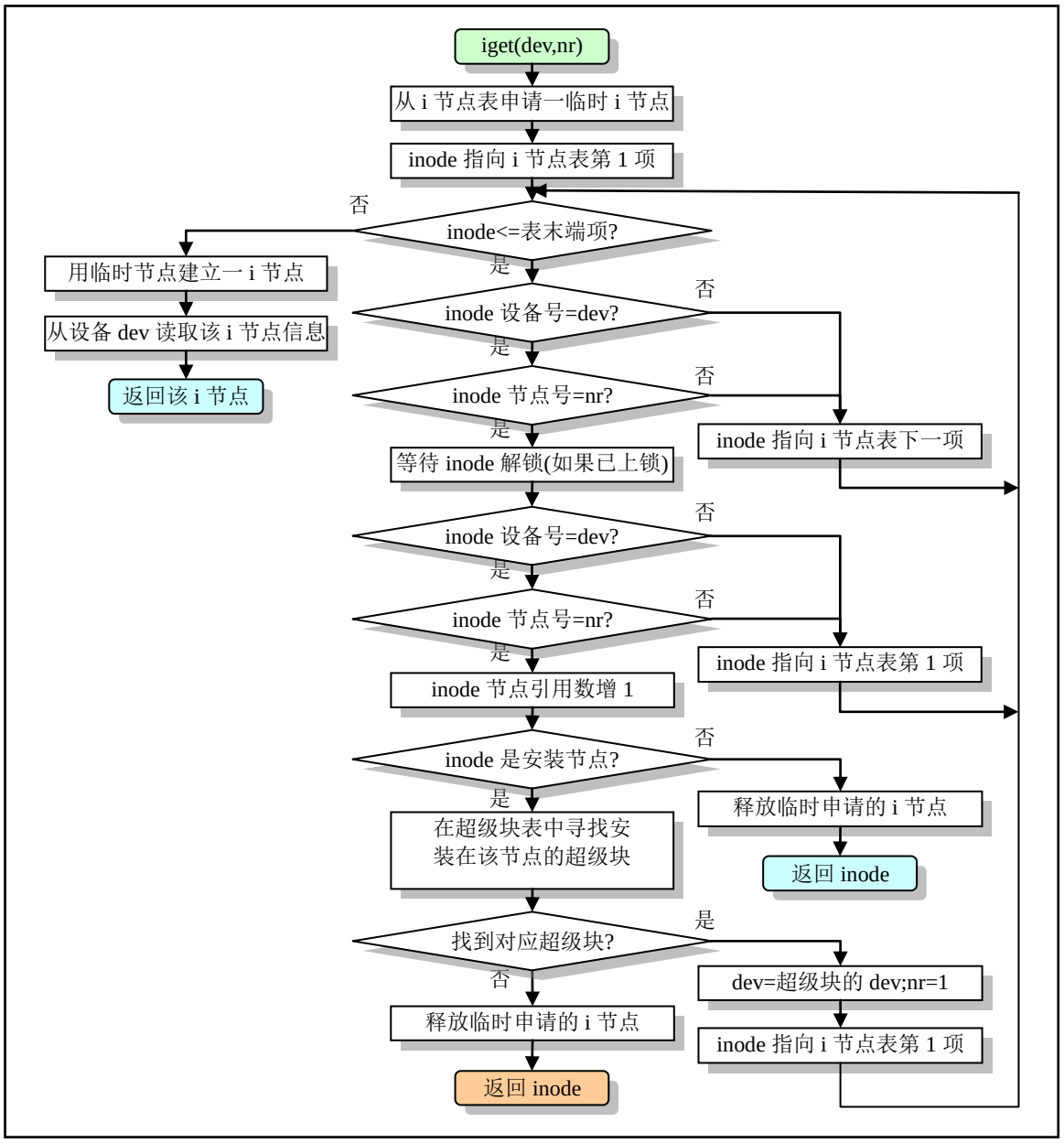



图 12-24 iget 函数操作流程图

_bmap()函数用于把一个文件数据块映射到盘块的处理操作。所带的参数 inode 是文件的 i 节点指针，参数 block 是文件中的数据块号，参数 create 是创建标志，表示在对应文件数据块不存在的情况下，是否需要在盘上建立对应的盘块。该函数的返回值是文件数据块对应在设备上的逻辑块号（盘块号）。当 create=0 时，该函数就是 bmap()函数。当 create=1 时，它就是 create_block()函数。

正规文件中的数据是放在磁盘块的数据区中的，而一个文件名则通过对应的 i 节点与这些数据磁盘块相联系，这些盘块的号码就存放在 i 节点的逻辑块数组中。_bmap()函数主要是对 i 节点的逻辑块（区块）数组 i_zone[]进行处理，并根据 i_zone[]中所设置的逻辑块号（盘块号）来设置逻辑块位图的占用情况。参见“总体功能描述”一节中的图 12-6。正如前面所述，i_zone[0]至 i_zone[6]用于存放对应文件的直接逻辑块号；i_zone[7]用于存放一次间接逻辑块号；而 i_zone[8]用于存放二次间接逻辑块号。当文件较小时（小于 7K），就可以将文件所使用的盘块号直接存放在 i 节点的 7 个直接块项中；当文件稍大一些时（不超过 7K+512K），需要用到一次间接块项 i_zone[7]；当文件更大时，就需要用到二次间接块项 i_zone[8]了。因此，文件比较小时，linux 寻址盘块的速度就比较快一些。

带详细注释的 inode.c 程序完整列表见程序 12-4，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/inode.c。

## 12.6 super.c 程序

该程序（程序 12-5）描述了对文件系统中超级块操作的函数，这些函数属于文件系统低层函数，供上层的文件名和目录操作函数使用。主要有 get_super()、put_super()和 read_super()。另外还有 2 个有关文件系统加载/卸载系统调用 sys_umount()和 sys_mount()，以及根文件系统加载函数 mount_root()。其他一些辅助函数与 buffer.c 中的辅助函数的作用类似。

超级块中主要存放了有关整个文件系统的信息，其信息结构参见“总体功能描述”中的图 12-3。

get_super()函数用于在指定设备的条件下，在内存超级块数组中搜索对应的超级块，并返回相应超级块的指针。因此，在调用该函数时，该相应的文件系统必须已经被加载（mount），或者起码该超级块已经占用了超级块数组中的一项，否则返回 NULL。

put_super()用于释放指定设备的超级块。它把该超级块对应的文件系统的 i 节点位图和逻辑块位图所占用的缓冲块都释放掉，并释放超级块表（数组）super_block[]中对应的操作块项。在调用 umount()卸载一个文件系统或者更换磁盘时将会调用该函数。

read_super()用于把指定设备的文件系统的超级块读入到缓冲区中，并登记到超级块表中，同时也把文件系统的 i 节点位图和逻辑块位图读入内存超级块结构的相应数组中。最后并返回该超级块结构的指针。

sys_umount()系统调用用于卸载一个指定设备文件名的文件系统，而 sys_mount()则用于往一个目录名上加载一个文件系统。

程序中最后一个函数 mount_root()是用于安装系统的根文件系统，并将在系统初始化时被调用。其具体操作流程图 12-25 所示。

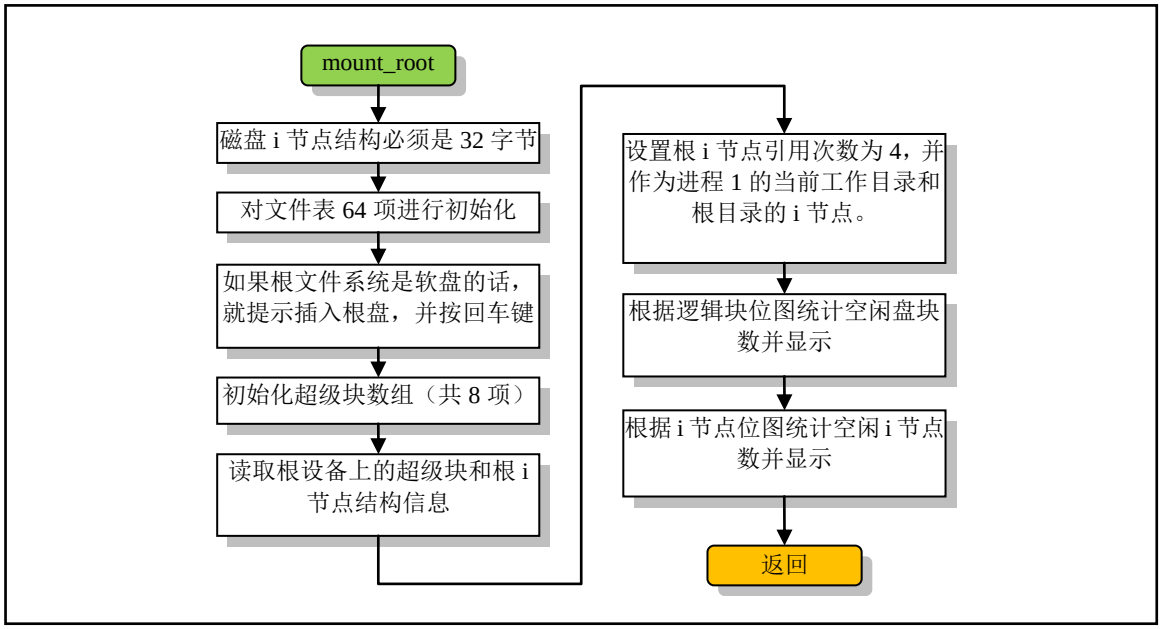



图 12-25 mount_root()函数的功能

该函数除了用于安装系统的根文件系统以外，还对内核使用文件系统起到初始化的作用。它对内存中超级块数组进行了初始化，还对文件描述符数组表 file_table[]进行了初始化，并对根文件系统中的空闲盘块数和空闲 i 节点数进行了统计并显示出来。

mount_root()函数是在系统执行初始化程序 main.c 中，在进程 0 创建了第一个子进程（进程 1）后被

调用的，而且系统仅在这里调用它一次。具体的调用位置是在初始化函数 init()的 setup()函数中。setup()函数位于/kernel/blk_drv/hd.c 第 71 行开始。

带详细注释的 super.c 程序完整列表见程序 12-5，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/super.c。

## 12.7 namei.c 程序

namei.c（程序 12-6）算是 Linux 0.12 内核中最长的程序了，不过也只有 700 多行☺。本文件主要实现了根据目录名或文件名寻找到对应 i 节点的函数 namei()，以及一些关于目录的建立和删除、目录项的建立和删除等操作函数和系统调用。

Linux 0.12 系统采用的是 MINIX 文件系统 1.0 版。它的目录项结构与传统 UNIX 文件的目录项结构相同，定义在 include/linux/fs.h 文件中。在文件系统的一个目录中，其中所有文件名信息对应的目录项存储在该目录文件名的数据块中。例如，目录名 root/下的所有文件名的目录项就保存在 root/目录名文件的数据块中。而文件系统根目录下的所有文件名信息则保存在指定 i 节点（即 1 号节点）的数据块中。每个目录项只包括一个长度为 14 字节的文件名字符串和该文件名对应的 2 字节的 i 节点号。有关文件的其它信息则被保存在该 i 节点号指定的 i 节点结构中，该结构中主要包括文件访问属性、宿主、长度、访问保存时间以及所在磁盘块等信息。每个 i 节点号的 i 节点都位于磁盘上的固定位置处。

```
    // 定义在 include/linux/fs.h 文件中。
36 #define NAME_LEN 14                             // 名字长度值。
37 #define ROOT_INO 1                              // 根 i 节点。

    // 文件目录项结构。
157 struct dir_entry {
158         unsigned short inode;                   // i 节点号。
159         char name[NAME_LEN];                    // 文件名。
160 };
```

在打开一个文件时，文件系统会根据给定的文件名找到其 i 节点号，从而找到文件所在的磁盘块位置。例如对于要查找文件名/usr/bin/vi 的 i 节点号，文件系统首先会从具有固定 i 节点号（1）的根目录开始操作，即从 i 节点号 1 的数据块中查找到名称为 usr 的目录项，从而得到文件/usr 的 i 节点号。根据该 i 节点号文件系统可以顺利地取得目录/usr，并在其中可以查找到文件名 bin 的目录项。这样也就知道了/usr/bin 的 i 节点号，因而我们可以知道目录/usr/bin 的目录所在位置，并在该目录中查找到 vi 文件的目录项。最终我们获得了文件路径名/usr/bin/vi 的 i 节点号，从而可以从磁盘上得到该 i 节点号的 i 节点结构信息。

在每个目录中还包含两个特殊的文件目录项，它们的名称分别固定是'.'和'..'。'.'目录项中给出了当前目录的 i 节点号，而'..'目录项中给出了当前目录的父目录的 i 节点号。因此在给出一个相对路径名时文件系统就可以利用这两个特殊目录项进行查找操作。例如要查找../kernel/Makefile，就可以首先根据当前目录的'..'目录项得到父目录的 i 节点号，然后按照上面描述过程进行查找操作。

由于程序中几个主要函数的前面都有较详细的英文注释，而且各函数和系统调用的功能明了，所以这里就不再赘述。

带详细注释的 namei.c 程序完整列表见程序 12-6，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/namei.c。

# 12.8 file_table.c 程序

file_table 程序（程序 12-7）目前仅定义了一行文件表数组。　　程序在源代码目录中的路径名为 linux/fs/file_table.c。

```
9 struct file file_table[NR_FILE];  // 文件表数组(64 项)。
```

# 12.9 block_dev.c 程序

从这里开始是文件系统程序的第三部分功能。包括 5 个程序：block_dev.c、char_dev.c、pipe.c、file_dev.c 和 read_write.c。前 4 个程序为 read_write.c 提供服务，主要实现了文件系统的数据访问操作。read_write.c 程序主要实现了系统调用 sys_write()和 sys_read()。这 5 个程序可以看作是系统调用与块设备、字符设备、管道“设备”和文件系统“设备”的接口驱动程序。它们之间的关系可以用图 12-26 表示。系统调用 sys_write()或 sys_read()会根据参数所提供文件描述符的属性，判断出是哪种类型的文件，然后分别调用相应设备接口程序中的读/写函数，而这些函数随后会执行相应的驱动程序。

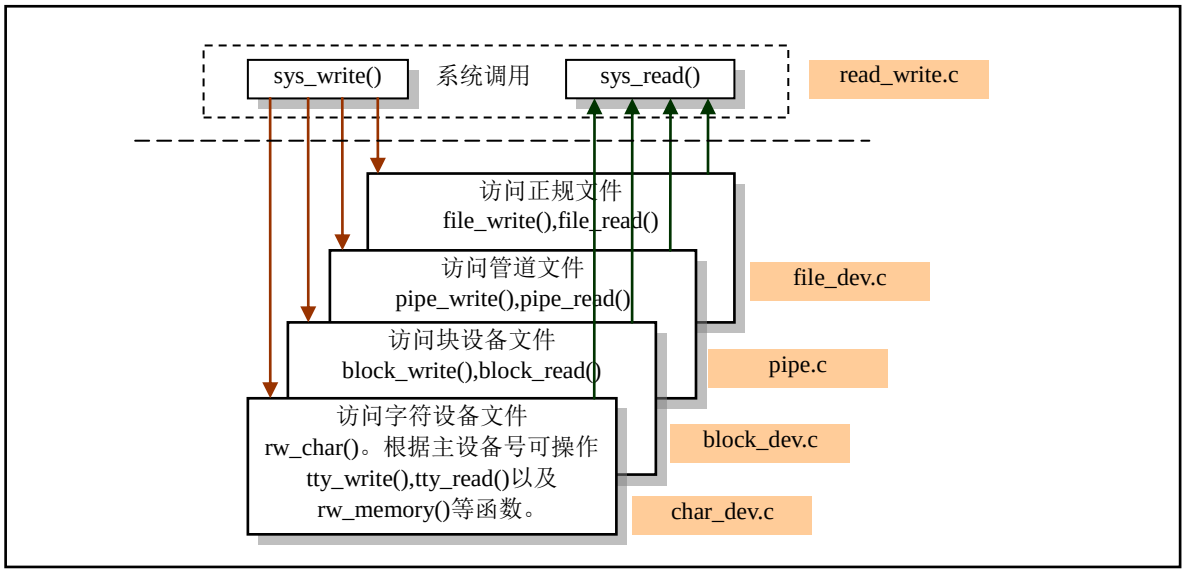



图 12-26 各种类型文件与文件系统和系统调用的接口函数

## 12.9.1 功能描述

block_dev.c 程序（程序 12-8）属于块设备文件数据访问操作类程序。该文件包括 block_read()和 block_write()两个块设备读写函数,分别用来直接读写块设备上的原始数据。这两个函数是供系统调用函数 read()和 write()调用，其他地方没有引用。

由于块设备每次对磁盘读写是以盘块为单位（与缓冲区中缓冲块长度相同），因此函数 block_write()首先把参数中文件指针 pos 位置映射成数据块号和块中偏移量值，然后使用块读取函数 bread()或块预读函数 breada()将文件指针位置所在的数据块读入缓冲区的一个缓冲块中，然后根据本块中需要写的数据长度 chars，从用户数据缓冲中将数据复制到当前缓冲块的偏移位置开始处。如果还有需要写的数据，则

再将下一块读入缓冲区的缓冲块中，并将用户数据复制到该缓冲块中，在第二次及以后写数据时，偏移量 offset 均为 0。参见图 12-27 所示。

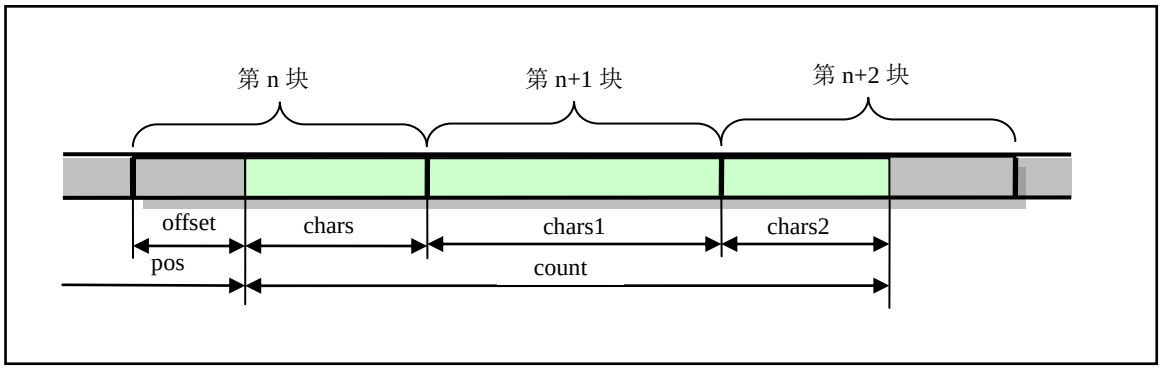



图 12-27 块数据读写操作指针位置示意图

用户的缓冲区是用户程序在开始执行时由系统分配的，或者是在执行过程中动态申请的。用户缓冲区使用的虚拟线性地址，在调用本函数之前，系统会将虚拟线性地址映射到主内存区中相应的内存页中。

函数 block_read()的操作方式与 block_write()相同，只是把数据从缓冲区复制到用户指定的地方。

带详细注释的 block_dev.c 程序完整列表见程序 12-8，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/block_dev.c。

## 12.10 file_dev.c 程序

file_dev.c（程序 12-9）包括 file_read()和 file_write()两个函数。也是供系统调用函数 read()和 write()调用，是用于对普通文件进行读写操作。与上一个文件 block_dev.c 类似，该文件也是用于访问文件数据。但是本程序中的函数是通过指定文件路径名方式进行操作。函数参数中给出的是文件 i 节点和文件结构信息，通过 i 节点中的信息来获取相应的设备号，由 file 结构，我们可以获得文件当前的读写指针位置。而上一个文件中的函数则是直接在参数中指定了设备号和文件中的读写位置，是专门用于对块设备文件进行操作的，例如/dev/fd0 设备文件。

带详细注释的 file_dev.c 程序完整列表见程序 12-9，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/file_dev.c。

## 12.11 pipe.c 程序

管道操作是进程间通信的最基本方式。本程序（程序 12-10）包括管道文件读写操作函数 read_pipe()和 write_pipe()，同时实现了管道系统调用 sys_pipe()。这两个函数也是系统调用 read()和 write()的低层实现函数，也仅在 read_write.c 中使用。

在创建并初始化管道时，程序会专门申请一个管道 i 节点，并为管道分配一页缓冲区（4KB）。管道 i 节点的 i_size 字段中被设置为指向管道缓冲区的指针，管道数据头部指针存放在 i_zone[0]字段中，而管道数据尾部指针存放在 i_zone[1]字段中。对于读管道操作，数据是从管道尾读出，并使管道尾指针前移读取字节数个位置；对于往管道中的写入操作，数据是向管道头部写入，并使管道头指针前移写入字节数个位置（指向空字节处）。参见下面的管道示意图 12-28 所示。

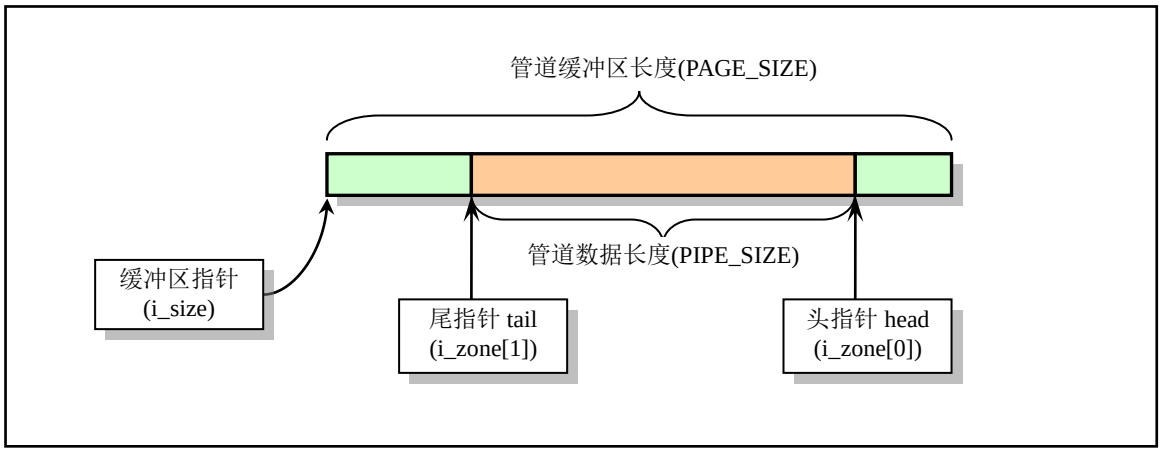



图 12-28 管道缓冲区操作示意图

read_pipe()用于读管道中的数据。若管道中没有数据，就唤醒写管道的进程，而自己则进入睡眠状态。若读到了数据，就相应地调整管道头指针，并把数据传到用户缓冲区中。当把管道中所有的数据都取走后，也要唤醒等待写管道的进程，并返回已读数据字节数。当管道写进程已退出管道操作时，函数就立刻退出，并返回已读的字节数。

write_pipe()函数的操作与读管道函数类似。

系统调用 sys_pipe()用于创建无名管道。它首先在系统的文件表中取得两个表项，然后在当前进程的文件描述符表中也同样寻找两个未使用的描述符表项，用来保存相应的文件结构指针。接着在系统中申请一个空闲 i 节点，同时获得管道使用的一个缓冲块。然后对相应的文件结构进行初始化，将一个文件结构设置为只读模式，另一个设置为只写模式。最后将两个文件描述符传给用户。

另外，以上函数中使用的几个与管道操作有关的宏（例如 PIPE_HEAD()、PIPE_TAIL()等）定义在 include/linux/fs.h 文件第 57--64 行上。

带详细注释的 pipe.c 程序完整列表见程序 12-10，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/pipe.c。

# 12.12 char_dev.c 程序

char_dev.c 文件（程序 12-11）包括字符设备文件访问函数。主要有 rw_ttyx()、rw_tty()、rw_memory()和 rw_char()。另外还有一个设备读写函数指针表。该表的项号代表主设备号。

rw_ttyx()是串口终端设备读写函数，其主设备号是 4。通过调用 tty 的驱动程序实现了对串口终端的读写操作。

rw_tty()是控制台终端读写函数，主设备号是 5。实现原理与 rw_ttyx()相同，只是对进程能否进行控制台操作有所限制。

rw_memory()是内存设备文件读写函数，主设备号是 1。实现了对内存映像的字节操作。但 Linux 0.12 版内核对次设备号是 0、1、2 的操作还没有实现。直到 0.96 版才开始实现次设备号 1 和 2 的读写操作。

rw_char()是字符设备读写操作的接口函数。其他字符设备通过该函数对字符设备读写函数指针表进行相应字符设备的操作。文件系统的操作函数 open()、read()等都通过它对所有字符设备文件进行操作。

带详细注释的 char_dev.c 程序完整列表见程序 12-11，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/char_dev.c。

# 12.13 read_write.c 程序

read_write.c（程序 12-12）实现了文件相关的操作系统调用 read()、write()和 lseek()。read()和 write()将根据不同的文件类型，分别调用前面 4 个文件中实现的相应读写函数。因此本文件是前面 4 个文件中函数的上层接口实现。lseek()用于设置文件读写指针。

## 12.13.1 功能描述

read()系统调用首先判断所给参数的有效性，然后根据文件的 i 节点信息判断文件的类型。若是管道文件则调用程序 pipe.c 中的读函数；若是字符设备文件，则调用 char_dev.c 中的 rw_char()字符读函数；如果是块设备文件，则执行 block_dev.c 程序中的块设备读操作，并返回读取的字节数；如果是目录文件或一般正规文件，则调用 file_dev.c 中的文件读函数 file_read()。write()系统调用的实现与 read()类似。

lseek()系统调用将对文件句柄对应文件结构中的当前读写指针进行修改。对于读写指针不能移动的文件和管道文件，将给出错误号，并立即返回。

带详细注释的 read_write.c 程序完整列表见程序 12-12，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/read_write.c。

## 12.13.2 用户程序读写操作过程

在看完上面程序后，我们应该可以清楚地理解一个用户程序中的读写操作是如何执行的。下面我们以内核中的读操作函数为例具体说明用户程序中的一个读文件函数调用是如何执行并完成的。

通常，应用程序不直接调用 Linux 的系统调用（System Calls），而是通过调用函数库（例如 libc.a）中的子程序进行操作的。但是若为了提高一些效率，当然也是可以直接进行调用的。对于一个基本的函数库来讲，通常需要提供以下一些基本函数或子程序的集合：

- 系统调用接口函数
- 内存分配管理函数
- 信号处理函数集
- 字符串处理函数
- 标准输入输出函数
- 其他函数集，如 bsd 函数、加解密函数、算术运算函数、终端操作函数和网络套接字函数集等。

在这些函数集中，系统调用函数是操作系统的底层接口函数。许多牵涉到系统调用的函数都会调用系统调用接口函数集中具有标准名称的系统函数，而不是直接使用 Linux 的系统终端调用接口。这样做可以很大程度上让一个函数库与其所在的操作系统无关，让函数库有较高的可移植性。对于一个新的函数库源代码，只要将其中涉及系统调用的部分（系统接口部分）替换成新操作系统的系统调用，就基本上能完成该函数库的移植工作。

库中的子程序可以看作是应用程序与内核系统之间的中间层，它的主要作用除了提供一些不属于内核的计算函数等功能函数外，还为应用程序执行系统调用提供“包裹函数”。这样做一来可以简化调用接口，是接口更简单容易记忆，二来可以在这些包裹函数中进行一些参数验证，出错处理，因此能使得程序更加可靠稳定。

对于 Linux 系统，所有输入输出都是通过读写文件完成的。因为所有的外围设备都是以文件形式在系统中呈现，这样使用统一的文件句柄就可以处理程序与外设之间的所有访问。在通常情况下，在读写一个文件之前我们需要首先使用打开文件（open file）操作来通知操作系统将要开始的行动。如果想在一个文件上执行写操作，那么你首先可能需要先创建这个文件或者将文件中以前的内容删除。操作系统还需要检查你是否有权限来执行这些操作。如果一切正常的话，打开操作会向程序返回一个文件描述符（file escriptor），文件描述符将替代文件名来确定所访问的文件，它与 MS-DOS 中文件句柄（file handle）

作用一样。此时一个打开着的文件的所有信息都由系统来维护，用户程序只需要使用文件描述符来访问文件。

文件读写分别使用 read 和 write 系统调用，用户程序一般通过访问函数库中的 read 和 write 函数来执行这两个系统调用。这两个函数的定义如下：

int read(int fd, char *buf, int n);
int write(int fd, char *buf, int n);

这两个函数的头一个参数是文件描述符。第二个参数是一个字符缓冲阵列，用于存放读取或被写出的数据。第三个参数是需要读写的数据字节数。函数返回值是一次调用时传输的字节计数值。对于读文件操作，返回的值可能会比想要读的数据小。如果返回值是 0，则表示已经读到文件尾。如果返回-1，则表示读操作遇到错误。对于写操作，返回的值是实际写入的字节数，如果该值与第三个参数指定的值不等，这表示写操作遇到了错误。对于读函数，它在函数库中的实现形式如下：

```
#define __LIBRARY__
#include <unistd.h>

_syscall3(int,read,int,fd,char *,buf,off_t,count)
```

其中_syscall3()是一个宏，定义在 unistd.h 头文件第 172 行开始处。若将该宏以上面的具体参数展开，我们可得到以下代码：

```
int read(int fd, char *buf, off_t count)
{
    long __res;
    __asm__ volatile (
        "int $0x80"
        : "=a" (__res)
        : "" (__NR_read), "b" ((long)(fd)), "c" ((long)(buf)), "d" ((long)(count)));
    if (__res>=0)
        return int __res;
    errno=-__res;
    return -1;
}
```

可以看出，这个展开的宏就是一个读操作函数的具体实现。从此处程序进入系统内核中执行。其中使用了嵌入汇编语句以功能号__NR_read（3）执行了 Linux 的系统中断调用 0x80。该中断调用在 eax（__res）寄存器中返回了实际读取的字节数。若返回的值小于 0，则表示此次读操作出错，于是将出错号取反后存入全局变量 errno 中，并向调用程序返回-1 值。

在 Linux 内核中，读操作在文件系统的 read_write.c 文件中实现。当执行了上述系统中断调用时，在该系统中断程序中就会去调用执行 read_write.c 文件中第 55 行开始的 sys_read()函数。sys_read()函数的原型定义如下：

int sys_read(unsigned int fd, char *buf, int count)

该函数首先判断参数的有效性。如果文件描述符值大于系统最多同时打开的最大文件数，或者需要读取的字节数值小于 0，或者该文件还没有执行过打开操作（此时文件描述符所索引的文件结构项指针

为空），这返回一个负的出错代码。接着内核程序验证将要存放读取数据的缓冲区大小是否合适。在验证过程中，内核程序会根据指定的读取字节数对缓冲区 buf 的大小进行验证，如果 buf 太小，这系统会对其进行扩充。因此，若用户程序开辟的内存缓冲区太小的话就有可能冲毁后面的数据。

随后内核代码会从文件描述符对应的内部文件表结构中获得该文件的 i 节点结构，并根据节点中的标志信息对该文件进行分类判断，调用下面对应类型的读操作函数，并返回所读取的实际字节数。

- 如果该文件是管道文件，则调用读管道函数 read_pipe()（在 fs/pipe.c 中实现）进行操作。
- 如果是字符设备文件，则调用读字符设备操作函数 rw_char()（在 fs/char_dev.c 中实现）。该函数再会根据具体的字符设备子类型调用字符设备驱动程序或对内存字符设备进行操作。
- 如果是块设备文件，则调用块设备读操作函数 block_read()（在 fs/block_dev.c 中实现）。该函数则调用内存高速缓冲管理程序 fs/buffer.c 中的读块函数 bread()，最后调用到块设备驱动程序中的 ll_rw_block()函数执行实际的块设备读操作。
- 如果该文件是一般普通常规文件，则调用常规文件读函数 file_read()（在 fs/file_read.c 中实现）进行读数据操作。该函数与读块设备操作类似，最后也会去调用执行文件系统所在块设备的底层驱动程序访问函数 ll_rw_block()，但是 file_read()还需要维护相关的内部文件表结构中的信息，例如移动文件当前指针。

当读操作的系统调用返回时，函数库中的 read()函数就可以根据系统调用返回值来判断此次操作是否正确。若返回的值小于 0，则表示此次读操作出错，于是将出错号取反后存入全局变量 errno 中，并向应用程序返回-1 值。从用户程序执行 read()函数到进入内核中进行实际操作的整个过程参见图 12-29 所示。

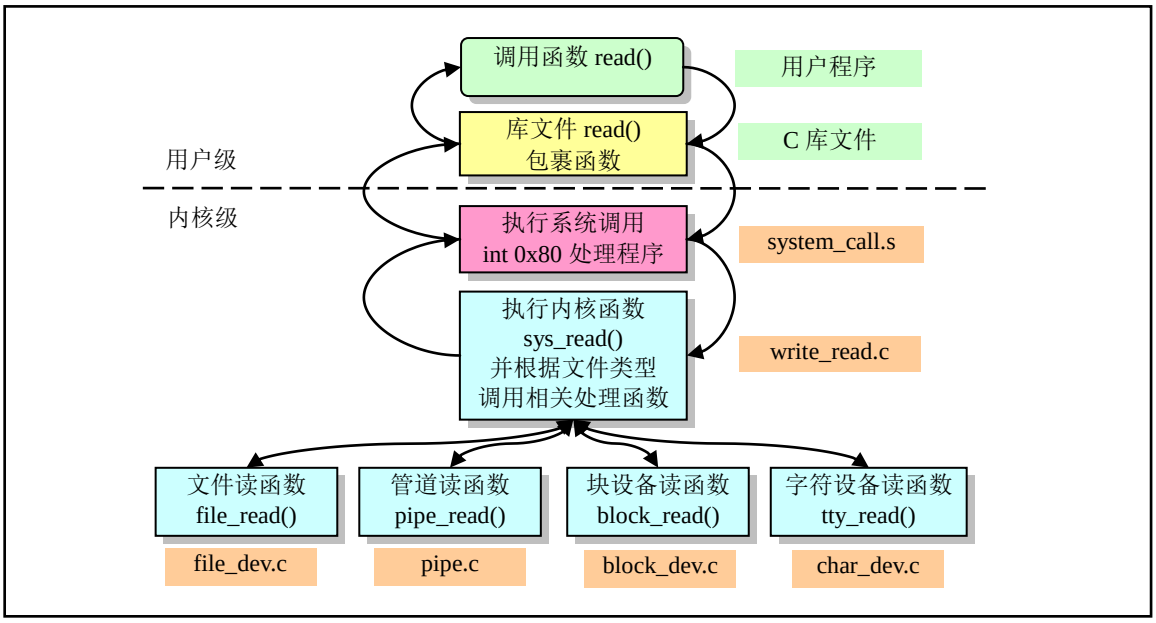



图 12-29 read()函数调用执行过程

## 12.14 open.c 程序

从本节开始描述的所有程序均属于文件系统中的高层操作和管理部分，即本章程序的第 4 部分。这部分包括 5 个程序，分别是 open.c、exec.c、stat.c、fcntl.c 和 ioctl.c 程序。

open.c 程序（程序 12-13）主要包含文件访问操作系统调用；exec.c 主要包含程序加载和执行函数

execve()；stat.c 程序用于取得一个文件的状态信息；fcntl.c 程序实现文件访问控制管理；ioctl.c 程序则用于控制设备的访问操作。

本文件实现了许多与文件操作相关的系统调用。主要有文件的创建、打开和关闭，文件宿主和属性的修改、文件访问权限的修改、文件操作时间的修改和系统文件系统 root 的变动等。

带详细注释的 open.c 程序完整列表见程序 12-13，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/open.c。

# 12.15 exec.c 程序

exec.c 程序（程序 12-14）实现对二进制可执行文件和 shell 脚本程序文件的加载与执行。

## 12.15.1 功能描述

该程序主要函数是 do_execve()，它是系统中断调用（int 0x80）功能号__NR_execve()调用的 C 处理函数，是 exec()函数簇的内核实现函数。其它 5 个相关 exec 函数一般在库函数中实现，并最终都要调用这个系统调用。当一个程序使用 fork()函数创建了一个子进程时，通常会在该子进程中调用 exec()簇函数之一以加载执行另一个新程序。此时子进程的代码、数据段（包括堆、栈内容）将完全被新程序的替换掉，并在子进程中开始执行新程序。execve()函数的主要功能为：

- 执行对命令行参数和环境参数空间页面的初始化操作 -- 设置初始空间起始指针；初始化空间页面指针数组为(NULl)；根据执行文件名取执行对象的 i 节点；计算参数个数和环境变量个数；检查文件类型，执行权限；
- 根据执行文件开始部分的头数据结构，对其中信息进行处理 -- 根据被执行文件 i 节点读取文件头部信息；若是 Shell 脚本程序（第一行以#!开始），则分析 Shell 程序名及其参数，并以被执行文件作为参数执行该 Shell 程序；根据文件的幻数以及段长度等信息判断是否可执行；
- 对当前调用进程进行运行新文件前初始化操作 -- 指向新执行文件的 i 节点；复位信号处理句柄；根据头结构信息设置局部描述符基址和段长；设置参数和环境参数页面指针；修改进程各执行字段内容；
- 替换堆栈上原调用 execve()程序的返回地址为新执行程序运行地址，运行新加载的程序。

在 execve()执行过程中，系统会清掉 fork()复制的原程序的页目录和页表项，并释放对应页面。系统仅为新加载的程序代码重新设置进程数据结构中的信息，申请和映射了命令行参数和环境参数块所占的内存页面，以及设置了执行代码执行点。此时内核并不从执行文件所在块设备上加载程序的代码和数据。当该过程返回时即开始执行新的程序，但一开始执行肯定会引起缺页异常中断发生。因为代码和数据还未被从块设备上读入内存。此时缺页异常处理过程会根据引起异常的线性地址在主内存区为新程序申请内存页面（内存帧），并从块设备上读入引起异常的指定页面。同时还为该线性地址设置对应的页目录项和页表项。这种加载执行文件的方法称为需求加载（Load on demand），参见内存管理一章中的说明。

另外，由于新程序是在子进程中执行，所以该子进程就是新程序的进程。新程序的进程 ID 就是该子进程的进程 ID。同样，该子进程的属性也就成为了新程序进程的属性。而对于已打开文件的处理则与每个文件描述符的执行时关闭（close on exec）标志有关。参见对文件 linux/fs/fcntl.c 的说明。进程中每个打开的文件描述符都有一个执行时关闭标志。在进程控制结构中是使用一个无符号长整数 close_on_exec 来表示的。它的每个比特位表示对应每个文件描述符的该标志。若一个文件描述符在 close_on_exec 中的对应比特位被设置，那么在执行 execve()时该描述符将被关闭，否则该描述符将始终处于打开状态。除非我们使用了文件控制函数 fcntl()特别地设置了该标志，否则内核默认操作在 execve 执行后仍然保持描述符的打开状态。

关于命令行参数和环境参数的含义解释如下。当用户在命令提示符下键入一个命令时，所指定执行

的程序会从该命令行上接受键入的命令行参数。例如当用户键入以下文件名列表命令时：

```
ls -l /home/john/
```

shell 进程会创建一个新进程并在其中执行/bin/ls 命令。在加载/bin/ls 执行文件时命令行上的三个参数 ls、-l 和/home/john/将被新进程继承下来。在支持 C 的环境中，当调用程序的主函数 main()时它会带有两个参数。

```
int main(int argc, char *argv[])
```

第一个是执行程序时命令行上参数的个数值，通常记为 argc（argument count），第二个是指向包含字符串参数的指针数组（argv -- argument vector）。每个字符串代表一个参数，并且 argv 数组的结尾总是以空指针来结束。通常，argv[0]是被执行的程序名，因此 argc 的值至少是 1。对于上面的例子，此时 argc=3，argv[0]、argv[1]和 argv[2]分别是'ls'、'-l'和'/home/john/'。而 argv[3] = NULL。见图 12-30 所示。

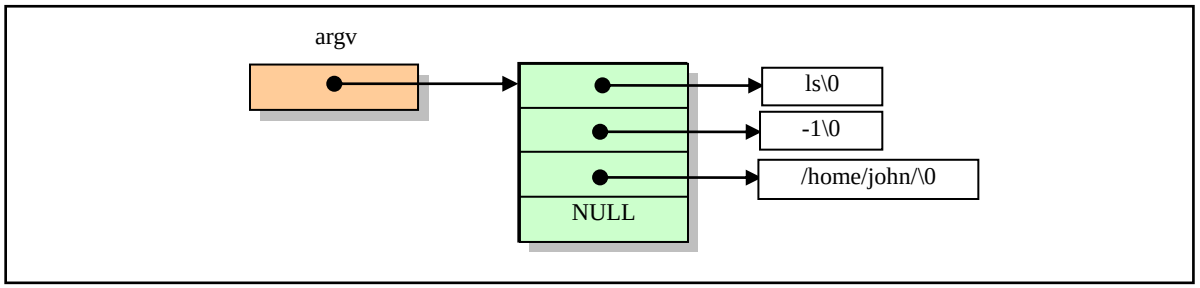



图 12-30 命令行参数指针数组 argv[]

main()还有第三个可选参数，该参数中包含环境变量（enviroment variable）参数，用于定制执行程序的环境设置并为其提供环境设置参数值。它也是一个指向包含字符串参数的指针数组，并以 NULL 结束，只是这些字符串是环境变量值。当程序需要明确用到环境变量时，main()的声明为：

```
int main(int argc, char *argv[], char *envp[])
```

环境字符串的形式为：

```
VAR_NAME=somevalue
```

其中 VAR_NAME 表示一个环境变量的名称，而等号后面的串代表给这个环境变量所赋的值。在命令行提示符下键入 shell 内部命令 set 可以显示出当前环境中设置的环境参数列表。在程序开始执行前，命令行参数和环境字符串被放置在用户堆栈顶端的地方，见下面说明。

execve()函数有大量对命令行参数和环境空间的处理操作，参数和环境空间共可有 MAX_ARG_PAGES 个页面，总长度可达 128kB 字节。在该空间中存放数据的方式类似于堆栈操作，即从假设的 128kB 空间末端处逆向开始存放参数或环境变量字符串的。在初始时，程序定义了一个指向该空间末端(128kB-4 字节)处空间内偏移值 p，该偏移值随着存放数据的增多而后退，由图 12-31 中可以看出，p 明确地指出了当前参数环境空间中还剩余多少可用空间。copy_string()函数用于从用户内存空间拷贝命令行参数和环境字符串到内核空闲页面中。在分析函数 copy_string()时，可参照此图。

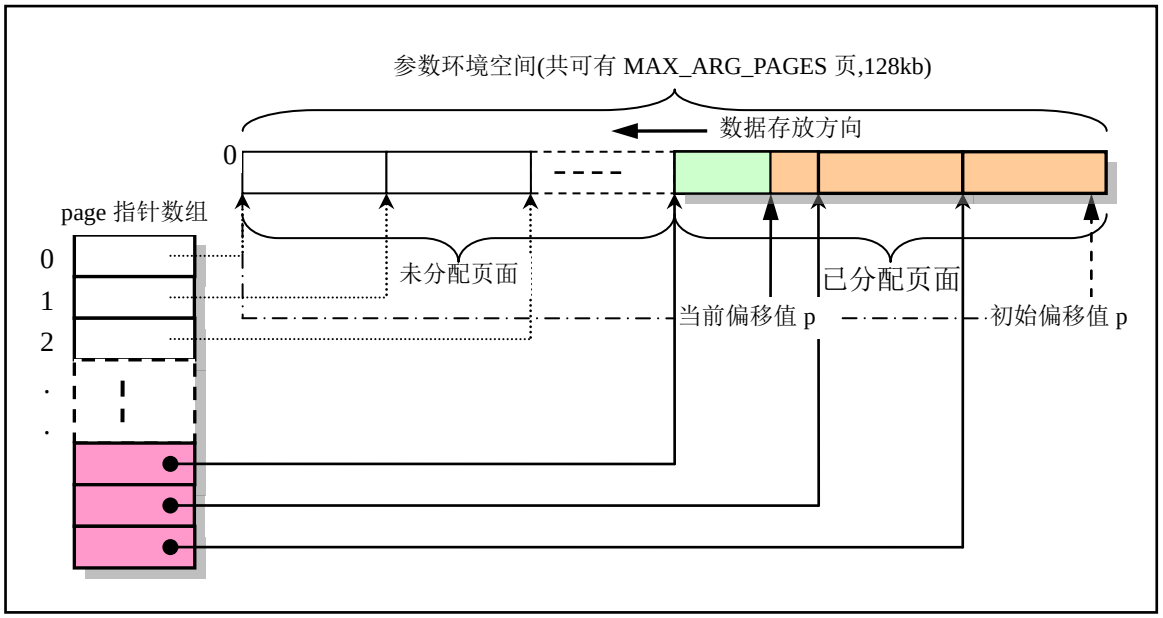



图 12-31 参数和环境变量字符串空间

在执行完 copy_string()之后，再通过执行第 333 行语句，p 将被调整为从进程逻辑地址空间开始处算起的参数和环境变量起始处指针，见图 12-32 中所示的 p'。方法是把一个进程占用的最大逻辑空间长度 64MB 减去参数和环境变量占用的长度(128KB - p)。p'的左边部分还将使用 create_tables()函数来存放参数和环境变量的一个指针表，并且 p'将再次向左调整为指向指针表的起始位置处。再把所得指针进行页面对齐，最终得到初始堆栈指针 sp。

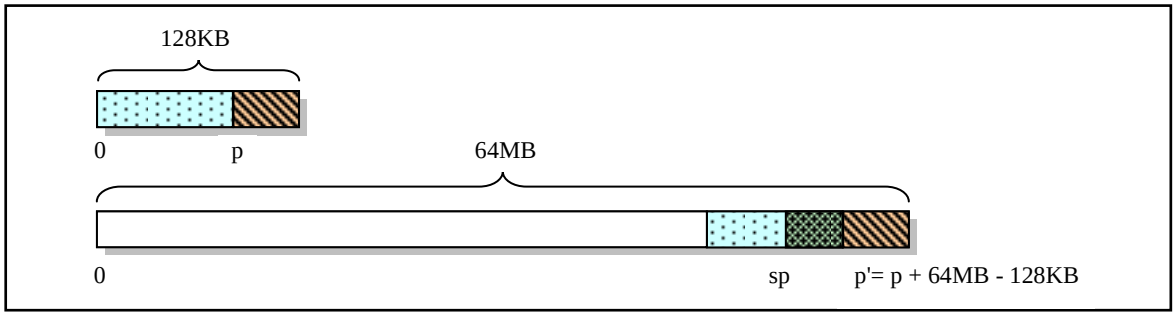



图 12-32 p 转换成进程初始堆栈指针的方法

create_tables()函数用于根据给定的当前堆栈指针值 p 以及参数变量个数值 argc 和环境变量个数 envc，在新的程序堆栈中创建环境和参数变量指针表，并返回此时的堆栈指针值。再把该指针进行页面对齐处理，最终得到初始堆栈指针 sp。创建完毕后堆栈指针表的形式见下图 12-33 所示。

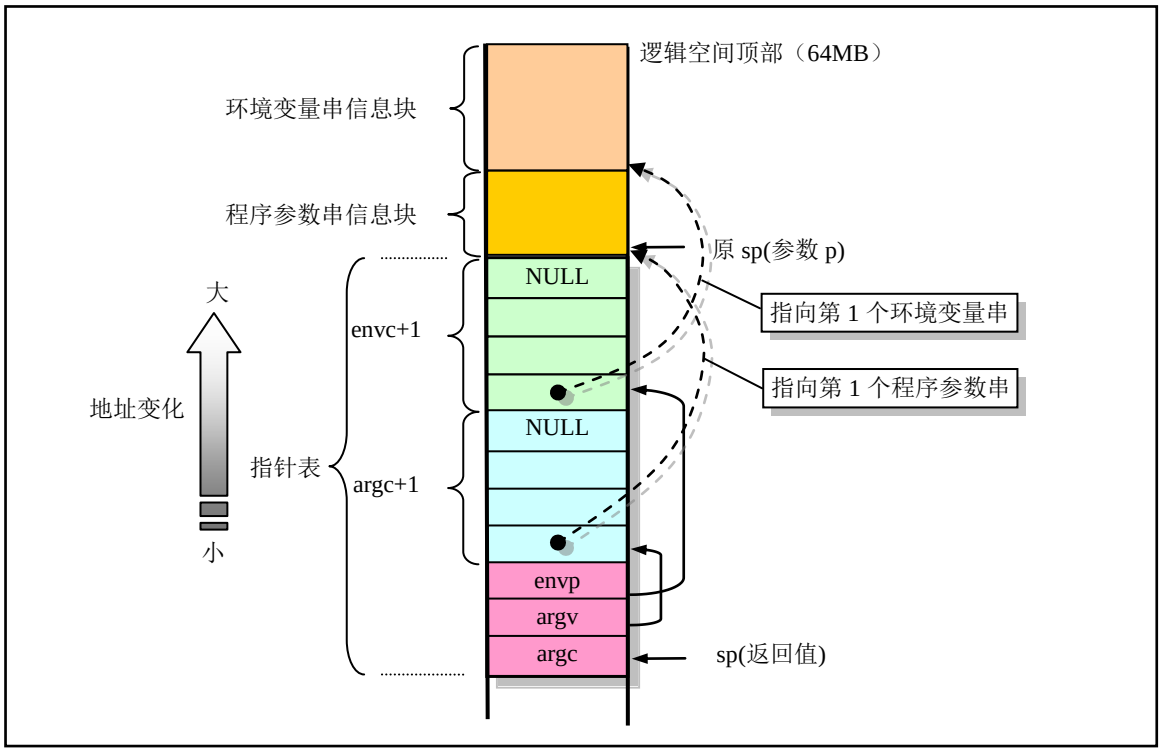



图 12-33 新程序堆栈中指针表示意图

函数 do_execve()最后返回时（第 344、345 行）会把原调用系统中断程序在堆栈上的代码指针 eip 替换为指向新执行程序的入口点，并将栈指针替换为新执行文件的栈指针 esp。此后这次系统调用的返回指令最终会弹出这些栈中数据，并使得 CPU 去执行新执行文件。这个过程的示意图见图 12-34 所示。图中左半部分是进程逻辑 64MB 的空间还包含原执行程序时的情况；右半部分是释放了原执行程序代码和数据并且更新的堆栈和代码指针时的情况。其中阴影（彩色）部分中包含代码或数据信息。进程任务结构中的 start_code 是 CPU 线性空间中的地址，其余几个变量值均是进程逻辑空间中的地址。

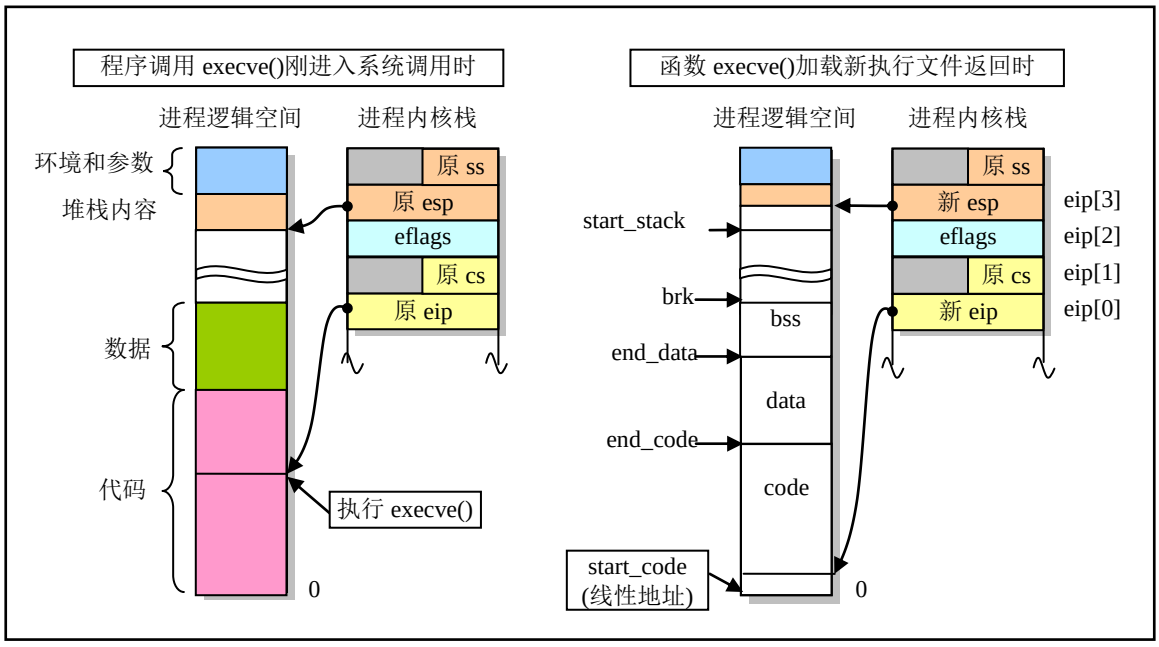



图 12-34 加载执行文件过程中栈中 esp 和 eip 的变化

带详细注释的 exec.c 程序完整列表见程序 12-14，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/exec.c。

## 12.15.2 a.out 执行文件格式

Linux 内核 0.12 版仅支持 a.out(Assembley & link editor output)执行文件格式，虽然这种格式目前已经渐渐不用，而使用功能更为齐全的 ELF（Executable and Link Format）格式，但是由于其简单性，作为学习入门的材料正好比较适用。下面全面介绍一下 a.out 格式。

在头文件<a.out.h>中声明了三个数据结构以及一些宏函数。这些数据结构描述了系统上可执行的机器码文件（二进制文件）。

一个执行文件共可有七个部分（七节）组成。按照顺序，这些部分是：

执行头部分(exec header)

执行文件头部分。该部分中含有一些参数，内核使用这些参数将执行文件加载到内存中并执行，而链接程序(ld)使用这些参数将一些二进制目标文件组合成一个可执行文件。这是唯一必要的组成部分。

代码段部分(text segment)

含有程序执行使被加载到内存中的指令代码和相关数据。可以以只读形式进行加载。

数据段部分(data segment)

这部分含有已经初始化过的数据，总是被加载到可读写的内存中。

代码重定位部分(text relocations)

这部分含有供链接程序使用的记录数据。在组合二进制目标文件时用于定位代码段中的指针或地址。

数据重定位部分(data relocations)

与代码重定位部分的作用类似，但是是用于数据段中指针的重定位。

符号表部分(simbol table)

这部分同样含有供链接程序使用的记录数据，用于在二进制目标文件之间对命名的变量和函数（符号）进行交叉引用。

字符串表部分(string table)

该部分含有与符号名相对应的字符串。

每个二进制执行文件均以一个执行数据结构（exec structure）开始。该数据结构的形式如下：

```
struct exec {
        unsigned long a_midmag;
        unsigned long a_text;
        unsigned long a_data;
        unsigned long a_bss;
        unsigned long a_syms;
        unsigned long a_entry;
        unsigned long a_trsize;
        unsigned long a_drsize;
};
```

各个字段的功能如下：

a_midmag - 该字段含有被 N_GETFLAG()、N_GETMID 和 N_GETMAGIC()访问的子部分，是由链接程序在运行时加载到进程地址空间。宏 N_GETMID()用于返回机器标识符(machine-id)，指示出二进制文件将在什么机器上运行。N_GETMAGIC()宏指明魔数，它唯一地确定了二进制执行文件与其他加载的文件之间的区别。字段中必须包含以下值之一：

- OMAGIC - 表示代码和数据段紧随在执行头后面并且是连续存放的。内核将代码和数据段都加载到可读写内存中。
- NMAGIC - 同 OMAGIC 一样，代码和数据段紧随在执行头后面并且是连续存放的。然而内核将代码加载到了只读内存中，并把数据段加载到代码段后下一页可读写内存边界开始。
- ZMAGIC - 内核在必要时从二进制执行文件中加载独立的页面。执行头部、代码段和数据段都被链接程序处理成多个页面大小的块。内核加载的代码页面时只读的，而数据段的页面是可写的。

a_text - 该字段含有代码段的长度值，字节数。

a_data - 该字段含有数据段的长度值，字节数。

a_bss - 含有‘bss 段’的长度，内核用其设置在数据段后初始的 break（brk）。内核在加载程序时，这段可写内存显现出处于数据段后面，并且初始时为全零。

a_syms - 含有符号表部分的字节长度值。

a_entry - 含有内核将执行文件加载到内存中以后，程序执行起始点的内存地址。

a_trsize - 该字段含有代码重定位表的大小，是字节数。

a_drsize - 该字段含有数据重定位表的大小，是字节数。

在 a.out.h 头文件中定义了几个宏，这些宏使用 exec 结构来测试一致性或者定位执行文件中各个部分（节）的位置偏移值。这些宏有：

- N_BADMAG(exec) 如果 a_magic 字段不能被识别，则返回非零值。
- N_TXTOFF(exec) 代码段的起始位置字节偏移值。
- N_DATOFF(exec) 数据段的起始位置字节偏移值。
- N_DRELOFF(exec) 数据重定位表的起始位置字节偏移值。
- N_TRELOFF(exec) 代码重定位表的起始位置字节偏移值。
- N_SYMOFF(exec) 符号表的起始位置字节偏移值。
- N_STROFF(exec) 字符串表的起始位置字节偏移值。

重定位记录具有标准格式，它使用重定位信息(relocation_info)结构来描述：

```
struct relocation_info {
        int             r_address;
        unsigned int    r_symbolnum : 24,
                        r_pcrel : 1,
                        r_length : 2,
                        r_extern : 1,
                        r_baserel : 1,
                        r_jmptable : 1,
                        r_relative : 1,
                        r_copy : 1;
};
```

该结构中各字段的含义如下：

r_address - 该字段含有需要链接程序处理（编辑）的指针的字节偏移值。代码重定位的偏移值是从代码段开始处计数的，数据重定位的偏移值是从数据段开始处计算的。链接程序会将已经存储在该偏移处的值与使用重定位记录计算出的新值相加。

r_symbolnum - 该字段含有符号表中一个符号结构的序号值（不是字节偏移值）。链接程序在算出符号的绝对地址以后，就将该地址加到正在进行重定位的指针上。（如果 r_extern 比特位是 0，那么情况就不同，见下面。）

r_pcrel - 如果设置了该位，链接程序就认为正在更新一个指针，该指针使用 pc 相关寻址方式，是属于机器码指令部分。当运行程序使用这个被重定位的指针时，该指针的地址被隐式地加到该指针上。

r_length - 该字段含有指针长度的 2 的次方值：0 表示 1 字节长，1 表示 2 字节长，2 表示 4 字节长。

r_extern - 如果被置位，表示该重定位需要一个外部引用；此时链接程序必须使用一个符号地址来更新相应指针。当该位是 0 时，则重定位是“局部”的；链接程序更新指针以反映各个段加载地址中的变化，而不是反映一个符号值的变化（除非同时设置了 r_baserel，见下面）。在这种情况下，r_symbolnum 字段的内容是一个 n_type 值（见下面）；这类字段告诉链接程序被重定位的指针指向那个段。

r_baserel - 如果设置了该位，则 r_symbolnum 字段指定的符号将被重定位成全局偏移表(Global Offset Table)中的一个偏移值。在运行时刻，全局偏移表该偏移处被设置为符号的地址。

r_jmptable - 如果被置位，则 r_symbolnum 字段指定的符号将被重定位成过程链接表(Procedure Linkage Table)中的一个偏移值。

r_relative - 如果被置位，则说明此重定位与该目标文件将成为其组成部分的映像文件在运行时被加载的地址相关。这类重定位仅在共享目标文件中出现。

r_copy - 如果被置位，该重定位记录指定了一个符号，该符号的内容将被复制到 r_address 指定的地方。该复制操作是通过共享目标模块中一个合适的数据项中的运行时刻链接程序完成的。

符号将名称映射为地址（或者更通俗地讲是字符串映射到值）。由于链接程序对地址的调整，一个符号的名称必须用来表示其地址，直到已被赋予一个绝对地址值。符号是由符号表中固定长度的记录以及字符串表中的可变长度名称组成。符号表是 nlist 结构的一个数组，如下所示：

```
struct nlist {
        union {
                char    *n_name;
                long    n_strx;
        } n_un;
        unsigned char   n_type;
        char            n_other;
        short           n_desc;
        unsigned long   n_value;
};
```

其中各字段的含义为：

n_un.n_strx - 含有本符号的名称在字符串表中的字节偏移值。当程序使用 nlist()函数访问一个符号表时，该字段被替换为 n_un.n_name 字段，这是内存中字符串的指针。

n_type - 用于链接程序确定如何更新符号的值。使用位屏蔽(bitmasks)可以将 n_type 字段分割成三个子字段，对于 N_EXT 类型位置位的符号，链接程序将它们看作是“外部的”符号，并且允许其他二进制目标文件对它们的引用。N_TYPE 屏蔽码用于链接程序感兴趣的比特位：

- N_UNDF - 一个未定义的符号。链接程序必须在其他二进制目标文件中定位一个具有相同名称的外部符号，以确定该符号的绝对数据值。特殊情况下，如果 n_type 字段是非零值，并且没有二进制文件定义了这个符号，则链接程序在 BSS 段中将该符号解析为一个地址，保留长度等于 n_value 的字节。如果符号在多于一个二进制目标文件中都没有定义并且这些二进制目标文件对其长度值不一致，则链接程序将选择所有二进制目标文件中最大的长度。
- N_ABS - 一个绝对符号。链接程序不会更新一个绝对符号。
- N_TEXT - 一个代码符号。该符号的值是代码地址，链接程序在合并二进制目标文件时会更新其值。
- N_DATA - 一个数据符号；与 N_TEXT 类似，但是用于数据地址。对应代码和数据符号的值不是文件的偏移值而是地址；为了找出文件的偏移，就有必要确定相关部分开始加载的地址并减去它，然后加上该部分的偏移。
- N_BSS - 一个 BSS 符号；与代码或数据符号类似，但在二进制目标文件中没有对应的偏移。

- N_FN - 一个文件名符号。在合并二进制目标文件时，链接程序会将该符号插入在二进制文件中的符号之前。符号的名称就是给予链接程序的文件名，而其值是二进制文件中首个代码段地址。链接和加载时不需要文件名符号，但对于调式程序非常有用。
- N_STAB - 屏蔽码用于选择符号调式程序(例如 gdb)感兴趣的位；其值在 stab()中说明。

n_other - 该字段按照 n_type 确定的段，提供有关符号重定位操作的符号独立性信息。目前，n_other 字段的最低 4 位含有两个值之一：AUX_FUNC 和 AUX_OBJECT（有关定义参见<link.h>）。AUX_FUNC 将符号与可调用的函数相关，AUX_OBJECT 将符号与数据相关，而不管它们是位于代码段还是数据段。该字段主要用于链接程序 ld，用于动态可执行程序的创建。

n_desc - 保留给调式程序使用；链接程序不对其进行处理。不同的调试程序将该字段用作不同的用途。

n_value - 含有符号的值。对于代码、数据和 BSS 符号，这是一个地址；对于其他符号（例如调式程序符号），值可以是任意的。

字符串表是由长度为 u_int32_t 后跟一 null 结尾的符号字符串组成。长度代表整个表的字节大小，所以在 32 位的机器上其最小值（或者是第 1 个字符串的偏移）总是 4。

# 12.16 stat.c 程序

该程序实现取文件状态信息系统调用 stat()和 fstat()，并将信息存放在用户的文件状态结构缓冲区中。stat()是利用文件名取信息，而 fstat()是使用文件句柄(描述符)来取信息。

带详细注释的 stat.c 程序完整列表见程序 12-15，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/stat.c。

# 12.17 fcntl.c 程序

本节开始描述的 fcntl.c 和 ioctl.c 两个程序，都属于对目录和文件进行操作的上层处理程序，用以实现对文件的控制操作。

## 12.17.1 功能描述

fcntl.c（程序 12-16）实现了文件控制系统调用 fcntl()和两个文件句柄（描述符）复制系统调用 dup()和 dup2()。dup2()中指定了新句柄的最小数值，而 dup()则返回当前值最小的未用句柄。fcntl()用于修改已打开文件的状态或复制句柄操作。句柄复制操作主要用在文件的标准输入/输出重定向和管道操作方面。本程序中用到的一些常数符号定义在 include/fcntl.h 文件中。建议在阅读本程序时也同时参考该头文件。

函数 dup()和 dup2()所返回的新文件句柄与被复制的原句柄将共同使用同一个文件表项。例如当一个进程没有另行打开任何其他文件时，此时若使用 dup()函数或使用 dup2()函数但指定新句柄是 3，那么函数执行后的文件句柄示意图见图 12-35 所示。

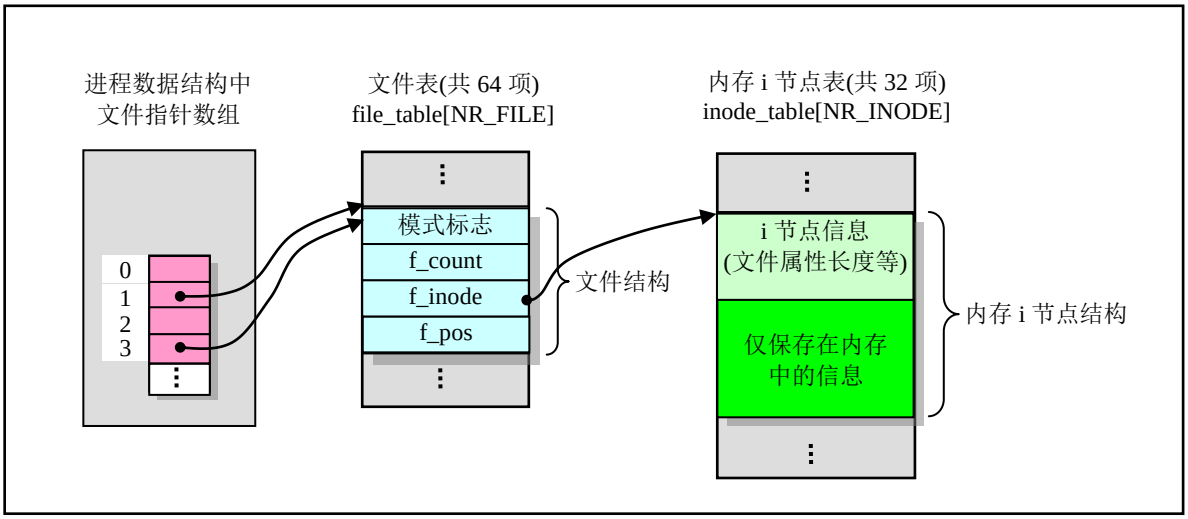



图 12-35 执行 dup(1)或 dup2(1,3)函数后内核中的文件相关结构

另外，由本程序中的 dupfd()内部函数可以看出，对于使用 dup()或 dup2()函数新建的文件句柄，其执行时关闭标志 close_on_exec 会被清除，即在运行 exec()类函数时不会关闭用 dup()建立的文件句柄。

由 AT&T 的系统 III 开始采用的 fcntl()函数主要用于修改已打开文件的属性。它在参数中用控制命令 cmd 在该函数中集成了 4 种功能：

• cmd = F_DUPFD，复制文件句柄。此时 fcntl()的返回值是新的文件句柄，其值大于等于第 3 个参数指定的值。该新建立的文件句柄将与原句柄共同使用同一个文件表项，但其执行时关闭标志被复位。对于该命令，函数 dup(fd)就等效于 fcntl(fd,F_DUPFD,0)；而函数 dup2(fd,newfd)则等效于语句“close(newfd); fcntl(fd,F_DUPFD,newfd);”

• cmd = F_GETFD 或 F_SETFD，读取或设置文件句柄执行时关闭标志 close_on_exec。在设置该标志时，函数第 3 个参数是该标志的新值。

• cmd = F_GETFL 或 F_SETFL，读取或设置文件操作和访问标志。这些标志有 RDONLY、O_WRONLY、O_RDWR、O_APPEND 和 O_NONBLOCK，它们的具体含义请参见 include/fcntl.h 文件。在设置操作时函数第 3 个参数是文件操作和访问标志的新值，并且只能改动 O_APPEND 和 O_NONBLOCK 标志。

• cmd = F_GETLK、F_SETLK 或 F_SETLKW，读取或设置文件上锁标志。但在 Linux 0.12 内核中没有实现文件记录上锁功能。

带详细注释的 fcntl.c 程序列表见程序 12-16，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/fcntl.c。

# 12.18 ioctl.c 程序

ioctl.c 文件（程序 12-17）实现了输入/输出控制系统调用 ioctl()。ioctl()函数可以看作是各个具体设备驱动程序 ioctl 函数的接口函数。该函数将调用文件句柄指定设备文件的驱动程序中的 IO 控制函数。主要调用 tty 字符设备的 tty_ioctl()函数，对终端的 I/O 进行控制。在编制用户程序时通常采用 POSIX.1 标准定义的 termios 相关函数来设置 tty 设备属性。参见 include/termios.h 文件最后部分。那些函数（例如 tcflow()）在编译环境的函数库 libc.a 中实现，并且通过系统调用还是执行了本程序中的 ioctl()函数。

带详细注释的 ioctl.c 程序完整列表见程序 12-17，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/ioctl.c。

# 12.19 select.c 程序

Linux 编程人员经常会发现需要同时使用多个文件描述符来访问数据流会间歇传输的 I/O 设备。如果我们仅仅使用多个 read()、write()调用来处理这种情况，那么其中的一个调用可能会阻塞而等待在一个文件描述符上，而与此同时，其他文件描述符若是可以进行读/写操作却不会得到及时处理。

解决这种问题可有多种方法。一种方法是对每个需要同时访问的文件描述符设置一个进程来处理，但这种方法需要对这些进程之间的通信进行协调，因此这种方法比较复杂。另一种方法是把所有文件描述符都设置成非阻塞形式，并且在程序中循环检测各个文件描述符是否有数据可读，或可写入。但由于这种循环检测方法会耗费大量处理器时间，因此在多任务操作系统中并不提倡使用这种方法。第 3 种方法是使用异步 I/O 技术，其原理是当一个描述符可被访问操作时就让内核使用信号来通知进程。由于每个进程只有一个这种“通知”信号，因此若使用了多个文件描述符，则还是需要把各个文件描述符设置成非阻塞状态，并且在接收到这种信号时对每个描述符进行测试，以确定哪个描述符已准备好。

还有一种比较好的方法就是使用 selcet.c 程序（程序 12-18）中的 select()（sys_select()）函数来处理这种状况。select()函数最初出现在 BSD 4.2 操作系统中，可在支持 BSD Socket 网络编程接口的操作系统中使用，主要用于处理需要有效地同时访问多个文件描述符（或 Socket 句柄）的情况。该函数的主要工作原理就是让内核同时监测用户提供的多个文件描述符，如果文件描述符的状态没有发生变化就让调用进程进入睡眠状态；如果其中有一个描述符已准备好可被访问，该函数就返回进程，并告诉进程是哪个或哪几个描述符已准备好。

select()函数调用原型定义在 include/unistd.h 文件第 277 行上，见如下所示：

```
int select(int width, fd_set * readfds, fd_set * writefds, fd_set * exceptfds,
           struct timeval * timeout);
```

该函数使用 5 个参数。第 1 个参数 width 是随后给出的 3 个描述符集中最大描述符的数值再加 1，该值实际上是内核代码检查描述符数的范围值。随后三个参数都是描述符集类型 fd_set 的指针，分别指向我们关心的读操作描述符集 readfds、写操作描述符集 writefds 和发生异常条件的描述符集 exceptfds。这 3 个指针中任意一个都可以为 NULL，表示我们不关心相应的集。如果 3 个指针均为 NULL，那么 select()函数可以用作为一个比较精确的计时器（sleep()函数只能提供秒级等待精度）。

描述符集类型 fd_set 定义在 include/sys/types.h 文件中，被定义为一个无符号 long 字类型。其中每个比特位表示一个文件描述符，而该比特在 long 字中的位置值就是文件描述符的数值，见图 12-36 上半部分所示。


图 12-36 文件描述符集每个比特表示一个描述符

如果我们关心执行读操作的描述符 fd3，那么就需要把 readfds 集中的 fd3 比特位设置为 1；如果需要监测执行写操作的文件描述符 fd1，就需要把 writefds 集中的 fd1（第 2 比特）置为 1。如果 fd3 是所有描述符集中最大的描述符值，那么第 1 个参数 width 就等于 4。为便于对 fd_set 类型变量进行操作，

Linux 系统提供了 4 个宏，定义在 include/sys/time.h 中：

```
#define FD_ZERO(fdsetp)       (*(fdsetp) = 0)              // 把指定的描述符集所有比特位清零。
#define FD_SET(fd,fdsetp)     (*(fdsetp) |= (1 << (fd)))   // 设置指定描述符集中描述符对应比特。
#define FD_CLR(fd,fdsetp)     (*(fdsetp) &= ~(1 << (fd))) // 复位指定描述符集中描述符对应比特。
#define FD_ISSET(fd,fdsetp)   ((*(fdsetp) >> fd) & 1)      // 测试指定描述符对应比特位。
```

应用程序在声明了一个描述符集变量之后，应该首先使用 FD_ZERO()对其清零，然后再使用 FD_SET()或 FD_CLR()在其中设置/复位指定描述符相关的比特位。FD_ISSET 则用于在 select()返回时测试描述符集指定比特位是否仍然在置位状态。当 select()返回时，3 个描述符集中仍然置位的比特位表示对应的描述符已经准备好（可供读、写或者出现异常）。注意，这些宏需要使用描述符集指针作为第 2 个参数。

select()函数最后一个参数 timeout 用于指定进程在任意一个描述符准备好之前希望等待 select()函数返回的最长时间。它是类型为 timeval（定义在 include/sys/time.h 文件中）结构的一个指针，该结构见如下所示。

```
    struct timeval {
            long    tv_sec;         /* 秒值（seconds） */
            long    tv_usec;        /* 微秒值（microseconds） */
    };
```

当 timeout 指针为 NULL 时，表示我们将无限期地等待下去，直到描述符集中指定的描述符有一个已准备好可操作为止。不过若进程收到一个信号时，等待过程将被中断，并且 select()会返回-1，全局变量 errno 会被设置为 EINTR。

当 timeout 指针不为 NULL，但是其所指结构中两个字段的值均为 0 时，则表示无须等待。此时 select()函数可用于测试所有指定描述符的状态，并立刻返回。当两个时间字段值起码有一个不为 0，则 select()函数会在返回之前等待一段时间。若在等待期间有一个描述符准备好，就直接返回，并且此时这两个时间字段值被修改成表示还剩余的等待时间值。如果在设置的时间内没有一个描述符准备好，select()就返回 0。另外，在等待期间也可以被信号中断，并返回-1。

总的来说，当 select()返回-1 时表示出错；当 select()返回一个 0 值时表示在规定的条件下还没有描述符准备好；当 select()返回一个正值时，表示描述符集中已经准备好的描述符个数。此时 3 个描述符集中仍然置位的比特位对应的描述符就是已准备好的描述符。

由于 Linux 0.12 内核只提供带 3 个参数的系统调用，而 select()有 5 个参数，因此在用户程序调用 select()函数时，库文件（例如 libc.a）中的 select()函数会把第 1 个参数的地址作为指针传递给内核中的系统调用 sys_select()，该调用则会把第 1 个参数的指针作为存放有所有参数的“缓冲区”指针进行处理。它会先把“缓冲区”中的参数分解开，再调用 do_select()函数进行处理。然后在 do_select()返回时再把返回结果写到这个用户数据“缓冲区”中。下面是 Linux 0.1x 系统的 libc 库中 select()函数的源代码实现。

```
01 #define __LIBRARY__
02 #include <sys/time.h>
03 #include <unistd.h>
04
05 int select(int nd, fd_set * in, fd_set * out, fd_set * ex, struct timeval * tv)
06 {
    //  定义返回结果变量__res，并且定义寄存器变量__fooebx 为第 1 个参数的指针。
07      long __res;
08      register long __fooebx __asm__ ("bx") = (long) &nd;
    // 系统调用内嵌汇编代码，eax=select 系统调用功能号；ebx 中是第 1 个参数 nd 的指针。
```

```
09      __asm__ volatile ("int $0x80"
10          : "=a" (__res)
11          : "0" (__NR_select),"r" (__fooebx));
    // 如果返回值大于等于 0，则返回该值，否则设置全局出错号变量 errno 然后返回-1。
12      if (__res >= 0)
13          return (int) __res;
14      errno = -__res;
15      return -1;
16 }
```

select.c 程序实际上比较复杂。正如 Linus 在程序的第 27 行英文注释中说的：“如果你能理解这里编制的代码，那么就说明你已经理解 Linux 中睡眠/唤醒的工作机制。”与 kernel/sched.c 类似，本程序中的主要难点在于对 add_wait()和 free_wait()函数的理解上。为了理解这两个函数的工作原理，我们可以参考 sched.c 程序中 sleep_on()函数的工作原理，因为这几个函数都涉及对某个资源的任务等待队列的处理。下面我们首先说明程序中 sys_select()系统调用的主要工作原理，然后详细介绍 select 对等待队列的处理方式。

sys_select()函数中的代码主要负责执行 select 功能前后的参数复制和转换工作，而 select 操作的主要工作则由 do_select()函数来完成。do_select()会首先检查描述符集中各个描述符的有效性，然后分别调用相关描述符集描述符的检查函数 check_XX()对每个描述符进行检查，同时统计描述符集中当前已经准备好的描述符个数。若有任何一个描述符已经准备好，本函数就会立刻返回，否则进程就会调用 add_wait()函数把当前任务插入到相应等待队列中，并在 do_select()函数中进入睡眠状态。如果在过了超时时间或者由于某个描述符所在等待队列上的进程被唤醒而使本进程继续运行，则进程会再次重复判断是否有描述符已准备好。在执行重复判断过程之前，do_select()函数会利用 free_wait()函数唤醒等待队列上已有的等待任务（若有的话）。

在处理描述符的等待过程时，select.c 程序使用了一个等待表 wait_table，见下面程序列表中第 37--45 行和图 12-37 所示。select_table 类型的等待表 wait_table 中包含一个有效项计数字段 nr 和一个数组 entry[NR_OPEN * 3]，每个数组项都是一个 wait_entry 结构。wait_table 的有效项字段 nr 记录着描述符集中描述符等待在相关等待队列上的 wait_entry 项数。wait_entry 结构项包含两个字段，其中 wait_address 指针字段用于指向当前正在处理的描述符对应的任务等待队列头指针，而 old_task 指针字段用于指向等待队列头指针原来指向的等待任务。

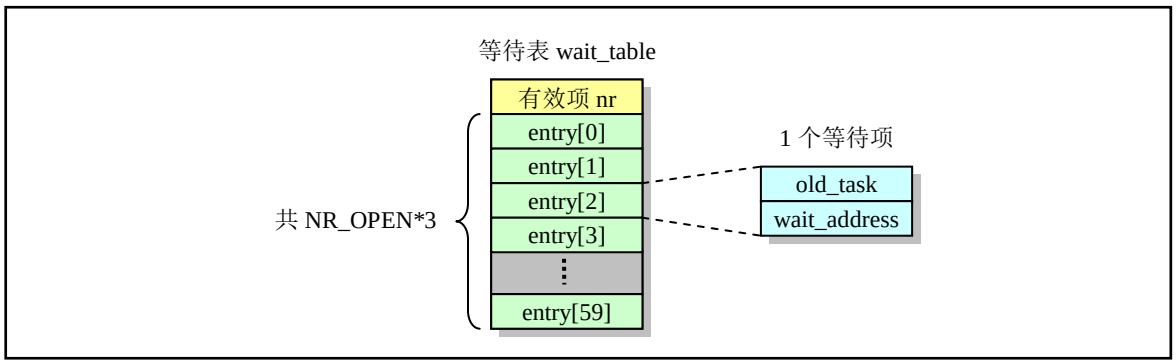



图 12-37 等待表结构示意图

等待表使用 add_wait()和 free_wait()函数进行操作。在一个描述符还没有准备好时，add_wait()用于把当前进程添加到该描述符对应的任务等待队列中。在向等待表中添加一项之前，它会首先搜索等待表中是否已经有与想要添加的等待项具有相同的等待队列头指针字段。若已经存在则不再添加到等待表中而直接返回（即不同的等待队列上只会被插入一个等待项），否则就让等待表项的 wait_address 字段指向

等待队列头指针，而等待表项的 old_task 字段则指向队列头指针原来指向的任务。然后让等待队列头指针指向当前任务。最后把等待表的有效项计数值 nr 增 1。

例如，对于读缓冲队列空而等待终端 tty 输入字符的描述符来讲，对应终端的读缓冲队列 secondary 配有一个等待缓冲队列中出现可读字符的任务等待队列头指针 proc_list（参见 include/linux/tty.h 第 26 行的 tty 队列结构）。当 secondary 中没有字符可以读取时，select 程序就会使用 add_wait()函数把当前任务添加到等待表中。它会让等待表项字段 wait_address = proc_list，并且让字段 old_task 指向 proc_list 原来指向的任务。如果 proc_list 原来没有指向任何任务，则此时 old_task=NULL。然后让 proc_list 指向当前任务，这个处理过程见图 12-38 所示。图中(a)表示调用执行 add_wait()函数之前等待队列头指针原来的任务 task，图中(b)表示执行 add_wait()之后等待表项的形式。注意，图中仅示出等待表中的一个 wait_entry 表项。

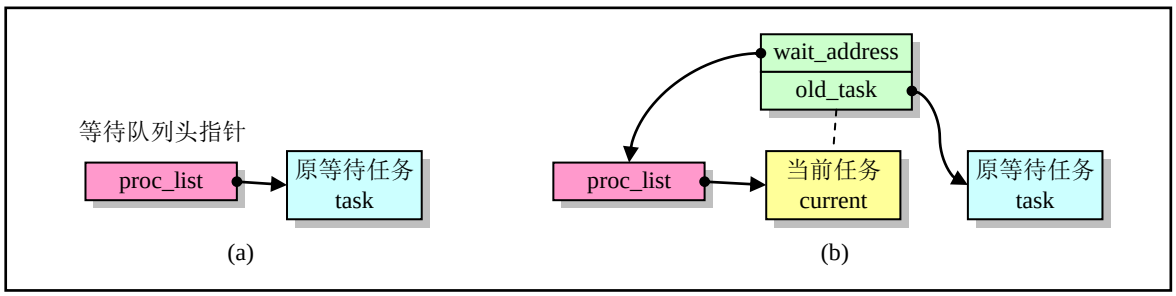



图 12-38 向等待表中添加 1 项等待项

如果等待队列中已有的等待任务都是由于调用了 sleep_on()函数而被插入等待队列中，并且在我们把调用 select 功能的当前任务插入等待队列后又有进程使用 sleep_on()函数把自己插入等待队列时，此时整个等待队列的结构见图 12-39 所示。

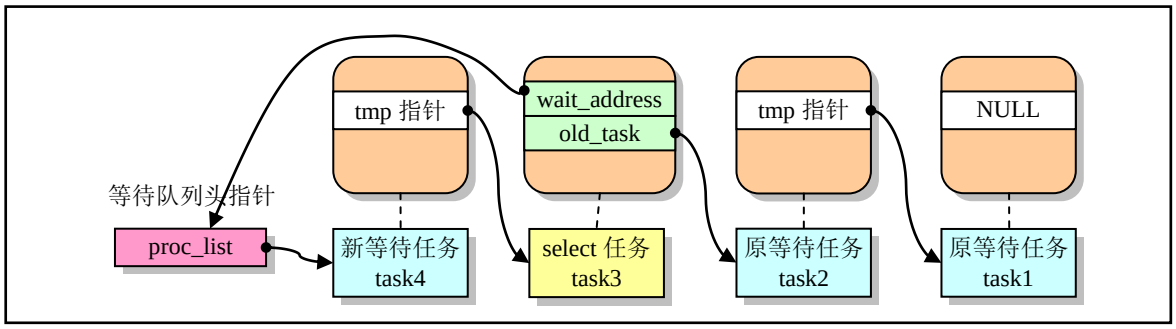



图 12-39 等待队列中又被插入新的等待任务时的示意图

由图可见，等待表项 old_task 指针字段的作用与 sleep_on()函数中的 tmp 指针完全相同，而 wait_address 字段的作用仅用于 select 防止在等待表 wait_table 中添加具有相同等待队列指针的表项。因此在使用 free_wait()函数清除等待表中各项时，free_wait()中使用的算法也与 sleep_on()函数中任务被唤醒时的代码完全相同。

当等待的资源可用后，例如 tty 读缓冲队列 secondary 中已经输进了字符，则等待队列中头指针指向的任务将被唤醒。该任务又会随即唤醒其 tmp 指针指向的任务。当执行 select 的任务被唤醒时，它会立即执行 free_wait()函数（参见代码第 204 行）。若该任务在唤醒时等待队列头指针正指向这个任务时（*wait_address == current），那么 free_wait()函数就会立刻去唤醒 old_task 所指向的随后的任务。由此可以看出，free_wait()的功能确实与 sleep_on()函数唤醒任务的代码相同。如果在执行 select 功能的任务被唤醒后又有其他进程调用 sleep_on() 函数而睡眠在该等待队列上，则此时等待队列头指针指向的就不会

是当前进程（*wait_address != current），那么此时我们就需要先唤醒这些任务。操作方法是将等待队列头所指任务先置为就绪状态（state = 0），并把自己设置为不可中断等待状态，即自己要等待这些后续进入队列的任务被唤醒而开始执行时来唤醒本任务。然后重新执行调度程序。

另外请注意，由于 Linux 内核中实现的 select（sys_select()）在运行过程中会修改（递减）timeout 所指结构中的字段值，以反映出还剩余的等待时间，而很多其他操作系统中的 select()实现并不这样做，因此这会导致 select()运行期间会访问 timeout 结构值的 Linux 程序在移植上会遇到问题。同样，在循环中不再对 timeout 进行初始化而多次使用 select()函数的程序若移植到 Linux 系统上也会碰到问题。所以当 select()返回时应该把 timeout 所指结构看作是处于未初试状态。

带详细注释的 select.c 程序完整列表见程序 12-18，其在源代码目录中的路径名为 linux/fs/select.c。

# 第13章 内存管理(mm)

在使用 Intel 80x86 体系结构的机器中，Linux 内核的内存管理程序采用了分页管理方式。利用页目录和页表结构处理内核中其他部分代码对内存的申请和释放操作。内存的管理是以内存页面为单位进行的，一个内存页面是指地址连续的 4K 字节物理内存。通过页目录项和页表项，可以寻址和管理指定页面的使用情况。在 Linux 0.12 的内存管理目录中共有三个文件，如列表 13-1 中所示：

列表 13-1 内存管理子目录文件列表

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | Makefile | 1221 bytes | 1992-01-12 19:49:22 | |
| | memory.c | 13464 bytes | 1992-01-13 22:57:04 | |
| | page.s | 508 bytes | 1991-10-02 14:16:30 | |
| | swap.c | 5193 bytes | 1992-01-13 15:46:41 | |

其中，page.s 文件比较短，仅包含内存页异常的中断处理过程（int 14）。主要实现了对缺页和页写保护的处理。memory.c 是内存页面管理的核心文件，用于内存的初始化操作、页目录和页表的管理和内核其他部分对内存的申请处理过程。swap.c 是内存页面交换管理文件，其中主要包括交换映射位图管理函数和交换设备访问函数。

## 13.1 总体功能

在 Intel 80X86 CPU 中，程序在寻址过程中使用的是由段和偏移值构成的地址。该地址并不能直接用来寻址物理内存地址，因此被称为虚拟地址。为了能寻址物理内存，就需要一种地址变换机制将虚拟地址映射或变换到物理内存中，这种地址变换机制就是内存管理的主要功能之一（内存管理的另外一个主要功能是内存的寻址保护机制。由于篇幅所限，本章不对其进行讨论）。虚拟地址通过段管理机制首先变换成一种中间地址形式—CPU 32 位的线性地址，然后使用分页管理机制将此线性地址映射到物理地址。

为了弄清 Linux 内核对内存的管理操作方式，我们需要了解内存分页管理的工作原理，了解其寻址的机制。分页管理的目的是将物理内存页面映射到某一线性地址处。在分析本章的内存管理程序时，需明确区分清楚给定的地址是指线性地址还是实际物理内存的地址。

### 13.1.1 内存分页管理机制

在 Intel 80x86 的系统中，内存分页管理是通过页目录表和内存页表所组成的二级表进行的。见图 13-1 所示。其中页目录表和页表的结构是一样的，表项结构也相同，见下面图 13-4 所示。页目录表中的每个表项（简称页目录项）（4 字节）用来寻址一个页表，而每个页表项（4 字节）用来指定一页物理内存页。因此，当指定了一个页目录项和一个页表项，我们就可以唯一地确定所对应的物理内存页。页目录表占用一页内存，因此最多可以寻址 1024 个页表。而每个页表也同样占用一页内存，因此一个页表可以寻址最多 1024 个物理内存页面。这样在 80386 中，一个页目录表所寻址的所有页表共可以寻址 1024 X 1024 X

4096 = 4G 的内存空间。在 Linux 0.12 内核中，所有进程都使用一个页目录表，而每个进程都有自己的页表。内核代码和数据段长度是 16MB，使用了 4 个页表（即 4 个页目录项）。这 4 个页表直接位于页目录表后面，参见 head.s 程序第 109--125 行。经过分段机制变换，内核代码和数据段位于线性地址空间的头 16MB 范围内，再经过分页机制变换，它被直接一一对应地映射到 16MB 的物理内存上。因此对于内核段来讲其线性地址就是物理地址。

对于应用进程或内核其他部分来讲，在申请内存时使用的是线性地址。接下来我们就要问了："那么，一个线性地址如何使用这两个表来映射到一个物理地址上呢？"。为了使用分页机制，一个 32 位的线性地址被分成了三个部分，分别用来指定一个页目录项、一个页表项和对应物理内存页上的偏移地址，从而能间接地寻址到线性地址指定的物理内存位置。见图 13-2 所示。

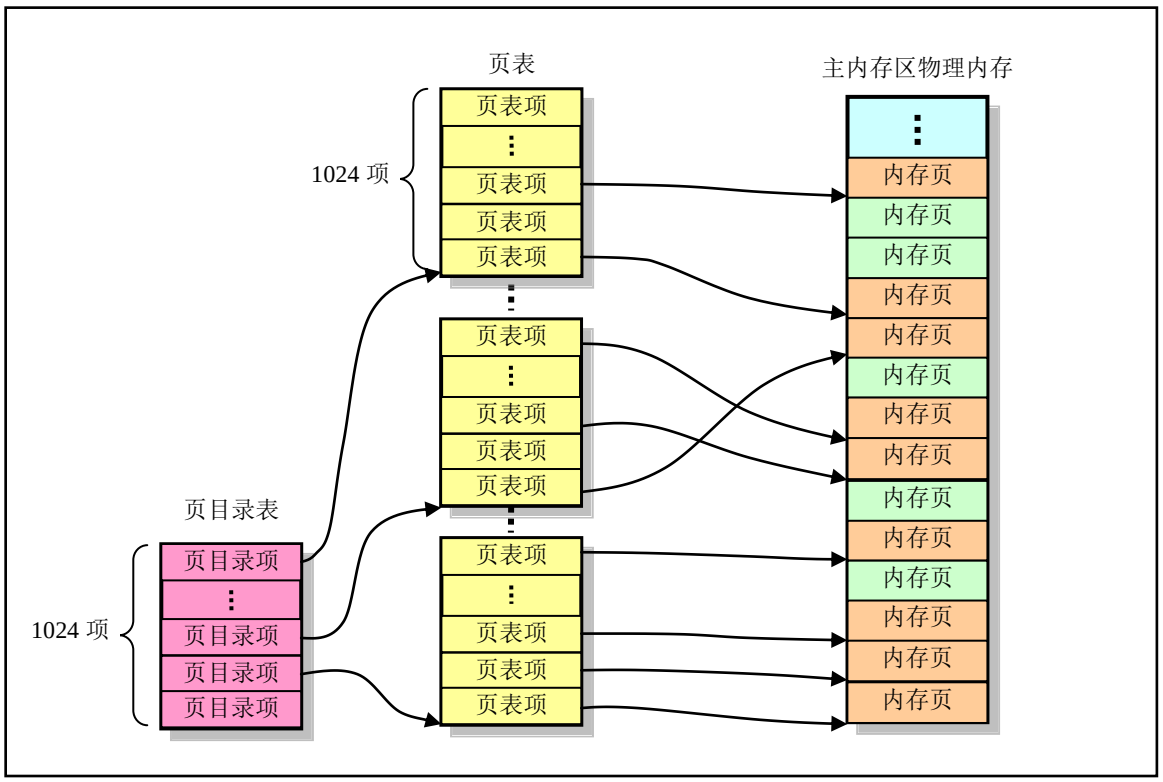



图 13-1 页目录表和页表结构示意图

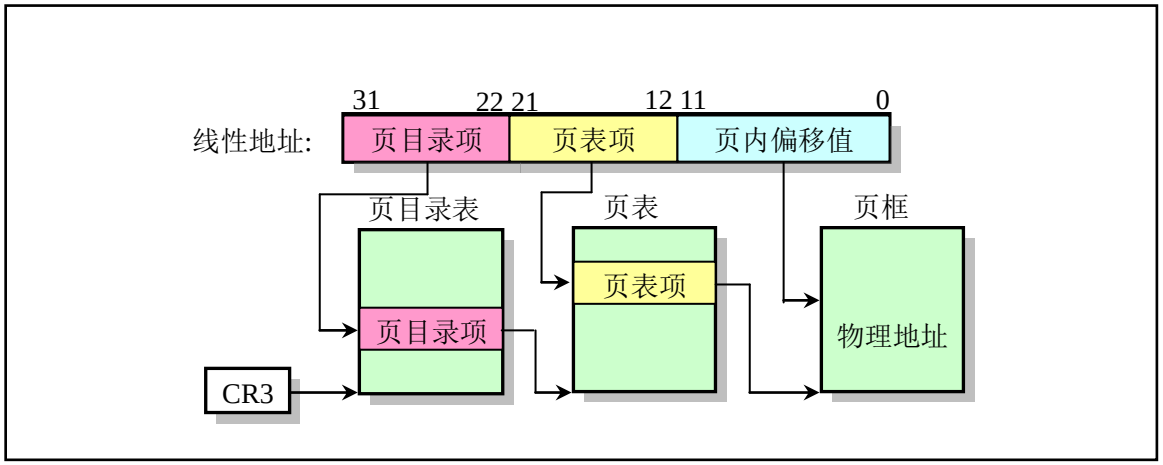



图 13-2 线性地址变换示意图

线性地址的位 31-22 共 10 个比特用来确定页目录中的目录项，位 21-12 用来寻址页目录项指定的页表中的页表项，最后的 12 个比特正好用作页表项指定的一页物理内存中的偏移地址。

在内存管理的函数中，大量使用了从线性地址到实际物理地址的变换计算。对于给定一个进程的线性地址，通过图 13-2 中所示的地址变换关系，我们可以很容易地找到该线性地址对应的页目录项。若该目录项有效（被使用），则该目录项中的页框地址指定了一个页表在物理内存中的基址，那么结合线性地址中的页表项指针，若该页表项有效，则根据该页表项中的指定的页框地址，我们就可以最终确定指定线性地址对应的实际物理内存页的地址。反之，如果需要从一个已知被使用的物理内存页地址，寻找对应的线性地址，则需要对整个页目录表和所有页表进行搜索。若该物理内存页被共享，我们就可能会找到多个对应的线性地址来。图 13-3 用形象的方法示出了一个给定的线性地址是如何映射到物理内存页上的。对于第一个进程（任务 0），其页表是在页目录表之后，共 4 页。对于应用程序的进程，其页表所使用的内存是在进程创建时向内存管理程序申请的，因此是在主内存区中。

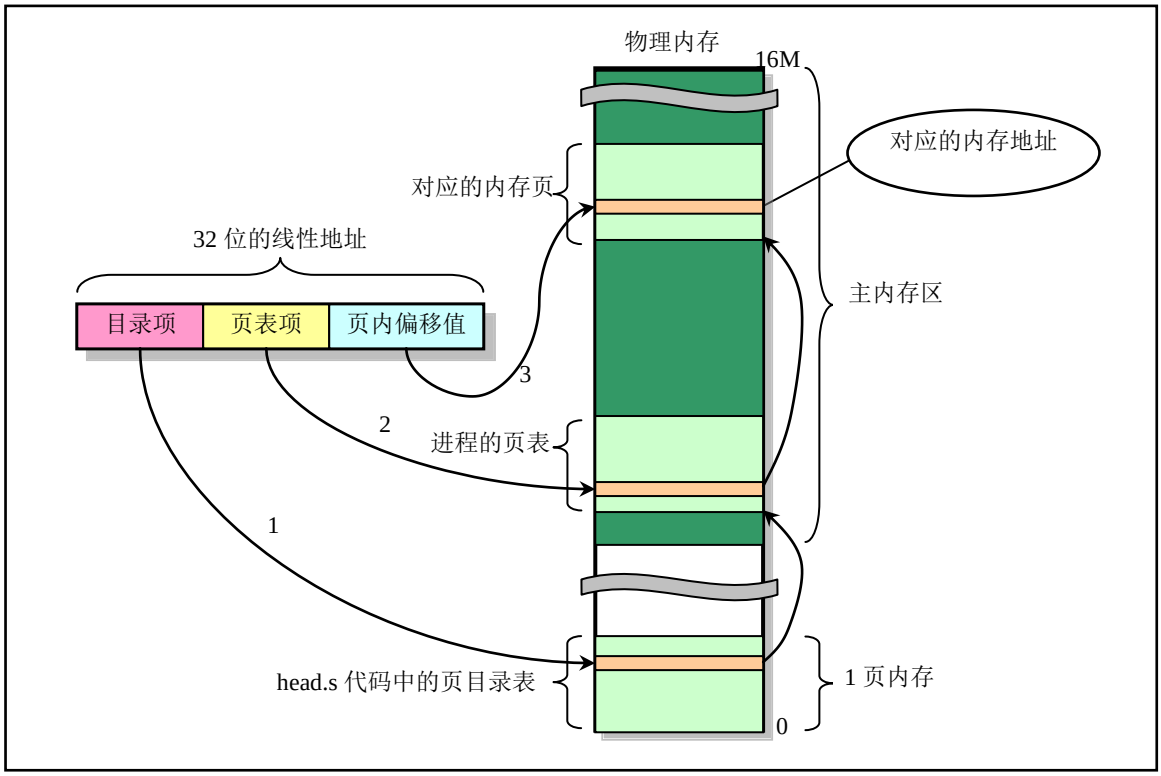



图 13-3 线性地址对应的物理地址

一个系统中可以同时存在多个页目录表，而在某个时刻只有一个页目录表可用。当前的页目录表是用 CPU 的寄存器 CR3 来确定的，它存储着当前页目录表的物理内存地址。但在本书所讨论的 Linux 内核中只使用了一个页目录表。

在图 13-1 中我们看到，每个页表项对应的物理内存页在 4G 的地址范围内是随机的，是由页表项中页框地址内容确定的，也即是由内存管理程序通过设置页表项确定的。每个表项由页框地址、访问标志位、脏（已改写）标志位和存在标志位等构成。表项的结构可参见图 13-4 所示。

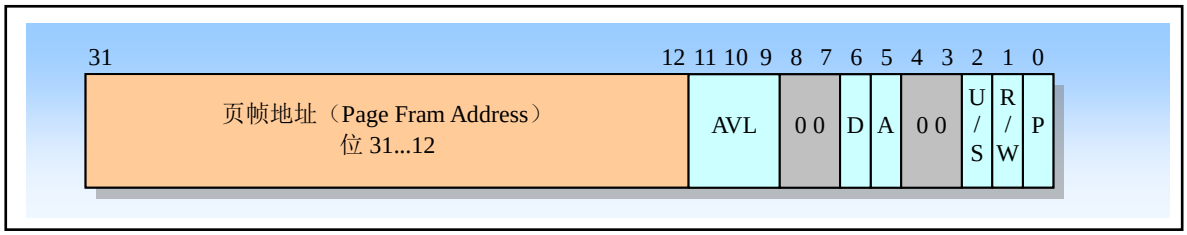



图 13-4 页目录和页表表项结构

其中，页框地址(PAGE FRAME ADDRESS)指定了一页内存的物理起始地址。因为内存页是位于 4K 边界上的，所以其低 12 比特总是 0，因此表项的低 12 比特可作它用。在一个页目录表中，表项的页框地址是一个页表的起始地址；在第二级页表中，页表项的页框地址则包含期望内存操作的物理内存页地址。

图中的存在位（PRESENT – P）确定了一个页表项是否可以用于地址转换过程。P=1 表示该项可用。当目录表项或第二级表项的 P=0 时，则该表项是无效的，不能用于地址转换过程。此时该表项的所有其他比特位都可供程序使用；处理器不对这些位进行测试。

当 CPU 试图使用一个页表项进行地址转换时，如果此时任意一级页表项的 P=0，则处理器就会发出页异常信号。此时缺页中断异常处理程序就可以把所请求的页加入到物理内存中，并且导致异常的指令会被重新执行。

已访问（Accessed – A）和已修改（Dirty – D）比特位用于提供有关页使用的信息。除了页目录项中的已修改位，这些比特位将由硬件置位，但不复位。页目录项和页表项的小区别在于页表项有个已写位 D（Dirty），而页目录项则没有。

在对一页内存进行读或写操作之前，CPU 将设置相关的目录和二级页表项的已访问位。在向一个二级页表项所涵盖的地址进行写操作之前，处理器将设置该二级页表项的已修改位，而页目录项中的已修改位是不用的。当所需求的内存超出实际物理内存量时，内存管理程序就可以使用这些位来确定那些页可以从内存中取走，以腾出空间。内存管理程序还需负责检测和复位这些比特位。

读/写位（Read/Write – R/W）和用户/超级用户位（User/Supervisor – U/S）并不用于地址转换，但用于分页级的保护机制，是由 CPU 在地址转换过程中同时操作的。

## 13.1.2 Linux 中物理内存的管理和分配

有了以上概念，我们就可以说明 Linux 进行内存管理的方法了。但还需要了解一下 Linux 0.12 内核使用内存空间的情况。对于 Linux 0.12 内核，它默认最多支持 16M 物理内存。在一个具有 16MB 内存的 80x86 计算机系统中，Linux 内核占用物理内存最前段的一部分，图中 end 标示出内核模块结束的位置。随后是高速缓冲区，它的最高内存地址为 4M 。高速缓冲区被显示内存和 ROM BIOS 分成两段。剩余的内存部分称为主内存区。主内存区就是由本章的程序进行分配管理的。若系统中还存在 RAM 虚拟盘时，则主内存区前段还要扣除虚拟盘所占的内存空间。当需要使用主内存区时就需要向本章的内存管理程序申请，所申请的基本单位是内存页。整个物理内存各部分的功能示意图如图 13-5 所示。

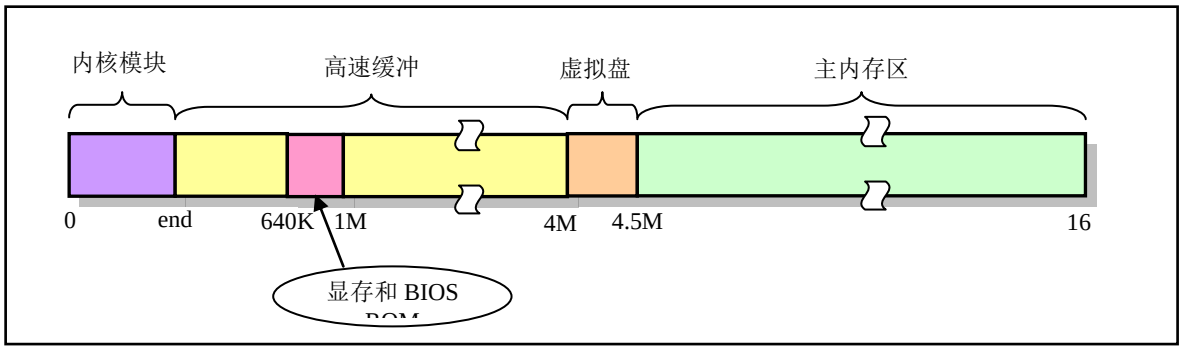



图 13-5 主内存区域示意图

在启动引导一章中，我们已经知道，Linux 的页目录和页表是在程序 head.s 中设置的。head.s 程序在物理地址 0 处存放了一个页目录表，紧随其后是 4 个页表。这 4 个页表将被用于内核所占内存区域的影射操作。由于任务 0 的代码和数据包含在内核区域中，因此任务 0 也使用这些页表。其他的派生进程将在主内存区申请内存页来存放自己的页表。本章中的两个程序就是用于对这些表进行管理操作，从而实现对主内存区中内存页面的分配使用。

为了节约物理内存，在调用 fork()生成新进程时，新进程与原进程会共享同一内存区。只有当其中一个进程进行写操作时，系统才会为其另外分配内存页面。这就是写时复制的概念。

page.s 程序用于实现页异常中断处理过程（int 14）。该中断处理过程对由于缺页和页写保护引起的中断分别调用 memory.c 中的 do_no_page()和 do_wp_page()函数进行处理。do_no_page()会把需要的页面从块设备中取到内存指定位置处。在共享内存页面情况下，do_wp_page()会复制被写的页面（copy on write，写时复制），从而也取消了对页面的共享。

## 13.1.3 Linux 内核对线性地址空间的使用分配

在阅读本章代码时，我们还需要了解一个执行程序进程的代码和数据在其逻辑地址空间中的分布情况，参见下面图 5-12 所示。

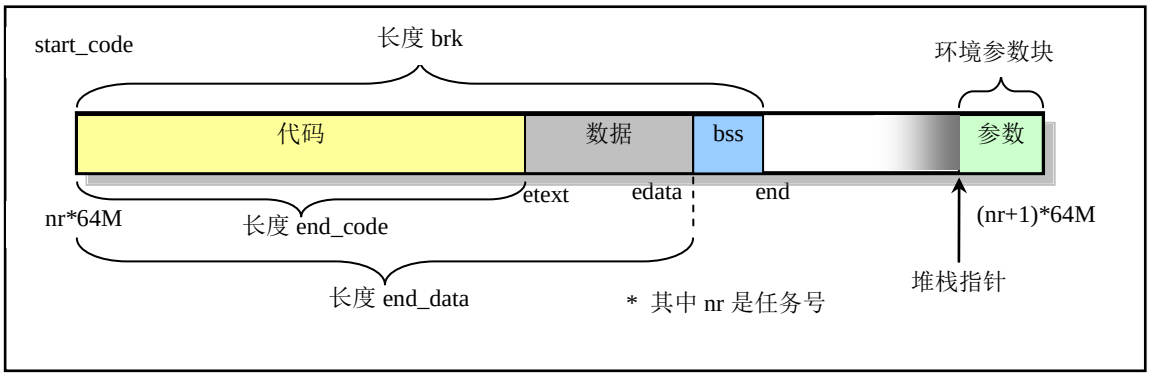



图 13-6 进程代码和数据在其逻辑地址空间中的分布

每个进程在线性地址中都是从 nr*64MB 的地址位置开始（nr 是任务号），占用逻辑地址空间的范围是 64MB（当然也是线性地址空间的范围）。其中最后部的环境参数数据块最长为 128K，其左面是起始堆栈指针。另外，图中 bss 是进程未初始化的数据段，在进程创建时 bss 段的第一页会被初始化为全 0 。

## 13.1.4 页面出错异常处理

在运行于开启了分页机制（PG=1）的状态下，若 CPU 在执行线性地址变换到物理地址的过程中检

测到以下条件，就会引起页出错异常中断 int 14：

- 地址变换过程中用到的页目录项或页表项中存在位（P）等于 0；
- 当前执行程序没有足够的特权访问指定的页面。

此时 CPU 会向页出错异常处理程序提供以下两方面信息来协助诊断和纠正错误：

- 栈中的一个出错码（error code）。出错码的格式是一个 32 位的长字。但只有最低 3 个比特有用，它们的名称与页表项中的最后三位相同（U/S、W/R、P）。它们的含义和作用分别是：
  - 位 0（P），异常是由于页面不存在或违反访问特权而引发。P=0，表示页不存在；P=1 表示违反页级保护权限。
  - 位 1（W/R），异常是由于内存读或写操作引起。W/R=0，表示由读操作引起；W/R=1，表示由写操作引起。
  - 位 2（U/S），发生异常时 CPU 执行的代码级别。U/S=0，表示 CPU 正在执行超级用户代码；U/S=1，表示 CPU 正在执行一般用户代码。
- 在控制寄存器 CR2 中的线性地址。CPU 会把引起异常的访问使用的线性地址存放在 CR2 中。页出错异常处理程序可以使用这个地址来定位相关的页目录和页表项。

后面将要描述的 page.s 程序就是利用以上信息来区分是缺页异常还是写保护异常，从而确定调用 memory.c 程序中的缺页处理函数 do_no_page()或写保护函数 do_wp_page()函数。

### 13.1.5 写时复制（copy on write）机制

写时复制是一种推迟或免除复制数据的一种方法。此时内核并不去复制进程整个地址空间中的数据，而是让父进程和子进程共享同一个拷贝。当进程 A 使用系统调用 fock 创建出一个子进程 B 时，由于子进程 B 实际上是父进程 A 的一个拷贝，因此会拥有与父进程相同的物理页面。也即为了达到节约内存和加快创建进程速度的目标，fork()函数会让子进程 B 以只读方式共享父进程 A 的物理页面。同时将父进程 A 对这些物理页面的访问权限也设成只读（详见 memory.c 程序中的 copy_page_tables()函数）。这样一来，当父进程 A 或子进程 B 任何一方对这些共享物理页面执行写操作时，都会产生页面出错异常(page_fault int14)中断，此时 CPU 就会执行系统提供的异常处理函数 do_wp_page()来试图解决这个异常。这就是写时复制机制。

do_wp_page()会对这块导致写入异常中断的物理页面进行取消共享操作（使用 un_wp_page()函数），并为写进程复制一新的物理页面，使父进程 A 和子进程 B 各自拥有一块内容相同的物理页面。这时才真正地进行了复制操作(只复制这一块物理页面)。并且把将要执行写入操作的这块物理页面标记成可以写访问的。最后，从异常处理函数中返回时，CPU 就会重新执行刚才导致异常的写入操作指令，使进程能够继续执行下去。

因此，对于进程在自己的虚拟地址范围内进行写操作时，就会使用上面这种被动的写时复制操作，也即：写操作 -> 页面异常中断 -> 处理写保护异常 -> 重新执行写操作指令。而对于系统内核代码，当在某个进程的虚拟地址范围内执行写操作时，例如进程调用某个系统调用，若该系统调用会将数据复制到进程的缓冲区域中，则内核会通过 verify_area()函数首先主动地调用内存页面验证函数 write_verify()，来判断是否有页面共享的情况存在，如果有，就进行页面的写时复制操作。

另外，值得注意的一点是在 Linux 0.12 内核中，在内核代码地址空间（线性地址<1MB）执行 fork()来创建进程使并没有采用写时复制技术。因此当进程 0（idle 进程）在内核空间创建进程 1（init 进程）时将使用同一段代码和数据段。但由于进程 1 复制的页表项也是只读的，因此当进程 1 需要执行堆栈（写）操作时也会引起页面异常，从而在这种情况下内存管理程序也会在主内存区中为该进程分配内存。

由此可见，写时复制把对内存页面的复制操作推迟到实际要进行写操作的时刻，在页面不会被写的情况下就可以根本不用进行页面复制操作。例如，当 fork()创建了一个进程后立即调用 execve()去执行一个新程序的时候。因此这种技术可以避免不必要的内存页面复制的开销。

### 13.1.6 需求加载（Load on demand）机制

在使用 execve()系统调用加载运行文件系统上的一个执行映像文件时，内核除了在 CPU 的 4G 线性地址空间中为对应进程分配了 64MB 的连续空间，并为其环境参数和命令行参数分配和映射了一定数量的物理内存页面以外，实际上并没有给执行程序分配其它任何物理内存页面。当然也谈不上从文件系统上加载执行映像文件中的代码和数据。因此一旦该程序从设定的入口执行点开始运行就会立刻引起 CPU 产生一个缺页异常（执行指针所在的内存页面不存在）。此时内核的缺页异常处理程序才会根据引起缺页异常的具体线性地址把执行文件中相关的代码页从文件系统中加载到物理内存页面中，并映射到进程逻辑地址中指定的页面位置处。当异常处理程序返回后 CPU 就会重新执行引起异常的指令，使得执行程序能够得以继续执行。若在执行过程中又要运行到另一页中还未加载的代码，或者代码指令需要访问还未加载的数据，那么 CPU 同样会产生一个缺页异常中断，此时内核就又会把执行程序中的其他对应页面内容加载到内存中。就这样，执行文件中只有运行到（用到）的代码或数据页面才会被内核加载到物理内存中。这种仅在实际需要时才加载执行文件中页面的方法被称为需求加载（Load on demand）技术或需求分页（demand-paging）技术。

采用需求加载技术的一个明显优点是在调用 execve()系统后能够让执行程序立刻开始运行，而无需等待多次的块设备 I/O 操作把整个执行文件映像加载到内存中后才开始运行。因此系统对执行程序的加载执行速度将大大地提高。但这种技术对被加载执行目标文件的格式有一定要求。它要求被执行的文件目标格式是 ZMAGIC 类型的，即需求分页格式的目标文件格式。在这种目标文件格式中，程序的代码段和数据段都从页面边界开始存放，以适应内核以一个页面为单位读取代码或数据内容。

## 13.2 memory.c 程序

本程序（程序 13-1）进行内存分页的管理。实现了对主内存区内存页面的动态分配和回收操作。对于内核代码和数据所占物理内存区域以外的内存（1MB 以上内存区域），内核使用了一个字节数组 mem_map[]来表示物理内存页面的状态。每个字节描述一个物理内存页的占用状态。其中的值表示被占用的次数，0 表示对应的物理内存空闲着。当申请一页物理内存时，就将对应字节的值增 1。

在内存管理初始化过程中，系统首先计算出 1MB 以上内存区域对于的内存页面数（PAGING_PAGES），并把 mem_map[]所有项都置为 100（占用），然后把主内存区域对应的 mem_map[]项中的值清零。因此内核所使用的位于 1MB 地址以上的高速缓冲区域以及虚拟磁盘区域（若有的话）都已经被初始化成占用状态。mem_map[]中对应主内存区域的项则在系统使用过程中进行设置或复位。例如，对于图 13-5 所示的具有 16MB 物理内存并设置了 512KB 虚拟磁盘的机器，mem_map[]数组共有(16MB - 1MB)/4KB = 3840 项，即对应 3840 个页面。其中主内存区拥有的页面数为(16MB-4.5MB)/4KB = 2944 个，对应 mem_map[]数组的最后 2944 项，而前 896 项则对应 1MB 以上的高速缓冲区和虚拟磁盘所占有的物理页面。因此在内存管理初始化过程中，mem_map[]的前 896 项被被设置为占用状态（值为 100），不可再被分配使用。而后 2944 项的值被清 0，可被内存管理程序分配使用。参见图 13-7 所示。

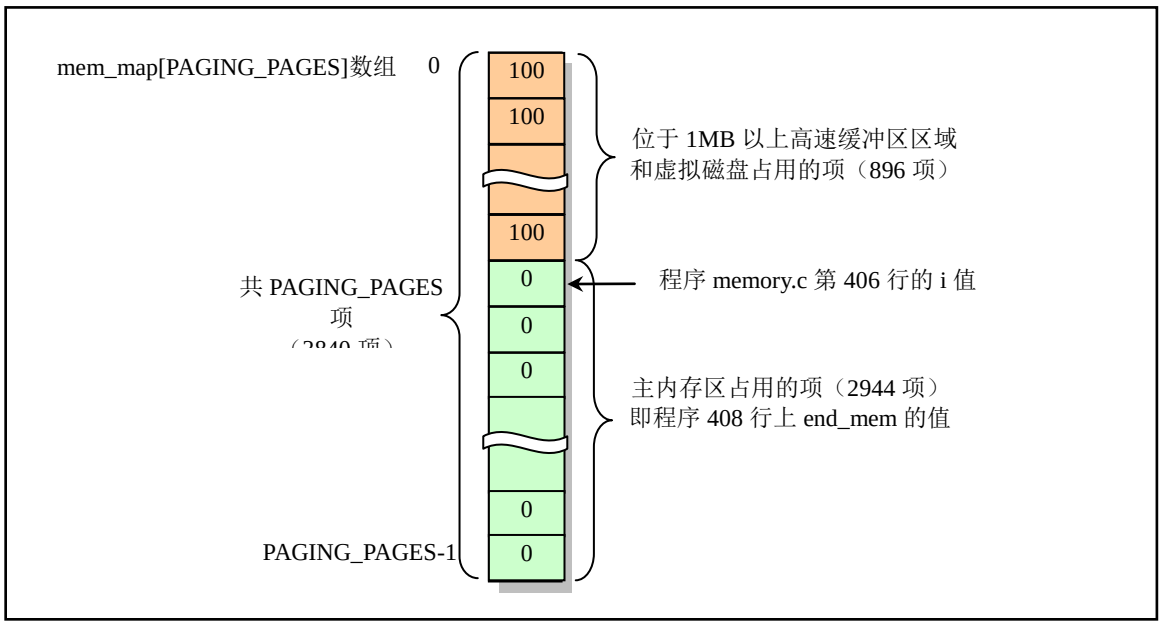



图 13-7 具有 16MB 物理内存和 512KB 虚拟磁盘区机器的 mem_map[]数组初始化情况

对于进程虚拟地址（或逻辑地址）的管理，内核使用了处理器的页目录表和页表结构来管理。而物理内存页与线性地址之间的映射关系则是通过修改页目录和页表项的内容来处理。下面对程序中所提供的几个主要函数进行详细说明。

get_free_page()和 free_page()这两个函数是专门用来管理主内存区中物理内存的占用和空闲情况，与每个进程的线性地址无关。

get_free_page()函数用于在主内存区中申请一页空闲内存页，并返回物理内存页的起始地址。它首先扫描内存页面字节图数组 mem_map[]，寻找值是 0 的字节项（对应空闲页面）。若无则返回 0 结束，表示物理内存已使用完。若找到值为 0 的字节，则将其置 1，并换算出对应空闲页面的起始地址。然后对该内存页面作清零操作。最后返回该空闲页面的物理内存起始地址。

free_page()用于释放指定地址处的一页物理内存。它首先判断指定的内存地址是否<1M，若是则返回，因为 1M 以内是内核专用的；若指定的物理内存地址大于或等于实际内存最高端地址，则显示出错信息；然后由指定的内存地址换算出页面号: (addr - 1M)/4K；接着判断页面号对应的 mem_map[]字节项是否为 0，若不为 0，则减 1 返回；否则对该字节项清零，并显示“试图释放一空闲页面”的出错信息。

free_page_tables()和 copy_page_tables()这两个函数则以一个页表对应的物理内存块（4M）为单位，释放或复制指定线性地址和长度（页表个数）对应的物理内存页块。不仅对管理线性地址的页目录和页表中的对应项内容进行修改，而且也对每个页表中所有页表项对应的物理内存页进行释放或占用操作。

free_page_tables()用于释放指定线性地址和长度（页表个数）对应的物理内存页。它首先判断指定的线性地址是否在 4M 的边界上，若不是则显示出错信息，并死机；然后判断指定的地址值是否=0，若是，则显示出错信息“试图释放内核和缓冲区所占用的空间”，并死机；接着计算在页目录表中所占用的目录项数 size，也即页表个数，并计算对应的起始目录项号；然后从对应起始目录项开始，释放所占用的所有 size 个目录项；同时释放对应目录项所指的页表中的所有页表项和相应的物理内存页；最后刷新页变换高速缓冲。

copy_page_tables()用于复制指定线性地址和长度（页表个数）内存对应的页目录项和页表，从而被复制的页目录和页表对应的原物理内存区被共享使用。该函数首先验证指定的源线性地址和目的线性地址是否都在 4Mb 的内存边界地址上，否则就显示出错信息，并死机；然后由指定线性地址换算出对应的起始页目录项（from_dir, to_dir）；并计算需复制的内存区占用的页表数（即页目录项数）；接着开始分别将原目录项和页表项复制到新的空闲目录项和页表项中。页目录表只有一个，而新进程的页表需要申请

空闲内存页面来存放；此后再将原始和新的页目录和页表项都设置成只读的页面。当有写操作时就利用页异常中断调用，执行写时复制操作。最后对共享物理内存页对应的字节图数组 mem_map[]的标志进行增 1 操作。

put_page()用于将一指定的物理内存页面映射到指定的线性地址处。它首先判断指定的内存页面地址的有效性，要在 1M 和系统最高端内存地址之外，否则发出警告；然后计算该指定线性地址在页目录表中对应的目录项；此时若该目录项有效（P=1），则取其对应页表的地址；否则申请空闲页给页表使用，并设置该页表中对应页表项的属性。最后仍返回指定的物理内存页面地址。

do_wp_page()是页异常中断过程（在 mm/page.s 中实现）中调用的页写保护处理函数。它首先判断地址是否在进程的代码区域，若是则终止程序（代码不能被改动）；然后执行写时复制页面的操作（Copy on Write）。

do_no_page()是页异常中断过程中调用的缺页处理函数。它首先判断指定的线性地址在一个进程空间中相对于进程基址的偏移长度值。如果它大于代码加数据长度，或者进程刚开始创建，则立刻申请一页物理内存，并映射到进程线性地址中，然后返回；接着尝试进行页面共享操作，若成功，则立刻返回；否则申请一页内存并从设备中读入一页信息；若加入该页信息时，指定线性地址+1 页长度超过了进程代码加数据的长度，则将超过的部分清零。然后将该页映射到指定的线性地址处。

get_empty_page()用于取得一页空闲物理内存并映射到指定线性地址处。主要使用了 get_free_page()和 put_page()函数来实现该功能。

带详细注释的 memory.c 程序完整列表见程序 13-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/mm/memory.c。

# 13.3 page.s 程序

page.s 汇编程序（程序 13-2）实现了内存页面异常中断服务程序。

## 13.3.1 功能描述

该文件包括页异常中断处理程序（中断 14），主要分两种情况处理。一是由于缺页引起的页异常中断，通过调用 do_no_page(error_code, address)来处理；二是由页写保护引起的页异常，此时调用页写保护处理函数 do_wp_page(error_code, address)进行处理。其中的出错码(error_code)是由 CPU 自动产生并压入堆栈的，出现异常时访问的线性地址是从控制寄存器 CR2 中取得的。CR2 是专门用来存放页出错时的线性地址。

带详细注释的 page.s 程序完整列表见程序 13-2，其在源代码目录中的路径名为 linux/mm/page.s。

## 13.3.2 其他信息

### 13.3.2.1 页出错异常处理

当处理器在转换线性地址到物理地址的过程中检测到以下两种条件时，就会发生页异常中断，中断 14。

- o 当 CPU 发现对应页目录项或页表项的存在位（Present）标志为 0。
- o 当前进程没有访问指定页面的权限。

对于页异常处理中断，CPU 提供了两项信息用来诊断页异常和从中恢复运行。

(1) 放在堆栈上的出错码。该出错码指出了异常是由于页不存在引起的还是违反了访问权限引起的；在发生异常时 CPU 的当前特权层；以及是读操作还是写操作。出错码的格式是一个 32 位的长字。但只用了最后的 3 个比特位。分别说明导致异常发生时的原因：

位 2(U/S) - 0 表示在超级用户模式下执行，1 表示在用户模式下执行；

位 1(W/R) - 0 表示读操作，1 表示写操作；

位 0(P)　- 0 表示页不存在，1 表示页级保护。

(2) CR2(控制寄存器 2)。CPU 将造成异常的用于访问的线性地址存放在 CR2 中。异常处理程序可以使用这个地址来定位相应的页目录和页表项。如果在页异常处理程序执行期间允许发生另一个页异常，那么处理程序应该将 CR2 压入堆栈中。

## 13.4 swap.c 程序

Linux 0.12 内核与之前的内核的主要区别之一就是增加了虚拟内存交换功能。这个功能主要由本程序实现。在物理内存容量有限并且使用紧张时，本程序（程序 13-3）会将暂时不用的内存页面内容临时输出保存到磁盘（交换设备）上，以腾出内存空间给急需的程序使用。若此后要再次使用到已保存到磁盘上的内存页面内容，这本程序再负责将它们“放”到内存中去。内存交换管理使用了与主内存区管理相同的位图映射技术，使用比特位图来确定被交换的内存页面具体的保存位置和映射位置。

在编译内核时，若我们定义了交换设备号 SWAP_DEV，那么编译出的内核就具有内存交换功能。对于 Linux 0.12 来说，交换设备单独使用硬盘上的一个指定分区，分区上不含有文件系统。交换程序初始化时会首先读入交换设备上的页面 0。该页面是交换区管理页面，含有交换页面管理所使用的位映射图。其中第 4086 字节开始的 10 个字符是交换设备特征字符串“SWAP-SPACE”。若分区上没有该特征字符串，则说明给出的分区不是一个有效的交换设备。

swap.c 程序中主要包括交换映射位图管理函数和交换设备访问函数。get_swap_page()和 swap_free()函数分别用于基于交换位图申请一页交换页面和释放交换设备中指定的页面；swap_out()和 swap_in()两个函数分别用于把内存页面信息输出到交换设备上和从交换设备上把指定页面交换进内存中。后两个函数则使用 read_swap_page()和 write_swap_page()函数来访问指定的交换设备，这两个函数使用宏的形式定义在 include/linux/mm.h 头文件中：

```
#define read_swap_page(nr,buffer) ll_rw_page(READ,SWAP_DEV,(nr),(buffer));
#define write_swap_page(nr,buffer) ll_rw_page(WRITE,SWAP_DEV,(nr),(buffer));
```

ll_rw_page()是以页面为单位的块设备低级页面读写（Low Level Read Write Page）函数，代码在 kernel/blk_drv/ll_rw_blk.c 文件中实现。可见，交换设备访问函数实质上就是指定了设备号的设备页面访问函数。

带详细注释的 swap.c 程序完整列表见程序 13-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/mm/swap.c。

# 第14章 头文件(include)

程序在使用一个函数之前，应该首先声明该函数。为了便于使用，通常的做法是把同一类函数或数据结构定义以及常数的声明放在一个头文件（header file）中，这样可在多个包含该头文件的源文件中共享这些定义和声明。头文件中也可以包括任何相关的类型定义和宏（macros）。在程序源代码文件中则使用预处理指令“#include”来引用相关的头文件。

程序中如下形式的一条控制行语句将会使得该行被文件 *filename* 的内容替换掉：

# include <*filename*>

当然，文件名 *filename* 中不能包含 > 和换行字符以及 "、'、\、或 /* 字符。编译系统会在定义的一系列地方搜索这个文件。类似地下面形式的控制行会让编译器首先在源程序所在目录中搜索 *filename* 文件：

# include "*filename*"

如果没有找到，编译器再执行同上面一样的搜索过程。在这种形式中，文件名 *filename* 中不能包含换行字符和 "、'、\、或 /* 字符，但允许使用 > 字符。

在一般应用程序源代码中，头文件与开发环境中的库文件有着不可分割的紧密联系，库中的每个函数都需要在头文件中加以声明。应用程序开发环境中的头文件（通常放置在系统/usr/include/目录中）可以看作是其所提供函数库（例如 libc.a）中函数的一个组成部分，是库函数的使用说明或接口声明。在编译器把源代码程序转换成目标模块后，链接程序（linker）会把程序所有的目标模块组合在一起，包括用到的任何库文件中的模块。从而构成一个可执行的程序。

对于标准 C 函数库来讲，其最基本的头文件有 15 个。每个头文件都表示出一类特定函数的功能说明或结构定义，例如 I/O 操作函数、字符处理函数等。有关标准函数库的详细说明及其实现可参照 Plauger 编著的《The Standard C Library》一书。

而对于本书所描述的内核源代码，其中涉及到的头文件则可以看作是对内核及其函数库所提供服务的一个概要说明，是内核及其相关程序专用的头文件。在这些头文件中主要描述了内核所用到的所有数据结构、初始化数据、常数和宏定义，也包括少量的程序代码。除了几个专用的头文件以外（例如块设备头文件 blk.h），Linux 0.12 内核中所用到的头文件都放在内核代码树的 include/目录中。因此编译 Linux 0.12 内核无需使用开发环境提供的位于/usr/include/目录下的任何头文件。当然，tools/build.c 程序除外。因为这个程序虽然被包含在内核源代码树中，但它只是一个用于组合创建内核映像文件的工具程序或应用程序，不会被链接到内核代码中。

从内核 0.95 版开始，内核代码树中的头文件需要复制到/usr/include/linux 目录下才能顺利地编译内核。即从该版内核开始头文件已经与开发环境使用的头文件合二为一。

## 14.1 include/目录下的文件

内核所用到的头文件都保存在 include/目录下。该目录下的文件见列表 11.1 所示。这里需要说明一点：为了方便使用和兼容性，Linus 在编制内核程序头文件时所使用的命名方式与标准 C 库头文件的命名方式相似，许多头文件的名称甚至其中的一些内容都与标准 C 库的头文件基本相同，但这些内核头文件仍然是内核源代码或与内核有紧密联系的程序专用的。在一个 Linux 系统中，它们与标准库的头文件并存。通常的做法是将这些头文件放置在标准库头文件目录中的子目录下，以让需要用到内核数据结构

或常数的程序使用。

另外，也由于版权问题，Linus 试图重新编制一些头文件以取代具有版权限制的标准 C 库的头文件。因此这些内核源代码中的头文件与开发环境中的头文件有一些重叠的地方。在 Linux 系统中，列表 14-1 中的 asm/、linux/和 sys/三个子目录下的内核头文件通常需要复制到标准 C 库头文件所在的目录（/usr/include）中，而其他一些文件若与标准库的头文件没有冲突则可以直接放到标准库头文件目录下，或者改放到这里的三个子目录中。

asm/目录下主要用于存放与计算机体系结构密切相关的函数声明或数据结构的头文件。例如 Intel CPU 端口 IO 汇编宏文件 io.h、中断描述符设置汇编宏头文件 system.h 等。linux/目录下是 Linux 内核程序使用的一些头文件。其中包括调度程序使用的头文件 sched.h、内存管理头文件 mm.h 和终端管理数据结构文件 tty.h 等。而 sys/目录下存放着几个与内核资源相关头文件。不过从 0.98 版开始，内核目录树下 sys/目录中的头文件被全部移到了 linux/目录下。

Linux 0.12 版内核中共有 35 个头文件(*.h)，其中 asm/子目录中含有 4 个，linux/子目录中含有 10 个，sys/子目录中含有 8 个。从下一节开始我们首先描述 include/目录下的 13 个头文件，然后依次说明每个子目录中的文件。说明顺序按照文件名称排序进行。

列表 14-1 linux/include/目录下的文件

| 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|
| asm/ | | 1992-01-09 16:46:04 | |
| linux/ | | 1992-01-12 19:43:55 | |
| sys/ | | 1992-01-09 16:46:03 | |
| a.out.h | 6047 bytes | 1991-09-17 15:10:49 | |
| const.h | 321 bytes | 1991-09-17 15:12:39 | |
| ctype.h | 1049 bytes | 1991-11-07 17:30:47 | |
| errno.h | 1364 bytes | 1992-01-03 18:52:20 | |
| fcntl.h | 1374 bytes | 1991-09-17 15:12:39 | |
| signal.h | 1974 bytes | 1992-01-04 14:54:10 | |
| stdarg.h | 780 bytes | 1991-09-17 15:02:23 | |
| stddef.h | 285 bytes | 1991-12-28 03:19:05 | |
| string.h | 7881 bytes | 1991-09-17 15:04:09 | |
| termios.h | 5268 bytes | 1992-01-14 13:53:25 | |
| time.h | 874 bytes | 1992-01-04 14:58:17 | |
| unistd.h | 7300 bytes | 1992-01-13 22:48:52 | |
| utime.h | 225 bytes | 1991-09-17 15:03:38 | |

# 14.2 a.out.h 文件

本节说明执行文件的一种格式：a.out 格式。给出了这种格式的详细定义及其在 exec 函数中的用途。

## 14.2.1 功能描述

在 Linux 内核中，a.out.h 文件（程序 14-1）用于定义被加载的可执行文件结构。主要用于加载程序 fs/exec.c 中。该文件不属于标准 C 库，它是内核专用的头文件。但由于与标准库的头文件名没有冲突，

因此在 Linux 系统中一般可以放置/usr/include/目录下，以供涉及相关内容的程序使用。该头文件中定义了目标文件的一种 a.out（Assembley out）格式。Linux 0.12 系统中使用的.o 文件和可执行文件就采用了这种目标文件格式。

a.out.h 文件包括三个数据结构定义和一些相关的宏定义，因此文件可被相应地分成三个部分：

- 第 1—108 行给出并描述了目标文件执行头结构和相关的宏定义；
- 第 109—185 行对符号表项结构的定义和说明；
- 第 186—217 行对重定位表项结构进行定义和说明。

由于该文件内容比较多，因此对其中三个数据结构以及相关宏定义的详细说明放在程序列表后。

从 0.96 版内核开始，Linux 系统直接采用了 GNU 的同名头文件 a.out.h。因此造成在 Linux 0.9x 下编译的程序不能在 Linux 0.1x 系统上运行。下面对两个 a.out 头文件的不同之处进行分析，并说明如何让 0.9x 下编译的一些不是用动态链接库的执行文件也能在 0.1x 下运行。

Linux 0.12 使用的 a.out.h 文件与 GNU 同名文件的主要区别处在于 exec 结构的第一个字段 a_magic。GNU 的该文件字段名称是 a_info，并且把该字段又分成 3 个子域：标志域（Flags）、机器类型域（Machine Type）和魔数域（Magic Number）。同时为机器类型域定义了相应的宏 N_MACHTYPE 和 N_FLAGS。见图 14-1 所示。

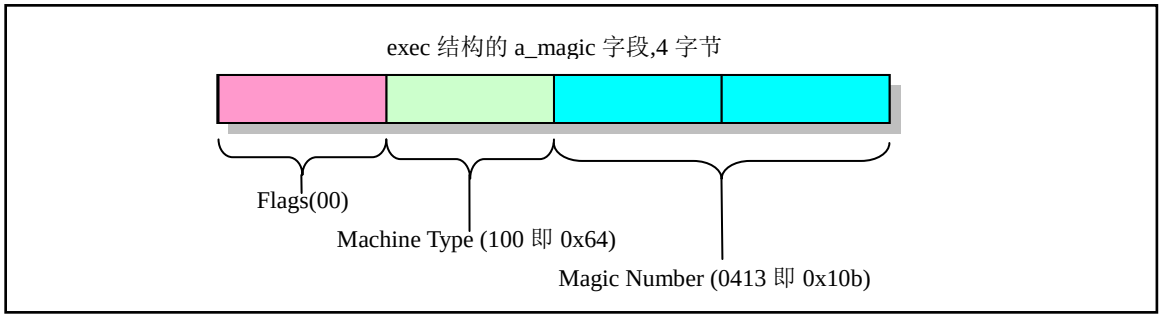



图 14-1 执行文件头结构 exec 中的第一个字段 a_magic（a_info）

在 Linux 0.9x 系统中，对于采用静态库连接的执行文件，图中各域注释中括号内的值是该字段的默认值。这种二进制执行文件开始处的 4 个字节是：

0x0b, 0x01, 0x64, 0x00

而这里的头文件仅定义了魔数域。因此，在 Linux 0.1x 系统中一个 a.out 格式的二进制执行文件开始的 4 个字节是：

0x0b, 0x01, 0x00, 0x00

可以看出，采用 GNU 的 a.out 格式的执行文件与 Linux 0.1x 系统上编译出的执行文件的区别仅在机器类型域。因此我们可以把 Linux 0.9x 上的 a.out 格式执行文件的机器类型域（第 3 个字节）清零，让其运行在 0.1x 系统中。只要被移植的执行文件所调用的系统调用都已经在 0.1x 系统中实现即可。在开始重新组建 Linux 0.1x 根文件系统中的很多命令时，作者就采用了这种方法。

在其他方面，GNU 的 a.out.h 头文件与这里的 a.out.h 没有什么区别。

带有详细注释的 a.out.h 头文件的完整列表见程序 14-1，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/a.out.h。

## 14.2.2 其他信息

### 14.2.2.1 a.out 执行文件格式

Linux 内核 0.12 版仅支持 a.out(Assembley out)执行文件和目标文件的格式，虽然这种格式目前已经渐渐不用，而使用功能更为齐全的 ELF（Executable and Link Format）格式，但是由于其简单性，作为学习入门的材料正好比较适用。下面全面介绍一下 a.out 格式。

在头文件 a.out.h 中声明了三个数据结构以及一些宏。这些数据结构描述了系统上目标文件的结构。在 Linux 0.12 系统中，编译产生的目标模块文件（简称模块文件）和链接生成的二进制可执行文件均采用 a.out 格式。这里统称为目标文件。一个目标文件共可有 7 部分（七节）组成。它们依次为：

a) **执行头部分**（exec header）。执行文件头部分。该部分中含有一些参数（exec 结构），内核使用这些参数把执行文件加载到内存中并执行，而链接程序(ld)使用这些参数将一些模块文件组合成一个可执行文件。这是目标文件唯一必要的组成部分。

b) **代码段部分**（text segment）。含有程序执行时被加载到内存中的指令代码和相关数据。可以以只读形式被加载。

c) **数据段部分**（data segment）。这部分含有已经初始化过的数据，总是被加载到可读写的内存中。

d) **代码重定位部分**（text relocations）。这部分含有供链接程序使用的记录数据。在组合目标模块文件时用于定位代码段中的指针或地址。

e) **数据重定位部分**（data relocations）。类似于代码重定位部分的作用，但是用于数据段中指针的重定位。

f) **符号表部分**（simbol table）。这部分同样含有供链接程序使用的记录数据，用于在二进制目标模块文件之间对命名的变量和函数（符号）进行交叉引用。

g) **字符串表部分**（string table）。该部分含有与符号名相对应的字符串。

每个目标文件均以一个执行数据结构（exec structure）开始。该数据结构的形式如下：

```
struct exec {
  unsigned long a_magic        // 目标文件魔数。使用 N_MAGIC 等宏访问。
  unsigned a_text              // 代码长度，字节数。
  unsigned a_data              // 数据长度，字节数。
  unsigned a_bss               // 文件中的未初始化数据区长度，字节数。
  unsigned a_syms              // 文件中的符号表长度，字节数。
  unsigned a_entry             // 执行开始地址。
  unsigned a_trsize            // 代码重定位信息长度，字节数。
  unsigned a_drsize            // 数据重定位信息长度，字节数。
};
```

各个字段的功能如下：

- a_magic　　该字段含有三个子字段，分别是标志字段、机器类型标识字段和魔数字段，参见图 11-1 所示。不过对于 Linux 0.12 系统其目标文件只使用了其中的魔数子字段，并使用宏 N_MAGIC()来访问，它唯一地确定了二进制执行文件与其他加载的文件之间的区别。该子字段中必须包含以下值之一：
  - OMAGIC　　表示代码和数据段紧随在执行头后面并且是连续存放的。内核将代码和数据段都加载到可读写内存中。编译器编译出的目标文件的魔数是 OMAGIC（八进制 0407）。
  - NMAGIC　　同 OMAGIC 一样，代码和数据段紧随在执行头后面并且是连续存放的。然而内核将代码加载到了只读内存中，并把数据段加载到代码段后下一页可读写内存边界开始。
  - ZMAGIC内核在必要时从二进制执行文件中加载独立的页面。执行头部、代码段和数据段

都被链接程序处理成多个页面大小的块。内核加载的代码页面是只读的，而数据段的页面是可写的。链接生成的可执行文件的魔数即是 ZMAGIC（0413，即 0x10b）。

- a_text　　该字段含有代码段的长度值，字节数。
- a_data　　该字段含有数据段的长度值，字节数。
- a_bss　　含有‘bss 段’的长度，内核用其设置在数据段后初始的 break（brk）。内核在加载程序时，这段可写内存显现出处于数据段后面，并且初始时为全零。
- a_syms　　含有符号表部分的字节长度值。
- a_entry　　含有内核将执行文件加载到内存中以后，程序执行起始点的内存地址。
- a_trsize　该字段含有代码重定位表的大小，是字节数。
- a_drsize　该字段含有数据重定位表的大小，是字节数。

在 a.out.h 头文件中定义了几个宏，这些宏使用 exec 结构来测试一致性或者定位执行文件中各个部分（节）的位置偏移值。这些宏有：

N_BADMAG(exec)　　如果 a_magic 字段不能被识别，则返回非零值。
N_TXTOFF(exec)　代码段的起始位置字节偏移值。
N_DATOFF(exec)　数据段的起始位置字节偏移值。
N_DRELOFF(exec)　　数据重定位表的起始位置字节偏移值。
N_TRELOFF(exec)　　代码重定位表的起始位置字节偏移值。
N_SYMOFF(exec)　符号表的起始位置字节偏移值。
N_STROFF(exec)　字符串表的起始位置字节偏移值。

重定位记录具有标准的格式，它使用重定位信息(relocation_info)结构来描述，如下所示。

```
struct relocation_info
{
  int r_address;                // 段内需要重定位的地址。
  unsigned int r_symbolnum:24;  // 含义与 r_extern 有关。指定符号表中一个符号或者一个段。
  unsigned int r_pcrel:1;       // PC 相关标志。
  unsigned int r_length:2;      // 要被重定位字段长度（2 的次方）。若值是 2 则 1<<2 字节数。
  unsigned int r_extern:1;      // 1 => 以符号的值重定位。  0 => 以段的地址进行重定位。
  unsigned int r_pad:4;         // 没有使用的 4 个比特位，但最好将它们复位掉。
};
```

该结构中各字段的含义如下：

- r_address　　该字段含有需要链接程序处理（编辑）的指针的字节偏移值。代码重定位的偏移值是从代码段开始处计数的，数据重定位的偏移值是从数据段开始处计算的。链接程序会将已经存储在该偏移处的值与使用重定位记录计算出的新值相加。
- r_symbolnum　　该字段含有符号表中一个符号结构的序号值（不是字节偏移值）。链接程序在算出符号的绝对地址以后，就将该地址加到正在进行重定位的指针上。（如果 r_extern 比特位是 0，那么情况就不同，见下面。）
- r_pcrel　　如果设置了该位，链接程序就认为正在更新一个指针，该指针使用 pc 相关寻址方式，是属于机器码指令部分。当运行程序使用这个被重定位的指针时，该指针的地址被隐式地加到该指针上。
- r_length　　该字段含有指针长度的 2 的次方值：0 表示 1 字节长，1 表示 2 字节长，2 表示 4 字节长。
- r_extern　　如果被置位，表示该重定位需要一个外部引用；此时链接程序必须使用一个符号

地址来更新相应指针。当该位是 0 时，则重定位是“局部”的；链接程序更新指针以反映各个段加载地址中的变化，而不是反映一个符号值的变化。在这种情况下，r_symbolnum 字段的内容是一个 n_type 值；这类字段告诉链接程序被重定位的指针指向那个段。

- r_pad　　Linux 系统中没有使用的 4 个比特位。在写一个目标文件时最好全置 0。

符号将名称映射为地址（或者更通俗地讲是字符串映射到值）。由于链接程序对地址的调整，一个符号的名称必须用来表示其地址，直到已被赋予一个绝对地址值。符号是由符号表中固定长度的记录以及字符串表中的可变长度名称组成。符号表是 nlist 结构的一个数组，如下所示。

```
struct nlist {
  union {
    char         *n_name;
    struct nlist *n_next;
    long          n_strx;
  } n_un;
  unsigned char n_type;          // 该字节分成 3 个字段，146-154 行是相应字段的屏蔽码。
  char          n_other;
  short         n_desc;
  unsigned long n_value;
};
```

其中各字段的含义为：

- n_un.n_strx　含有本符号的名称在字符串表中的字节偏移值。当程序使用 nlist()函数访问一个符号表时，该字段被替换为 n_un.n_name 字段，这是内存中字符串的指针。
- n_type　　用于链接程序确定如何更新符号的值。使用第 146--154 行开始的位屏蔽（bitmasks）码可以将 8 比特宽度的 n_type 字段分割成三个子字段，见图 14-2 所示。对于 N_EXT 类型位置位的符号，链接程序将它们看作是“外部的”符号，并且允许其他二进制目标文件对它们的引用。N_TYPE 屏蔽码用于链接程序感兴趣的比特位：
  - N_UNDF一个未定义的符号。链接程序必须在其他二进制目标文件中定位一个具有相同名称的外部符号，以确定该符号的绝对数据值。特殊情况下，如果 n_type 字段是非零值，并且没有二进制文件定义了这个符号，则链接程序在 BSS 段中将该符号解析为一个地址，保留长度等于 n_value 的字节。如果符号在多于一个二进制目标文件中都没有定义并且这些二进制目标文件对其长度值不一致，则链接程序将选择所有二进制目标文件中最大的长度。
  - N_ABS　一个绝对符号。链接程序不会更新一个绝对符号。
  - N_TEXT 一个代码符号。该符号的值是代码地址，链接程序在合并二进制目标文件时会更新其值。
  - N_DATA 一个数据符号；与 N_TEXT 类似，但是用于数据地址。对应代码和数据符号的值不是文件的偏移值而是地址；为了找出文件的偏移，就有必要确定相关部分开始加载的地址并减去它，然后加上该部分的偏移。
  - N_BSS　一个 BSS 符号；与代码或数据符号类似，但在二进制目标文件中没有对应的偏移。
  - N_FN　一个文件名符号。在合并二进制目标文件时，链接程序会将该符号插入在二进制文件中的符号之前。符号的名称就是给予链接程序的文件名，而其值是二进制文件中首个代码段地址。链接和加载时不需要文件名符号，但对于调式程序非常有用。
  - N_STAB 屏蔽码用于选择符号调式程序(例如 gdb)感兴趣的位；其值在 stab()中说明。
- n_other　　该字段按照 n_type 确定的段，提供有关符号重定位操作的符号独立性信息。目前，n_other 字段的最低 4 位含有两个值之一：AUX_FUNC 和 AUX_OBJECT（有关定义参见

<link.h>）。AUX_FUNC 将符号与可调用的函数相关，AUX_OBJECT 将符号与数据相关，而不管它们是位于代码段还是数据段。该字段主要用于链接程序 ld，用于动态可执行程序的创建。

- n_desc　　保留给调式程序使用；链接程序不对其进行处理。不同的调试程序将该字段用作不同的用途。
- n_value　　含有符号的值。对于代码、数据和 BSS 符号，这是一个地址；对于其他符号（例如调式程序符号），值可以是任意的。

字符串表是由长度为 unsigned long 后跟一 null 结尾的符号字符串组成。长度代表整个表的字节大小，所以在 32 位的机器上其最小值（即第 1 个字符串的偏移）总是 4。

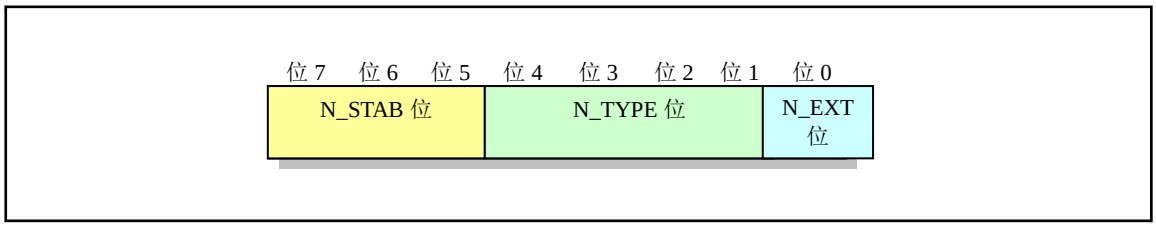



图 14-2 符号类型属性 n_type 字段

# 14.3 const.h 文件

该文件定义了 i 节点中文件属性和类型 i_mode 字段所用到的一些标志位常量符号。带有详细注释的 const.h 头文件的完整列表见程序 14-2，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/const.h。

# 14.4 ctype.h 文件

该文件（程序 14-3）是关于字符测试和处理的头文件，也是标准 C 库的头文件之一。其中定义了一些有关字符类型判断和转换的宏。例如判断一个字符 c 是一个数字字符（isdigit(c)）还是一个空格（isspace(c)）。在处理过程中使用了一个数组或表（定义在 lib/ctype.c 中），该数组定义了 ASCII 码表中所有字符的属性和类型。当使用宏时，字符代码是作为表_ctype[] 中的索引值，从表中获取一个字节，于是可得到相关的比特位。

另外，以两个下划线开头或者以一个下划线再加一个大写字母开头的宏名称通常都保留给头文件编制者使用。例如名称__abc 和_SP。

带有详细注释的 ctype.h 头文件的完整列表见程序 14-3，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/ctype.h。

# 14.5 errno.h 文件

在系统或者标准 C 语言中有个名为 errno 的变量，关于在 C 标准中是否需要这个变量，在 C 标准化组织（X3J11）中引起了很大争论。但是争论的结果是没有去掉 errno，反而创建了名称为“errno.h”的头文件。因为标准化组织希望每个库函数或数据对象都需要在一个相应的标准头文件中作出声明。

主要原因在于：对于内核中的每个系统调用，如果其返回值就是指定系统调用的结果值的话，就很难报告出错情况。如果让每个函数返回一个对/错指示值，而结果值另行返回，就不能很方便地得到系统

调用的结果值。解决的办法之一是将这两种方式加以组合：对于一个特定的系统调用，可以指定一个与有效结果值范围有区别的出错返回值。例如对于指针可以采用 null 值，对于 pid 可以返回-1 值。在许多其他情况下，只要不与结果值冲突都可以采用-1 来表示出错值。但是标准 C 库函数返回值仅告知是否发生出错，还必须从其他地方了解出错的类型，因此采用了 errno 这个变量。为了与标准 C 库的设计机制兼容，Linux 内核中的库文件也采用了这种处理方法。因此也借用了标准 C 的这个头文件。相关例子可参见 lib/open.c 程序以及 unistd.h 中的系统调用宏定义。在某些情况下，程序虽然从返回的-1 值知道出错了，但想知道具体的出错号，就可以通过读取 errno 的值来确定最后一次错误的出错号。

本文件（程序 14-4）虽然只是定义了 Linux 系统中的一些出错码（出错号）的常量符号，而且 Linus 考虑程序的兼容性也想把这些符号定义成与 POSIX 标准中的一样。但是不要小看这个简单的代码，该文件也是 SCO 公司指责 Linux 操作系统侵犯其版权所列出的文件的之一。为了研究这个侵权问题，在 2003 年 12 月份，10 多个当前 Linux 内核的顶级开发人员在网上商讨对策。其中包括 Linus、Alan Cox、H.J.Lu、Mitchell Blank Jr。由于当前内核版本（2.4.x）中的 errno.h 文件从 0.96c 版内核开始就没有变化过，他们就一直“跟踪”到这些老版本的内核代码中。最后 Linus 发现该文件是从 H.J.Lu 当时维护的 Libc 2.x 库中利用程序自动生成的，其中包括了一些与 SCO 拥有版权的 UNIX 老版本（V6、V7 等）相同的变量名。

带有详细注释的 errno.h 头文件的完整列表见程序 14-4，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/errno.h。

## 14.6 fcntl.h 文件

该文件（程序 14-5）是控制选项头文件。主要定义了文件控制函数 fcntl()和文件创建或打开函数中用到的一些选项。fcntl()函数在 linux/fs/fcntl.c 文件第 47 行开始的代码中实现，被用于对文件描述符（句柄）执行各种指定的操作，具体的操作由函数参数 cmd（命令）指定。

带有详细注释的 fcntl.h 头文件的完整列表见程序 14-5，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/fcntl.h。

## 14.7 signal.h 文件

信号提供了一种处理异步事件的方法。信号也被称为是一种软中断。通过向一个进程发送信号，我们可以控制进程的执行状态（暂停、继续或终止）。本文件定义了内核中使用的所有信号的名称和基本操作函数。其中最为重要的函数是改变指定信号处理方式的函数 signal()和 sigaction()。

从本文件（程序 14-6）中可以看出，Linux 内核实现了 POSIX.1 所要求的所有 20 个信号。因此我们可以说 Linux 在一开始设计时就已经完全考虑到与标准的兼容性了。具体函数的实现见程序 kernel/signal.c。

带有详细注释的 signal.h 头文件的完整列表见程序 14-6，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/signal.h。

## 14.8 stdarg.h 文件

C 语言的最大特点之一是允许编程人员自定义参数数目可变的函数。为了访问这些可变参数列表中的参数，就需要用到 stdarg.h 文件（程序 14-7）中的宏。stdarg.h 头文件是 C 标准化组织根据 BSD 系统的 varargs.h 文件修改而成。

stdarg.h 是标准参数头文件。它以宏的形式定义变量参数列表。主要说明了-个类型(va_list)和三个宏

(va_start, va_arg 和 va_end)，用于 vsprintf、vprintf、vfprintf 函数。在阅读该文件时，需要首先理解变参函数的使用方法，可参见 kernel/vsprintf.c 列表后的说明。

带有详细注释的 stdarg.h 头文件的完整列表见程序 14-7，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/stdarg.h。

## 14.9 stddef.h 文件

stddef.h 头文件（程序 14-8）的名称也是有 C 标准化组织（X3J11）创建的，含义是标准（std）定义(def)。主要用于存放一些“标准定义”。另外一个内容容易混淆的头文件是 stdlib.h，也是由标准化组织建立的。stdlib.h 主要用来声明一些不与其他头文件类型相关的各种函数。但这两个头文件中的内容常常让人搞不清哪些声明在哪个头文件中。

标准化组织中的一些成员认为在那些不能完全支持标准 C 库的独立环境中，C 语言也应该成为一种有用的编程语言。对于一个独立环境，C 标准要求其提供 C 语言的所有属性，而对于标准 C 库来说，这样的实现仅需提供支持 4 个头文件中的功能：float.h、limits.h、stdarg.h 和 stddef.h。这个要求明确了 stddef.h 文件应该包含些什么内容，而其他三个头文件基本上用于较为特殊的方面：

float.h　描述浮点表示特性；

limits.h　描述整型表示特性；

stdarg.h　提供用于访问可变参数列表的宏定义。

而独立环境中使用的任何其他类型或宏定义都应该放在 stddef.h 文件中。但是后来的组织成员则放宽了这些限制，导致有些定义在多个头文件中出现。例如，宏定义 NULL 还出现在其他 4 个头文件中。因此，为了防止冲突，stddef.h 文件中在定义 NULL 之前首先使用 undef 指令取消原先的定义（第 14 行）。

在本文件中定义的类型和宏还有一个共同点：这些定义曾经试图被包含在 C 语言的特性中，但后来由于各种编译器都以各自的方式定义这些信息，很难编写出能取代所有这些定义的代码来，因此就放弃了。

带有详细注释的 stddef.h 头文件的完整列表见程序 14-8，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/stddef.h。

## 14.10 string.h 文件

该头文件（程序 14-9）中以内嵌函数的形式定义了所有字符串操作函数，为了提高执行速度使用了内嵌汇编程序。另外，在开始处还定义了一个 NULL 宏和一个 SIZE_T 类型。

在标准 C 库中也提供同样名称的头文件，但函数实现是在标准 C 库中，并且其相应的头文件中只包含相关函数的声明。而对于下面列出的 string.h 文件，Linus 虽然给出每个函数的实现，但是每个函数都有'extern'和'inline'关键词前缀，即定义的都是一些内联函数。因此对于包含这个头文件的程序，若由于某种原因所使用的内联函数不能被嵌入调用代码中就会使用内核函数库 lib/目录下定义的同名函数，参见 lib/string.c 程序。在那个 string.c 中，程序首先将'extern'和'inline'等定义为空，再包含 string.h 头文件，因此，string.c 程序中实际上包含了 string.h 头文件中声明函数的另一个实现代码。

带有详细注释的 string.h 头文件的完整列表见程序 14-9，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/string.h。

# 14.11 termios.h 文件

## 14.11.1 功能描述

该文件（程序 14-10）含有终端 I/O 接口定义。包括 termios 数据结构和一些对通用终端接口设置的函数原型。这些函数用来读取或设置终端的属性、线路控制、读取或设置波特率以及读取或设置终端前端进程的组 id。虽然这是 Linux 早期的头文件，但已完全符合目前的 POSIX 标准，并作了适当的扩展。

在该文件中定义的两个终端数据结构 termio 和 termios 是分别属于两类 UNIX 系列（或刻隆），termio 是在 AT&T 系统 V 中定义的，而 termios 是 POSIX 标准指定的。两个结构基本一样，只是 termio 使用短整数类型定义模式标志集，而 termios 使用长整数定义模式标志集。由于目前这两种结构都在使用，因此为了兼容性，大多数系统都同时支持它们。另外，以前使用的是一类似的 sgtty 结构，目前已基本不用。

带有详细注释的 termios.h 头文件的完整列表见程序 14-10，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/termios.h。

## 14.11.2 控制字符 TIME、MIN 信息

在非规范模式输入处理中，输入字符没有被处理成行，因此擦除和终止处理也就不会发生。MIN 和 TIMEDE 的值即用于确定如何处理接收到的字符。

MIN 表示当满足读操作时（也即，当字符返给用户时）需要读取的最少字符数。TIME 是以 1/10 秒计数的定时值，用于猝发和短时期数据传输的超时值。这两个字符的四种组合情况及其相互作用描述如下：

◆ MIN > 0，TIME > 0 的情况：

在这种情况下，TIME 起字符与字符间的定时器作用，并在接收到第 1 个字符后开始起作用。由于它是字符与字符间的定时器，所以在每收到一个字符就会被复位重启。MIN 与 TIME 之间的相互作用如下：一旦收到一个字符，字符间定时器就开始工作。如果在定时器超时（注意定时器每收到一个字符就会重新开始计时）之前收到了 MIN 个字符，则读操作即被满足。如果在 MIN 个字符被收到之前定时器超时了，就将到此时已收到的字符返回给用户。注意，如果 TIME 超时，则起码有一个接收到的字符将被返回，因为定时器只有在接收到了一个字符之后才开始起作用(计时)。在这种情况下(MIN > 0，TIME > 0)，读操作将会睡眠，直到接收到第 1 个字符激活 MIN 与 TIME 机制。如果读到字符数少于已有的字符数，那么定时器将不会被重新激活，因而随后的读操作将被立刻满足。

◆ MIN > 0，TIME = 0 的情况：

在这种情况下，由于 TIME 的值是 0，因此定时器不起作用，只有 MIN 是有意义的。等待的读操作只有当接收到 MIN 个字符时才会被满足(等待着的操作将睡眠直到收到 MIN 个字符)。使用这种情况去读基于记录的终端 IO 的程序将会在读操作中被不确定地（随意地）阻塞。

◆ MIN = 0，TIME > 0 的情况：

在这种情况下，由于 MIN=0，则 TIME 不再起字符间的定时器作用，而是一个读操作定时器，并在读操作一开始就起作用。只要接收到一个字符或者定时器超时就已满足读操作。注意，在这种情况下，如果定时器超时了，将读不到一个字符。如果定时器没有超时，那么只有在读到一个字符之后读操作才会满足。因此在这种情况下，读操作不会无限制地(不确定地)被阻塞，以等待字符。在读操作开始后，如果在 TIME*0.10 秒的时间内没有收到字符，读操作将以收到 0 个字符而返回。

◆ MIN = 0，TIME = 0 的情况：

在这种情况下，读操作会立刻返回。所请求读的字符数或缓冲队列中现有字符数中的最小值将被返回，而不会等待更多的字符被输入缓冲中。

总得来说，在非规范模式下，这两个值是超时定时值和字符计数值。MIN 表示为了满足读操作，需要读取的最少字符数。TIME 是一个十分之一秒计数的计时值。当这两个都设置的话，读操作将等待，直到至少读到一个字符，然后在读取 MIN 个字符后返回或者由于 TIME 超时而返回已读取的字符。如果仅设置了 MIN，那么在读取 MIN 个字符之前读操作将不返回。如果仅设置了 TIME，那么在读到至少一个字符或者定时超时后读操作将立刻返回。如果两个都没有设置，则读操作将立刻返回，仅给出目前已读的字节数。

## 14.12 time.h 文件

time.h 头文件（程序 14-11）用于涉及处理时间和日期的函数。在 MINIX 中有一段对时间很有趣的描述：时间的处理较为复杂，比如什么是 GMT（格林威治标准时间，现在是 UTC 时间）、本地时间或其他时间等。尽管主教 Ussher(1581-1656 年)曾经计算过，根据圣经，世界开始之日是公元前 4004 年 10 月 12 日上午 9 点，但在 UNIX 世界里，时间是从 GMT 1970 年 1 月 1 日午夜开始的，在这之前所有均是空无的和(无效的)。

该文件是标准 C 库中的头文件之一。由于当时 UNIX 操作系统开发者中有一些是业余天文爱好者，所以他们对 UNIX 系统中时间的表示要求特别严格，以至于在 UNIX 类系统中或与标准 C 兼容的系统中有关时间和日期的表示和计算特别复杂。该文件定义了 1 个常数符号（宏）、4 个类型以及一些时间和日期操作转换函数。在 Linux 0.12 内核中，该文件主要为 init/main.c 和 kernel/mktime.c 文件提供 tm 结构类型，用于内核从系统 CMOS 芯片中获取实时时钟信息（日历时间），从而可以设定系统开机时间。开机时间是指从 1970 年 1 月 1 日午夜 0 时起当开机时经过的时间（秒），它将保存在全局变量 startup_time 中供内核所有代码读取。

另外，该文件中给出的一些函数声明均是标准 C 库提供的函数。内核中不包括这些函数。

带有详细注释的 time.h 头文件的完整列表见程序 14-11，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/time.h。

## 14.13 unistd.h 文件

该头文件（程序 14-12）是常用的标准符号常数和类型头文件。该文件中定义了很多各种各样的常数和类型，以及一些函数声明，被称为 UNIX 标准（unix standard）头文件。如果在程序中定义了符号__LIBRARY__，则还包括内核系统调用号和内嵌汇编_syscall0()等。

带有详细注释的 unistd.h 头文件的完整列表见程序 14-12，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/unistd.h。

## 14.14 utime.h 文件

该文件定义了文件访问和修改时间结构 utimbuf{}以及 utime()函数原型。时间以秒计。带有详细注释的该头文件的完整列表见程序 14-13，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/utime.h。

# 14.15 include/asm/目录下的文件

列表 14-2 linux/include/asm/目录下的文件

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | io.h | 477 bytes | 1991-08-07 10:17:51 | m |
| | memory.h | 507 bytes | 1991-06-15 20:54:44 | m |
| | segment.h | 1366 bytes | 1991-11-25 18:48:24 | m |
| | system.h | 1707 bytes | 1992-01-13 13:02:10 | m |

# 14.16 io.h 文件

该文件（程序 14-14）中定义了对硬件 IO 端口访问的嵌入式汇编宏函数：outb()、inb()以及 outb_p()和 inb_p()。前面两个函数与后面两个的主要区别在于后者代码中使用了 jmp 指令进行了时间延迟。

带有详细注释的 io.h 头文件的完整列表见程序 14-14，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/asm/io.h。

# 14.17 memory.h 文件

该文件（程序 14-15）含有一个内存复制嵌入式汇编宏 memcpy()。与 string.h 中定义的 memcpy()相同，只是后者采用的是嵌入式汇编 C 函数形式定义的。

带有详细注释的 memory.h 头文件的完整列表见程序 14-15，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/asm/memory.h。

# 14.18 segment.h 文件

该文件（程序 14-16）中定义了一些访问 Intel CPU 中段寄存器或与段寄存器有关的内存操作函数。在 Linux 系统中，当用户程序通过系统调用开始执行内核代码时，内核程序会首先在段寄存器 ds 和 es 中加载全局描述符表 GDT 中的内核数据段描述符(段值 0x10)，即把 ds 和 es 用于访问内核数据段；而在 fs 中加载了局部描述符表 LDT 中的任务的数据段描述符（段值 0x17），即把 fs 用于访问用户数据段。参见 system_call.s 第 89--93 行。因此在执行内核代码时，若要存取用户程序（任务）中的数据就需要使用特殊的方式。本文件中的 get_fs_byte()和 put_fs_byte()等函数就是专门用来访问用户程序中的数据。

带有详细注释的 segment.h 头文件的完整列表见程序 14-16，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/asm/segment.h。

# 14.19 system.h 文件

该文件（程序 14-17）中定义了设置或修改描述符/中断门等的嵌入式汇编宏。其中，函数 move_to_user_mode()是用于内核在初始化结束时人工切换（移动）到初始进程（任务 0）去执行，即从特权级 0 代码转移到特权级 3 的代码中去运行。所使用的方法是模拟中断调用返回过程，即利用 iret 指令来实现特权级的变更和堆栈的切换，从而把 CPU 执行控制流移动到初始任务 0 的环境中运行。见图 14-3 所示。

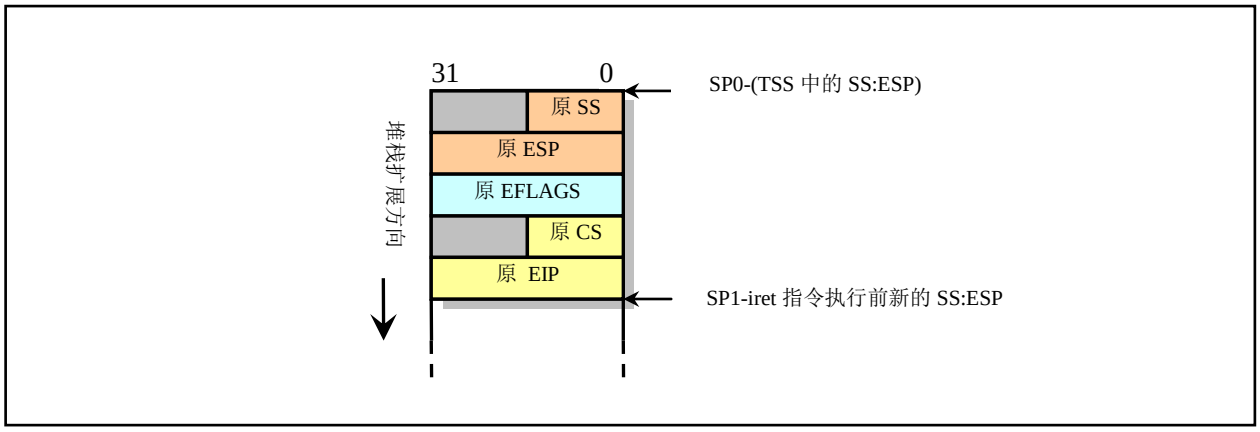



图 14-3 中断调用层间切换时堆栈内容

使用这种方法进行控制权的转移是由 CPU 保护机制造成的。CPU 允许低级别（例如特权级 3）的代码通过调用门或中断、陷阱门来调用或转移到高级别的代码中运行，但反之则不允许。因此内核采用了这种模拟 IRET 返回低级别代码的方法。

在去执行任务 0 代码之前，首先设置堆栈，模拟具有特权层切换的刚进入中断调用过程时堆栈的内容布置情况。然后执行 iret 指令，从而引起系统移到任务 0 中去执行。在执行 iret 语句时，堆栈内容如图 11.2 中所示，此时 esp 为 esp1。任务 0 的堆栈就是内核的堆栈。当执行了 iret 之后，就移到了任务 0 中执行了。由于任务 0 描述符特权级是 3，所以堆栈上的 ss:esp 也会被弹出。因此在 iret 之后，esp 又等于 esp0 了。注意，这里的中断返回指令 iret 并不会造成 CPU 去执行任务切换操作，因为在执行这个函数之前，标志位 NT 已经在 sched_init()中被复位。在 NT 复位时执行 iret 指令不会造成 CPU 执行任务切换操作。任务 0 的执行纯粹是人工启动的。

任务 0 是一个特殊进程，它的数据段和代码段直接映射到内核代码和数据空间，即从物理地址 0 开始的 640K 内存空间，其堆栈地址即是内核代码所使用的堆栈。因此图中堆栈中的原 SS 和原 ESP 是将现有内核堆栈指针直接压入堆栈的。

该文件中的另一部份给出了在中断描述符表 IDT 中设置不同类型描述符项的宏。_set_gate()是一个多参数宏，它是设置中断门描述符宏 set_intr_gate()和设置陷阱门描述符宏 set_trap_gate()、set_system_gate()所调用的通用宏。IDT 表中的中断门（Interrupt Gate）和陷阱门（Trap Gate）描述符项的格式见图 14-4 所示。

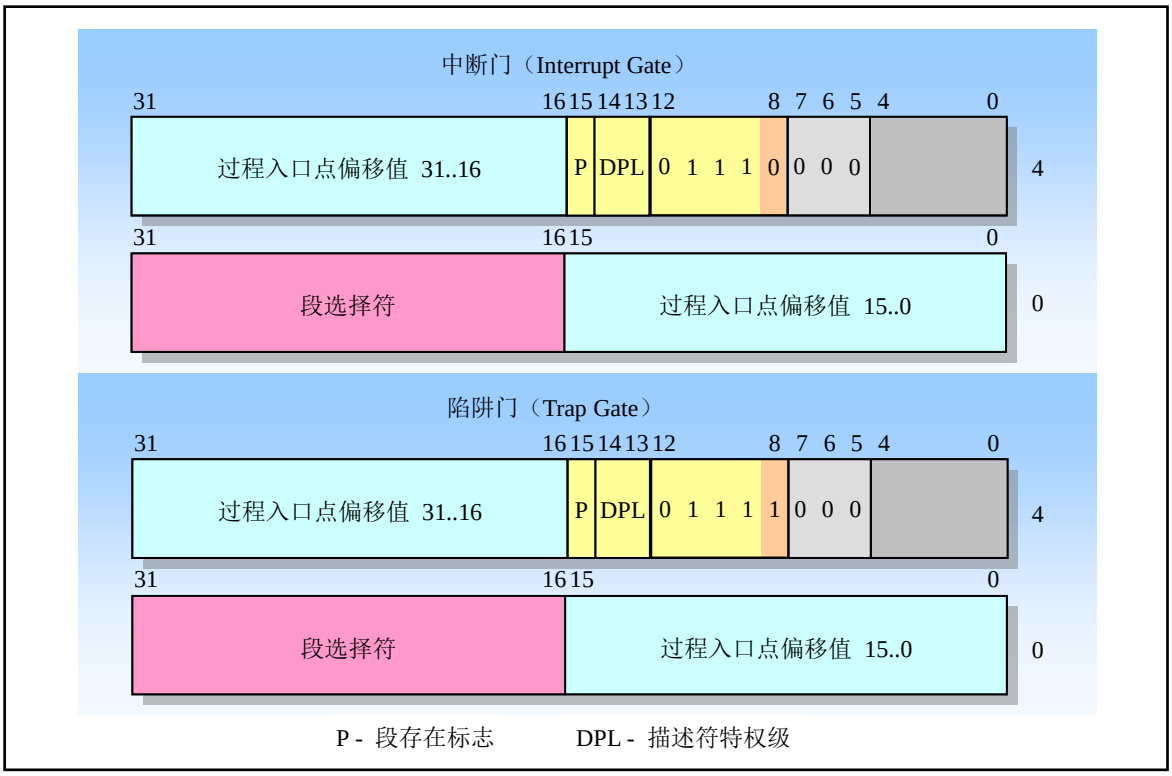



图 14-4 中断描述符表 IDT 中的中断门和陷阱门描述符格式

其中，P 是段存在标志；DPL 是描述符的优先级。中断门与陷阱门的区别在于对 EFLAGS 的中断允许标志 IF 的影响。通过中断门描述符执行的中断会复位 IF 标志，因此这种方式可以避免其它中断干扰当前中断的处理，并且随后的中断结束指令 IRET 会从堆栈上恢复 IF 标志的原值；而通过陷阱门执行的中断则不会影响 IF 标志。

在设置描述符的通用宏_set_gate(gate_addr,type,dpl,addr)中，参数 gate_addr 指定了描述符所处的物理内存地址。type 指明所需设置的描述符类型，它对应图 14-4 中描述符格式中第 6 字节的低 4 比特位，因此 type=14（0x0E）指明是中断门描述符，type=15（0x0F）指明是陷阱门描述符。参数 dpl 即对应描述符格式中的 DPL。addr 是描述符对应的中断处理过程的 32 位偏移地址。因为中断处理过程属于内核段代码，所以它们的段选择符值均为 0x0008（在 eax 寄存器高字中指定）。

system.h 文件的最后一部份是用于设置一般段描述符内容和在全局描述符表 GDT 中设置任务状态段描述符以及局部表段描述符的宏。这几个宏的参数含义与上述类似。

带有详细注释的 system.h 头文件的完整列表见程序 14-17，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/asm/system.h。

# 14.20 include/linux/目录下的文件

列表 14-3 linux/include/linux/目录下的文件

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | config.h | 1545 bytes | 1992-01-11 00:13:18 | |
| | fdreg.h | 2466 bytes | 1991-11-02 10:48:44 | |
| | fs.h | 5754 bytes | 1992-01-12 07:00:20 | |
| | hdreg.h | 1968 bytes | 1991-10-13 15:32:15 | |
| | head.h | 304 bytes | 1991-06-19 19:24:13 | |
| | kernel.h | 1036 bytes | 1992-01-12 02:17:34 | |
| | math_emu.h | 4924 bytes | 1992-01-01 17:33:04 | |
| | mm.h | 1101 bytes | 1992-01-13 15:46:41 | |
| | sched.h | 7351 bytes | 1992-01-13 22:24:42 | |
| | sys.h | 3402 bytes | 1992-01-13 21:42:37 | |
| | tty.h | 2801 bytes | 1992-01-08 22:51:56 | |

# 14.21 config.h 文件

config.h（程序 14-18）是内核使用的一些硬件参数配置头文件。定义使用的键盘语言类型和硬盘类型（HD_TYPE）可选项。

带有详细注释的 config.h 头文件的完整列表见程序 14-18，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/config.h。

# 14.22 fdreg.h 头文件

该头文件（程序 14-19）用以说明软盘系统常用到的一些参数以及所使用的 I/O 端口。由于软盘驱动器的控制比较烦琐，命令也多，因此在阅读代码之前，最好先参考有关微型计算机控制接口原理的书籍，了解软盘控制器(FDC)的工作原理，然后你就会觉得这里的定义还是比较合理有序的。

在编程时需要访问 4 个端口，分别对应一个或多个寄存器。对于 1.2M 的软盘控制器有表 14–1 中一些端口。

表 14－1 软盘控制器端口

| I/O 端口 | 读写性 | 寄存器名称 |
|---|---|---|
| 0x3f2 | 只写 | 数字输出寄存器(数字控制寄存器) |
| 0x3f4 | 只读 | FDC 主状态寄存器 |

| | | |
|---|---|---|
| 0x3f5 | 读/写 | FDC 数据寄存器 |
| 0x3f7 | 只读 | 数字输入寄存器 |
| 0x3f7 | 只写 | 磁盘控制寄存器(传输率控制) |

数字输出端口（数字控制端口）是一个 8 位寄存器，它控制驱动器马达开启、驱动器选择、启动/复位 FDC 以及允许/禁止 DMA 及中断请求。

FDC 的主状态寄存器也是一个 8 位寄存器，用于反映软盘控制器 FDC 和软盘驱动器 FDD 的基本状态。通常，在 CPU 向 FDC 发送命令之前或从 FDC 获取操作结果之前，都要读取主状态寄存器的状态位，以判别当前 FDC 数据寄存器是否就绪，以及确定数据传送的方向。

FDC 的数据端口对应多个寄存器（只写型命令寄存器和参数寄存器、只读型结果寄存器），但任一时刻只能有一个寄存器出现在数据端口 0x3f5。在访问只写型寄存器时，主状态控制的 DIO 方向位必须为 0（CPU → FDC），访问只读型寄存器时则反之。在读取结果时只有在 FDC 不忙之后才算读完结果，通常结果数据最多有 7 个字节。

软盘控制器共可以接受 15 条命令。每个命令均经历三个阶段：命令阶段、执行阶段和结果阶段。

命令阶段是 CPU 向 FDC 发送命令字节和参数字节。每条命令的第一个字节总是命令字节（命令码）。其后跟着 0--8 字节的参数。执行阶段是 FDC 执行命令规定的操作。在执行阶段 CPU 是不加干预的，一般是通过 FDC 发出中断请求获知命令执行的结束。如果 CPU 发出的 FDC 命令是传送数据，则 FDC 可以以中断方式或 DMA 方式进行。中断方式每次传送 1 字节。DMA 方式是在 DMA 控制器管理下，FDC 与内存进行数据的传输直至全部数据传送完。此时 DMA 控制器会将传输字节计数终止信号通知 FDC，最后由 FDC 发出中断请求信号告知 CPU 执行阶段结束。结果阶段是由 CPU 读取 FDC 数据寄存器返回值，从而获得 FDC 命令执行的结果。返回结果数据的长度为 0--7 字节。对于没有返回结果数据的命令，则应向 FDC 发送检测中断状态命令获得操作的状态。

带有详细注释的 fdreg.h 头文件的完整列表见程序 14-19，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/fdreg.h。

# 14.23 fs.h 文件

fs.h 头文件（程序 14-20）中定义了有关文件系统的一些常数和结构。主要包含高速缓冲区中缓冲块的数据结构、MINIX 1.0 文件系统中超级块和 i 节点结构以及文件表结构和一些管道操作宏。

带有详细注释的 fs.h 头文件的完整列表见程序 14-20，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/fs.h。

# 14.24 hdreg.h 文件

## 14.24.1 功能描述

该文件（程序 14-21）中主要定义了对硬盘控制器进行编程的一些命令常量符号。其中包括控制器端口、硬盘状态寄存器各位的状态、控制器命令以及出错状态常量符号。另外还给出了硬盘分区表数据结构。

带有详细注释的 hdreg.h 头文件的完整列表见程序 14-21，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/hdreg.h。

### 14.24.2 硬盘分区表信息

为了实现多个操作系统共享硬盘资源，硬盘可以在逻辑上分为 1--4 个分区。每个分区之间的扇区号是邻接的。分区表由 4 个表项组成，每个表项由 16 字节组成，对应一个分区的信息，存放有分区的大小和起止的柱面号、磁道号和扇区号，见表 14–2 所示。分区表存放在硬盘的 0 柱面 0 头第 1 个扇区的 0x1BE--0x1FD 处。

表 14－2 硬盘分区表结构

| 位置 | 名称 | 大小 | 说明 |
|---|---|---|---|
| 0x00 | boot_ind | 字节 | 引导标志。4 个分区中同时只能有一个分区是可引导的。<br>0x00-不从该分区引导操作系统；0x80-从该分区引导操作系统。 |
| 0x01 | head | 字节 | 分区起始磁头号。 |
| 0x02 | sector | 字节 | 分区起始扇区号(位 0-5)和起始柱面号高 2 位(位 6-7)。 |
| 0x03 | cyl | 字节 | 分区起始柱面号低 8 位。 |
| 0x04 | sys_ind | 字节 | 分区类型字节。0x0b-DOS; 0x80-Old Minix; 0x83-Linux … |
| 0x05 | end_head | 字节 | 分区的结束磁头号。 |
| 0x06 | end_sector | 字节 | 结束扇区号(位 0-5)和结束柱面号高 2 位(位 6-7)。 |
| 0x07 | end_cyl | 字节 | 结束柱面号低 8 位。 |
| 0x08--0x0b | start_sect | 长字 | 分区起始物理扇区号。 |
| 0x0c--0x0f | nr_sects | 长字 | 分区占用的扇区数。 |

## 14.25 head.h 文件

head 头文件（程序 14-22）定义了 Intel CPU 中描述符 GDT、LDT 的简单结构，和指定描述符的项号。

带有详细注释的 head.h 头文件的完整列表见程序 14-22，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/head.h。

## 14.26 kernel.h 文件

kernel.h 头文件（程序 14-23）定义了一些内核常用的函数原型等，例如 do_exit()、printk()。

带有详细注释的 kernel.h 头文件的完整列表见程序 14-23，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/kernel.h。

## 14.27 mm.h 文件

mm.h（程序 14-24）是内存管理头文件。其中主要定义了内存页面的大小和几个页面释放函数原型。

带有详细注释的 mm.h 头文件的完整列表见程序 14-24，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/mm.h。

## 14.28 sched.h 文件

sched.h（程序 14-25）是调度程序头文件，定义了任务结构 task_struct、初始任务 0 的数据，还有一些有关描述符参数设置和获取以及任务上下文切换 switch_to()的嵌入式汇编函数宏。下面详细描述一下任务切换宏的执行过程。

任务切换宏 switch_to(n)（从 171 行开始）首先申明了一个结构'struct {long a,b;} __tmp'，用于在任务内核态堆栈上保留出 8 字节的空间来存放将切换到新任务的任务状态段 TSS 的选择符。然后测试我们是否是在执行切换到当前任务的操作，如果是则什么也不需要做，直接退出。否则就把新任务 TSS 的选择符保存到临时结构__tmp 中的偏移位置 4 处，此时__tmp 中的数据设置为：

```
__tmp+0: 未定义（long）
__tmp+4: 新任务 TSS 的选择符（word）
__tmp+6: 未定义（word）
```

接下来把%ecx 寄存器中的新任务指针与全局变量 current 中的当前任务指针相交换，让 current 含有我们将要切换到的新任务的指针值，而 ecx 中则保存着当前任务（本任务）的指针值。接着执行间接长跳转到__tmp 的指令 ljmp。长跳转到新任务 TSS 选择符的指令将忽略__tmp 中未定义值的部分，CPU 将自动跳转到 TSS 段指定新任务中去执行，而本任务也就到此暂停执行。这也是我们无需设置结构变量__tmp 中其他未定义部分的原因。参见第 5 章中图 2-23：任务切换操作示意图。

当一段时间之后，某个任务的 ljmp 指令又会跳转到本任务 TSS 段选择符，从而造成 CPU 切换回本任务，并从 ljmp 的下一条指令开始执行。此时 ecx 中含有本任务即当前任务的指针，因此我们可以使用该指针来检查它是否是最后（最近）一个使用过数学协处理器的任务。若本任务没有使用过协处理器则立刻退出，否则执行 clts 指令以复位控制寄存器 CR0 中的任务已切换标志 TS。每当任务切换时 CPU 都会设置该标志位，并且在执行协处理器指令之前测试该标志位。Linux 系统中的这种处理 TS 标志的方法可以让内核避免对协处理状态不必要的保存、恢复操作过程，从而提高了协处理器的执行性能。

带有详细注释的 sched.h 头文件的完整列表见程序 14-25，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/sched.h。

## 14.29 sys.h 文件

sys.h 头文件列出了内核中所有系统调用函数的原型，以及系统调用函数指针表。

带有详细注释的 sys.h 头文件的完整列表见程序 14-26，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/sys.h。

## 14.30 tty.h 文件

该文件是终端数据结构和常量定义。

带有详细注释的 tty.h 头文件的完整列表见程序 14-27，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/linux/tty.h。

# 14.31 include/sys/目录中的文件

include/sys/目录中的文件如列表 14-4 所示。

列表 14-4 linux/include/sys/目录下的文件

| | 名称 | 大小 | 最后修改时间(GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | param.h | 196 bytes | 1992-01-06 21:10:22 | |
| | resource.h | 1809 bytes | 1992-01-03 18:52:56 | |
| | stat.h | 1376 bytes | 1992-01-11 18:42:48 | |
| | time.h | 1799 bytes | 1992-01-09 03:51:28 | |
| | times.h | 200 bytes | 1991-09-17 15:03:06 | |
| | types.h | 928 bytes | 1992-01-14 13:50:35 | |
| | utsname.h | 272 bytes | 1992-01-04 15:05:42 | |
| | wait.h | 593 bytes | 1991-12-22 15:08:01 | |

# 14.32 param.h 文件

param.h 文件（程序 14-28）中给出了与硬件系统相关的一些参数值。例如：

```
4 #define HZ 100                  // 系统时钟频率，每秒中断 100 次。
5 #define EXEC_PAGESIZE 4096      // 页面大小。
```

带有详细注释的 param.h 头文件的完整列表见程序 14-28，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/param.h。

# 14.33 resource.h 文件

## 14.33.1 功能描述

resource.h 头文件（程序 14-29）含有有关进程使用系统资源的界限限制和利用率方面的信息。定义了系统调用（或库函数）getrusage()使用的 rusage 结构和符号常数 RUSAGE_SELF、RUSAGE_CHILDREN。另外还定义了系统调用或函数 getrlimit()和 setrlimit()使用的 rlimit 结构以及参数使用的符号常数。

getrlimit()和 setrlimit()所访问的信息在进程任务结构的 rlim[]数组中。该数组共 RLIM_NLIMITS 项，每项都是一个 rlimit 结构，用于定义对一种资源的使用限制，见示意图图 14-5 所示。Linux 0.12 内核中对一个进程定义了 6 种资源限制。

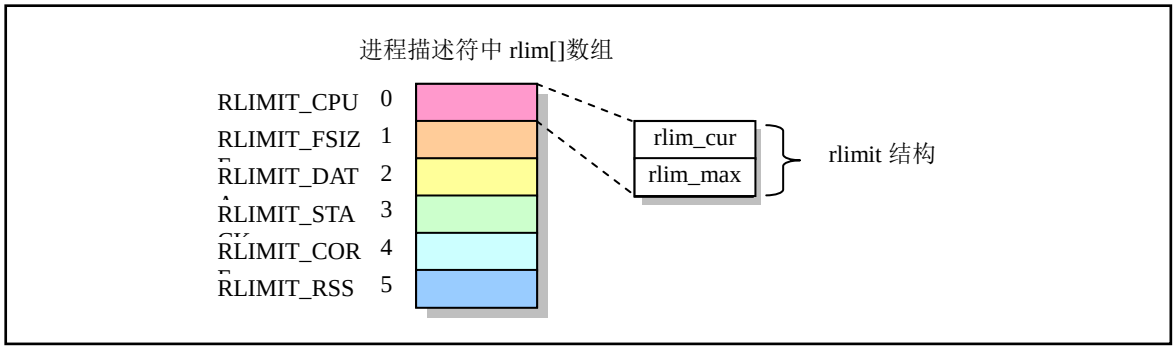



图 14-5 进程描述符中 rlim[]数组各项用途

带有详细注释的 resource.h 头文件的完整列表见程序 14-29，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/resource.h。

# 14.34 stat.h 文件

## 14.34.1 功能描述

该头文件（程序 14-30）说明了函数 stat()返回的数据及其结构类型，以及一些属性操作测试宏、函数原型。

带有详细注释的 stat.h 头文件的完整列表见程序 14-30，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/stat.h。

# 14.35 time.h 文件

该头文件（程序 14-31）中定义了 timeval 结构和 itimerval 结构。

带有详细注释的 time.h 头文件的完整列表见程序 14-31，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/time.h。

# 14.36 times.h 文件

该头文件（程序 14-32）中主要定义了文件访问与修改时间结构 tms。它将由 times()函数返回。其中 time_t 是在 sys/types.h 中定义的。还定义了一个函数原型 times()。

带有详细注释的 times.h 头文件的完整列表见程序 14-32，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/times.h。

# 14.37 types.h 文件

types.h 头文件（程序 14-33）中定义了基本的数据类型。所有的类型均定义为适当的数学类型长度。另外，size_t 是无符号整数类型，off_t 是扩展的符号整数类型，pid_t 是符号整数类型。

带有详细注释的 types.h 头文件的完整列表见程序 14-33，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/types.h。

## 14.38 utsname.h 文件

utsname.h（程序 14-34）是系统名称结构头文件。其中定义了 utsname 结构以及函数原型 uname()。该函数利用 utsname 结构中的信息给出系统标识、版本号以及硬件类型等信息。在 POSIX 中要求字符数组长度应该是不指定的，但是其中存储的数据需以 null 终止。因此该版内核的 utsname 结构定义不符要求（字符串数组长度都被定义为 9）。另外，名称 utsname 是 Unix Timesharing System name 的缩写。

带有详细注释的 utsname.h 头文件的完整列表见程序 14-34，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/utsname.h。

## 14.39 wait.h 文件

该头文件（程序 14-35）描述了进程等待时信息。包括一些符号常数和 wait()、waitpid()函数原型声明。

带有详细注释的 wait.h 头文件的完整列表见程序 14-35，其在源代码目录中的全路径名为 linux/include/sys/wait.h。

# 第15章 库文件(lib)

C 语言的函数库（library）文件是一些可重用程序模块集合，而 Linux 内核库文件则是编译时专门供内核使用的一些内核常用函数的组合。下面列表中的 C 文件就是构成内核库文件中模块的程序，主要包括退出函数_exit()、关闭文件函数 close()、复制文件描述符函数 dup()、文件打开函数 open()、写文件函数 write()、执行程序函数 execve()、内存分配函数 malloc()、等待子进程状态函数 wait()、创建会话系统调用 setsid()以及在 include/string.h 中实现的所有字符串操作函数。

除了一个由 Tytso 先生编制的 malloc.c 程序较长以外，其他程序都很短小，有的只有一二行代码。基本都是直接调用系统中断调用实现其功能。

列表 15-1 /linux/lib/目录中的文件

| | 文件名 | 文件长度 | 最后修改时间 (GMT) | 说明 |
|---|---|---|---|---|
| | Makefile | 2602 bytes | 1991-12-02 03:16:05 | |
| | _exit.c | 198 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | close.c | 131 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | ctype.c | 1202 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | dup.c | 127 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | errno.c | 73 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | execve.c | 170 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | malloc.c | 7469 bytes | 1991-12-02 03:15:20 | |
| | open.c | 389 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | setsid.c | 128 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | string.c | 177 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | wait.c | 253 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |
| | write.c | 160 bytes | 1991-10-02 14:16:29 | |

在编译内核阶段，Makefile 中的相关指令会把以上这些程序编译成.o 模块，然后组建成 lib.a 库文件形式并链接到内核模块中。与通常编译环境提供的各种库文件不同（例如 libc.a、libufc.a 等），这个库中的函数主要用于内核初始化阶段的 init/main.c 程序，为其在用户态执行的 init()函数提供支持。因此所包含的函数很少，也特别简单。但它与一般库文件的实现方式完全相同。

创建函数库通常使用命令 ar（archive – 归档）。例如要创建一个含有 3 个模块 a.o、b.o 和 c.o 的函数库 libmine.a，则需要执行如下命令：

```
ar -rc libmine.a a.o b.o c.o d.o
```

若要往这个库文件中添加函数模块 dup.o，则可执行以下命令

```
ar -rs dup.o
```

## 15.1 _exit.c 程序

该程序调用内核的退出系统调用函数，其功能参见 include/unistd.h 中的说明。

带释的_exit.c 程序完整列表见程序 15-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/_exit.c。

## 15.2 close.c 程序

close.c 文件中定义了文件关闭函数 close()。该程序带注释的完整列表见程序 15-2，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/close.c。

## 15.3 ctype.c 程序

该程序用于为 ctype.h 提供辅助的数组结构数据，用于对字符进行类型判断。

带注释的 ctype.c 程序完整列表见程序 15-3，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/ctype.c。

## 15.4 dup.c 程序

dup.c 包括一个创建文件描述符拷贝的函数 dup()。在成功返回之后，新的和原来的描述符可以交替使用。它们共享锁定、文件读写指针以及文件标志。例如，如果文件读写位置指针被其中一个描述符使用 lseek()修改过之后，则对于另一个描述符来讲，文件读写指针也被改变。该函数使用数值最小的未使用描述符来建立新描述符。但是这两个描述符并不共享执行时关闭标志(close-on-exec)。

带注释的 dup.c 程序完整列表见程序 15-4，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/dup.c。

## 15.5 errno.c 程序

该程序仅定义了一个出错号变量 errno。用于在函数调用失败时存放出错号。请参考 include/errno.h 文件。

带注释的 errno.c 程序完整列表见程序 15-5，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/errno.c。

## 15.6 execve.c 程序

运行执行程序的系统调用函数。带注释的 execve.c 程序完整列表见程序 15-6，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/execve.c。

```
//// 加载并执行子进程(其他程序)函数。
// 下面该调用宏函数对应：int execve(const char * file, char ** argv, char ** envp)。
// 参数：file - 被执行程序文件名；argv - 命令行参数指针数组；envp - 环境变量指针数组。
// 直接调用了系统中断 int 0x80，参数是__NR_execve。参见 include/unistd.h 和 fs/exec.c 程序。
10 _syscall3(int,execve,const char *,file,char **,argv,char **,envp)
```

# 15.7 malloc.c 程序

该程序（程序 15-7）中主要包括内存分配函数 malloc()。为了不与用户程序使用的 malloc()函数相混淆，从内核 0.98 版以后就该名为 kmalloc()，而 free_s()函数改名为 kfree_s()。

注意，对于应用程序使用的名称相同的内存分配函数一般在开发环境的函数库文件中实现，例如 GCC 环境中的 libc.a 库。由于开发环境中的库函数本身链接于用户程序中，因此它们不能直接使用内核中的 get_free_page()等函数来实现内存分配函数。当然它们也没有直接管理内存页面的必要，因为只要一个进程的逻辑空间足够大，并且其数据段尾段不会覆盖位于进程逻辑地址空间末端的堆栈和环境参数区域，那么函数库 libc.a 中的内存分配函数只要做到按照程序动态请求的内存大小调整进程数据段末尾的设定值即可，剩下的具体内存映射等操作均由内核完成。这种调整进程数据段末端位置的操作和管理即是库中内存分配函数的主要功能，并且需要调用内核系统调用 brk()。参见 kernel/sys.c 程序第 168 行。因此若能查看开发环境中库函数实现的源代码，你将发现其中的 malloc()、calloc()等内存分配函数除了在管理着进程动态申请的内存区域以外，最终仅调用了内核系统调用 brk()。开发环境中库中的内存分配函数与这里的内核库中的分配函数相同之处仅在于它们都需要对已分配内存空间进行动态管理。采用的管理方法基本是一样的。

malloc()函数使用了存储桶(bucket)的原理对分配的内存进行管理。基本思想是对不同请求的内存块大小(长度)，使用存储桶目录(下面简称目录)分别进行处理。比如对于请求内存块的长度在 32 字节或 32 字节以下但大于 16 字节时，就使用存储桶目录第二项对应的存储桶描述符链表分配内存块。其基本结构示意图见图 15-1 所示。该函数目前一次所能分配的最大内存长度是一个内存页面，即 4096 字节。

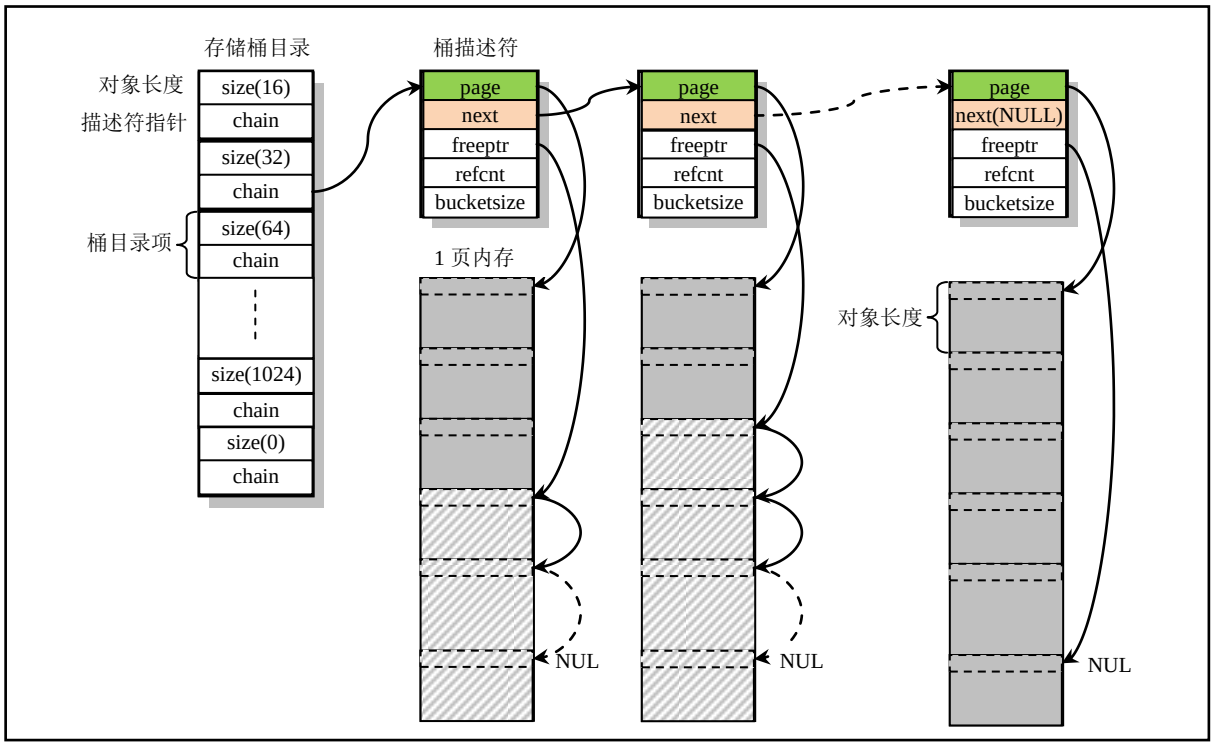



图 15-1 使用存储桶原理进行内存分配管理的结构示意图

在第一次调用 malloc()函数时，首先要建立一个页面的空闲存储桶描述符(下面简称描述符)链表，其中存放着还未使用或已经使用完毕而收回的描述符。该链表结构示意图见图 15-2 所示。其中

free_bucket_desc 是链表头指针。从链表中取出或放入一个描述符都是从链表头开始操作。当取出一个描述符时，就将链表头指针所指向的头一个描述符取出；当释放一个空闲描述符时也是将其放在链表头处。

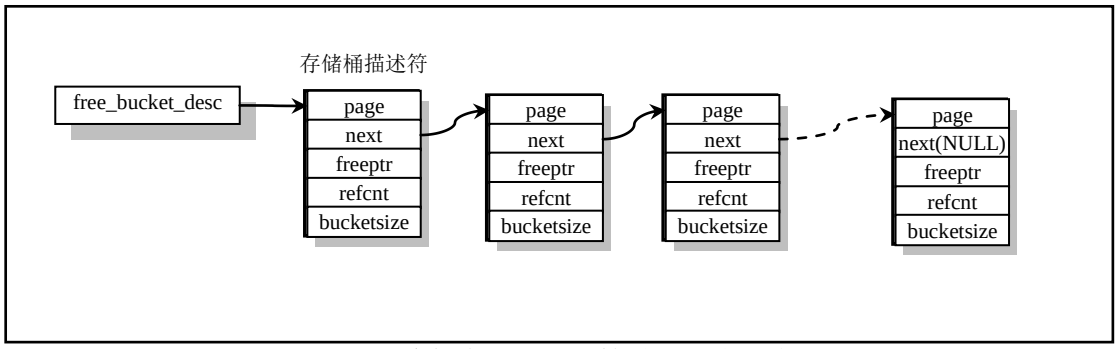



图 15-2 空闲存储桶描述符链表结构示意图

在运行过程中，如果某一时刻所有桶描述符都已占用，那么 free_bucket_desc 就会为 NULL（参见下面程序第 153 行）。因此在没有桶描述符被释放的前提下，下一次需要使用空闲桶描述符时，程序就会再次申请一个页面并在其上新建一个与上图所示相同的空闲存储桶描述符链表。

malloc()函数执行的基本步骤如下：

1. 首先搜索目录，寻找适合请求内存块大小的目录项对应的描述符链表。当目录项的对象字节长度大于请求的字节长度，就算找到了相应的目录项。如果搜索完整个目录都没有找到合适的目录项，则说明用户请求的内存块太大。
2. 在目录项对应的描述符链表中查找具有空闲空间的描述符。如果某个描述符的空闲内存指针 freeptr 不为 NULL，则表示找到了相应的描述符。如果没有找到具有空闲空间的描述符，那么我们就需要新建一个描述符。新建描述符的过程如下：
   a. 如果空闲描述符链表头指针还是 NULL 的话，说明是第一次调用 malloc()函数，或者所有空桶描述符都已用完。此时需要 init_bucket_desc()来创建空闲描述符链表。
   b. 然后从空闲描述符链表头处取一个描述符，初始化该描述符，令其对象引用计数为 0，对象大小等于对应目录项指定对象的长度值，并申请一内存页面，让描述符的页面指针 page 指向该内存页，描述符的空闲内存指针 freeptr 也指向页开始位置。
   c. 对该内存页面根据本目录项所用对象长度进行页面初始化，建立所有对象的一个链表。也即每个对象的头部都存放一个指向下一个对象的指针，最后一个对象的开始处存放一个 NULL 指针值。
   d. 然后将该描述符插入到对应目录项的描述符链表开始处。
3. 将该描述符的空闲内存指针 freeptr 复制为返回给用户的内存指针，然后调整该 freeptr 指向描述符对应内存页面中下一个空闲对象位置，并使该描述符引用计数值增 1。

free_s()函数用于回收用户释放的内存块。基本原理是首先根据该内存块的地址换算出该内存块对应页面的地址(用页面长度进行模运算)，然后搜索目录中的所有描述符，找到对应该页面的描述符。将该释放的内存块链入 freeptr 所指向的空闲对象链表中，并将描述符的对象引用计数值减 1。如果引用计数值此时等于零，则表示该描述符对应的页面已经完全空出，可以释放该内存页面并将该描述符收回到空闲描述符链表中。

带详细注释的 malloc.c 程序完整列表见程序 15-7，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/malloc.c。

## 15.8 open.c 程序

open()系统调用用于将一个文件名转换成一个文件描述符。当调用成功时，返回的文件描述符将是进程没有打开的最小数值的描述符。该调用创建一个新的打开文件，并不与任何其他进程共享。在执行 exec 函数时，该新的文件描述符将始终保持着打开状态。文件的读写指针被设置在文件开始位置。

其中参数 flag 是 0_RDONLY、O_WRONLY、O_RDWR 之一，分别代表文件只读打开、只写打开和读写打开方式，可以与其他一些标志一起使用。(参见 fs/open.c，138 行)

带详细注释的 open.c 程序完整列表见程序 15-8，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/open.c。

## 15.9 setsid.c 程序

该程序包括一个 setsid()系统调用函数。如果调用的进程不是一个组的领导时，该函数用于创建一个新会话。则调用进程将成为该新会话的领导、新进程组的组领导，并且没有控制终端。调用进程的组 id 和会话 id 被设置成进程的 PID(进程标识符)。调用进程将成为新进程组和新会话中的唯一进程。

带详细注释的 setsid.c 程序完整列表见程序 15-9，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/setsid.c。

## 15.10 string.c 程序

所有字符串操作函数已经存在于 string.h 中，这里通过首先声明'extern'和'inline'前缀为空，然后再包含 string.h 头文件，实现了 string.c 中仅包含字符串函数的实现代码。参见 include/string.h 头文件前的说明。带注释的 string.c 程序列表见程序 15-10，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/string.c。

## 15.11 wait.c 程序

该程序包括函数 waitpid()和 wait()。这两个函数允许进程获取与其子进程之一的状态信息。各种选项允许获取已经终止或停止的子进程状态信息。如果存在两个或两个以上子进程的状态信息，则报告的顺序是不指定的。

wait()将挂起当前进程，直到其子进程之一退出（终止），或者收到要求终止该进程的信号，或者是需要调用一个信号句柄（信号处理程序）。

waitpid()挂起当前进程，直到 pid 指定的子进程退出（终止）或者收到要求终止该进程的信号，或者是需要调用一个信号句柄（信号处理程序）。

如果 pid= -1，options=0，则 waitpid()的作用与 wait()函数一样。否则其行为将随 pid 和 options 参数的不同而不同。（参见 kernel/exit.c,142）

带注释的 wait.c 程序完整列表见程序 15-11，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/wait.c。

## 15.12 write.c 程序

该程序中包括一个向文件描述符写操作函数 write()。该函数向文件描述符指定的文件写入 count 字节的数据到缓冲区 buf 中。

带注释的 write.c 程序完整列表见程序 15-12，其在源代码目录中的路径名为 linux/lib/write.c。

# 第16章 建造工具(tools)

Linux 内核源代码中的 tools 目录中包含一个生成内核磁盘映像文件的工具程序 build.c，该程序将单独编译成可执行文件，并会在 linux/目录下的 Makefile 文件中被调用运行，用于将所有内核编译代码连接和合并成一个可运行的内核映像文件 Image。具体方法是对 boot/中的 bootsect.s、setup.s 使用 8086 汇编器进行编译，分别生成各自的执行模块。再对源代码中的其他所有程序使用 GNU 的编译器 gcc/gas 进行编译，并连接成模块 system，然后使用 build 工具将这三块组合成一个内核映像文件 Image。基本编译连接/组合结构如图 16-1 所示。

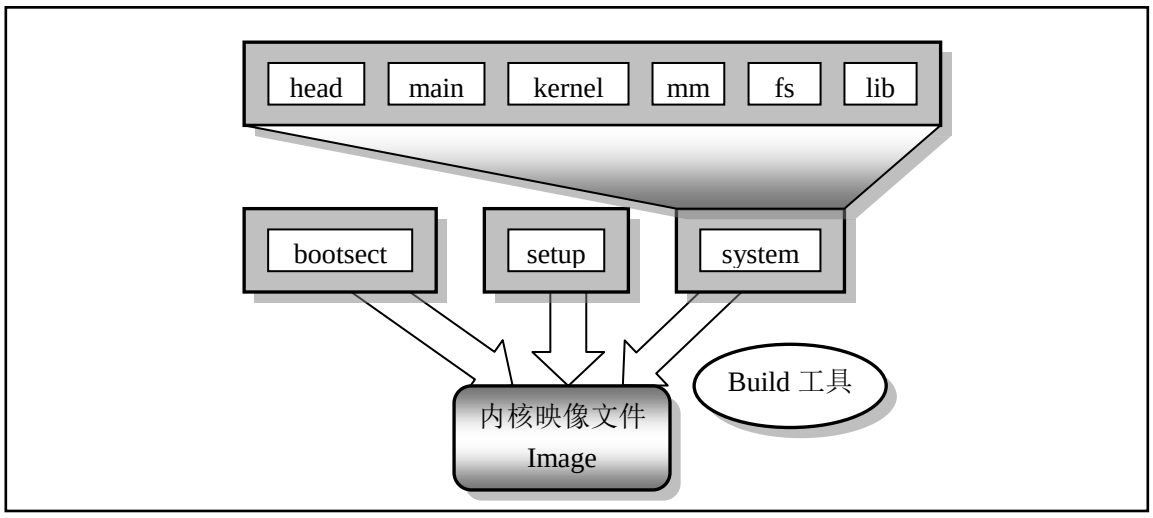



图 16-1 内核编译连接/组合结构

## 16.1 build.c 程序

该程序（程序 16-1）是用于编译内核代码的辅助工具程序，不会被编译进内核映像文件中去。

### 16.1.1 功能概述

在 linux/Makefile 文件第 42、43 行上，执行 build 程序的命令行形式如下所示：

tools/build boot/bootsect boot/setup tools/system $(ROOT_DEV) $(SWAP_DEV) > Image

build 程序使用 5 个参数，分别是 bootsect 文件名、setup 文件名、system 文件名、可选的根文件系统设备名 ROOT_DEV 和可选的交换设备名 SWAP_DEV。bootsect 和 setup 程序是由 as86 和 ld86 编译链接产生，它们具有 MINIX 执行文件格式（参见程序列表后的说明），而 system 模块是由源代码各个子目录中编译产生的模块链接而成，具有 GNU a.out 执行文件格式。build 程序的主要工作就是去掉 bootsect 和 setup 的 MINIX 执行文件头结构信息、去掉 system 文件中的 a.out 头结构信息，只保留它们的代码和数据部分，

然后把它们顺序组合在一起写入名为 Image 的文件中。

程序首先检查命令行上最后一个根设备文件名可选参数，若其存在，则读取该设备文件的状态信息结构（stat），取出设备号。若命令行上不带该参数，则使用默认值。

然后对 bootsect 文件进行处理，读取该文件的 minix 执行头部信息，判断其有效性，然后读取随后 512 字节的引导代码数据，判断其是否具有可引导标志 0xAA55，并将前面获取的根设备号写入到 508,509 位移处，最后将该 512 字节代码数据写到 stdout 标准输出，由 Make 文件重定向到 Image 文件。

接下来以类似的方法处理 setup 文件。若该文件长度小于 4 个扇区，则用 0 将其填满为 4 个扇区的长度，并写到标准输出 stdout 中。

最后处理 system 文件。该文件是使用 GCC 编译器产生，所以其执行头部格式是 GCC 类型的，与 linux 定义的 a.out 格式一样。在判断执行入口点是 0 后，就将数据写到标准输出 stdout 中。若其代码数据长度超过 128KB，则显示出错信息。最终形成的内核 Image 文件格式是：

第 1 个扇区上存放的是 bootsect 代码，长度正好 512 字节；

从第 2 个扇区开始的 4 个扇区（2 - 5 扇区）存放着 setup 代码，长度不超过 4 个扇区大小；

从第 6 个扇区开始存放 system 模块的代码，其长度不超过 build.c 第 35 行上定义的大小。

带注释的 build.c 程序完整列表见程序 16-1，其在源代码目录中的路径名为 linux/tools/build.c。

## 16.1.2 可执行文件头部数据结构

Minix 可执行文件 a.out 的头部结构如下所示：

```
struct  exec {
  unsigned char a_magic[2];     // 执行文件魔数。
  unsigned char a_flags;        // 标志（参见下面说明）。
  unsigned char a_cpu;          // cpu 标识号。
  unsigned char a_hdrlen;       // 保留头部长度，32 字节或 48 字节。
  unsigned char a_unused;       // 保留给将来使用。
  unsigned short a_version;     // 版本信息（目前未用）。
  long          a_text;         // 代码段长度，字节数。
  long          a_data;         // 数据段长度，字节数。
  long          a_bss;          // 堆长度，字节数。
  long          a_entry;        // 执行入口点地址。
  long          a_total;        // 分配的内存总量。
  long          a_syms;         // 符号表大小。
      // 若头部为 32 字节，就到此为止。
  long          a_trsize;       // 代码段重定位表长度。
  long          a_drsize;       // 数据段重定位表长度。
  long          a_tbase;        // 代码段重定位基址。
  long          a_dbase;        // 数据段重定位基址。
};
```

其中，MINIX 执行文件的魔数字段 a_magic[]值为：

```
a_magic[0] = 0x01
a_magic[1] = 0x03
```

标志字段 a_flags 定义为：

```
A_UZP    0x01         // 未映射的 0 页（页数）。
A_PAL    0x02         // 以页边界调整的可执行文件。
A_NSYM   0x04         // 新型符号表。
A_EXEC   0x10         // 可执行文件。
```

```
A_SEP    0x20          // 代码和数据是分开的（I 和 D 独立）。

CPU 标识号字段 a_cpu 为：
A_NONE   0x00          // 未知。
A_I8086  0x04          // Intel i8086/8088。
A_M68K   0x0B          // Motorola m68000。
A_NS16K  0x0C          // 国家半导体公司 16032。
A_I80386 0x10          // Intel i80386。
A_SPARC  0x17          // Sun 公司 SPARC。
```

MINIX 执行头结构 exec 与 Linux 0.12 系统所使用的 a.out 格式执行文件头结构类似。Linux a.out 格式执行文件的头部结构及相关信息请参见 linux/include/a.out.h 文件。

# 第17章 实验环境设置与使用方法

为了配合 Linux 0.1x 内核工作原理的学习，本章介绍使用 PC 机仿真软件和在实际计算机上运行 Linux 0.1x 系统的方法。其中包括内核编译过程、PC 仿真环境下文件的访问和复制、引导盘和根文件系统的制作方法以及 Linux 0.1x 系统的使用方法等。最后还说明了如何对内核代码作少量语法修改，使其在现有 RedHat 系统（gcc 4.x）下能顺利通过编译，并制作出内核映像文件。

在开始进行实验之前，首先准备好一些有用的工具软件。若在 Windows 平台上进行实验学习，我们需要准备好以下几个软件：

- Bochs 2.6.x 开放源代码的 PC 机仿真软件包。
- UltraEdit 超级编辑器。可用来编辑二进制文件。
- WinImage DOS 格式软盘映像文件的读写软件。

若在现代 Linux 系统（例如 Fedora 7 等）下进行实验，那么通常我们只需要额外安装 Bochs 软件包即可。其他操作都可以利用 Linux 系统的普通命令来完成。

运行 Linux 0.1x 系统的最佳方法是使用 PC 仿真软件。目前世面上流行的全虚拟化 PC 仿真软件系统主要有 3 种：VMware 公司的 VMware Workstation 软件、Connectix 公司的 Virtual PC（现已被微软收购）和开放源代码软件 Bochs（发音与'box'相同）。这 3 种软件都可以虚拟或仿真 Intel x86 硬件环境，可以让我们在运行这些软件的系统平台上运行多种其他的“客户”操作系统。

就使用范围和运行性能来说，这 3 种仿真软件还是具有一定的区别。Bochs 仿真了 x86 的硬件环境（CPU 的指令）及其外围设备，因此很容易被移植到很多操作系统上或者不同体系结构的平台上。由于主要使用了仿真技术，其运行性能和速度都要比其他两个软件要慢很多。Virtual PC 的性能则界于 Bochs 和 VMware Workstation 之间。它仿真了 x86 的大部分指令，而其他部分则采用虚拟技术来实现。VMware Workstation 仅仿真了一些 I/O 功能，而所有其他部分则是在 x86 实时硬件上直接执行。也就是说当客户操作系统在要求执行一条指令时，VMware 不是用仿真方法来模拟这条指令，而是把这条指令“传递”给实际系统的硬件来完成。因此 VMware 和 Zen 是 3 种软件中运行速度和性能最高的一种。

从应用方面来看，如果仿真环境主要用于应用程序开发，那么 VMware Workstation 和 Virtual PC 可能是比较好的选择。但是如果需要开发一些低层系统软件（比如进行操作系统开发和调试、编译系统开发等），那么 Bochs 就是一个很好的选择。使用 Bochs，你可以知道被执行程序在仿真硬件环境中的具体状态和精确时序，而非实际硬件系统执行的结果。这也是为什么很多操作系统开发者更倾向于使用 Bochs 的原因。本章主要介绍利用 Bochs 仿真环境运行 Linux 0.1x 的方法。目前，Bochs 网站名是 http://sourceforge.net/projects/bochs/。你可以从上面下载到最新发布的 Bochs 软件系统以及很多已经制作好的可运行磁盘映像文件。

## 17.1 Bochs 仿真软件系统

Bochs 是一个能完全仿真 Intel x86 计算机的程序。它可以被配置成仿真 386、486、Pentium 或以上的新型 CPU。在整个执行过程中，Bochs 会仿真所有执行指令，包括仿真标准 PC 机外设所有设备模块。由于 Bochs 仿真了整个 PC 环境，因此在其中执行的软件会“认为”它是在一个真实的机器上运行。这种完全仿真的方法使得我们能在 Bochs 下不加修改地运行大量的软件系统。

Bochs 是 Kevin Lawton 于 1994 年开始采用 C++语言开发的软件系统。该系统被设计成能够在 Intel x86、PPC、Alpha、Sun 和 MIPS 硬件上运行。不管运行的主机采用的是何种硬件平台，Bochs 仍然能仿真使用 Intel x86 CPU 的微机硬件平台。这种特性是其他两种仿真软件没有的。为了在被模拟的机器上执行任何活动，Bochs 需要与主机操作系统进行交互。当在 Bochs 显示窗口中按下某键时，一个击键事件就会发送到键盘设备处理模块中。当被模拟的机器需要从模拟的硬盘上执行读操作时，Bochs 就会对主机上硬盘映像文件执行读操作。

Bochs 软件的安装非常方便。你可以直接从 http://bochs.sourceforge.net 网站上下载到 Bochs 安装软件包。如果你所使用的计算机操作系统是 Windows，则其安装过程与普通软件完全一样。安装好后会在 C 盘上生成一个目录：'C:\Program Files\Bochs-2.3.6\'（其中版本号随不同的版本而不同）。如果你的系统是 RedHat 9 或其他 Linux 系统，你可以下载 Bochs 的 RPM 软件包并按如下方法来安装：

```
user$ su
Password:
root# rpm -i bochs-2.3.6.i386.rpm
root# exit
user$ _
```

安装时需要有 root 权限，否则你就得在自己的目录下重新编译 Bochs 系统。另外，Bochs 需要在 X11 环境下运行，因此你的 Linux 系统中必须已经安装了 X Window 系统才能使用 Bochs。在安装好 Bochs 之后，建议先使用 Bochs 中自带的 Linux dlx 演示系统程序包来测试和熟悉一下 Bochs 系统。也可以从 Bochs 网站上下载一些已经制作好的 Linux 磁盘映像文件来做些试验。我们建议下载 Bochs 网站上的 SLS Linux 模拟系统（sls-0.99pl.tar.bz2）作为创建 Linux 0.1x 模拟系统的辅助平台。在制作新的硬盘映像文件时，需要借助这些系统对硬盘映像文件进行分区和格式化操作。这个 SLS Linux 系统也可以直接从 www.oldlinux.org 网站下载：http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/sls-1.0.zip。下载的文件解压后进入其目录并双击 bochsrc.bxrc 配置文件名[10]即可让 Bochs 运行 SLS Linux 系统。

有关重新编译 Bochs 系统或把 Bochs 安装到其他硬件平台上的操作方法，请参考 Bochs 用户手册中的相关说明。

## 17.1.1 设置 Bochs 系统

为了在 Bochs 中运行一个操作系统，最少需要以下一些资源或信息：

- bochs 执行文件；
- bios 映像文件（通常称为'BIOS-bochs-latest'）；
- vga bios 映像文件（例如，'VGABIOS-lgpl-latest'）；
- 至少一个引导启动磁盘映像文件（软盘、硬盘或 CDROM 的映像文件）。

可见我们在运行之前需要为运行系统预先设置一些模拟环境的参数。这些参数可以在命令行上传递给 Bochs 执行程序，但我们通常都使用一个文本形式的配置文件（文件后缀为.bxrc，例如 Sample.bxrc）为专门的一个应用来设置运行参数。下面说明 Bochs 配置文件的设置方法。

## 17.1.2 配置文件 *.bxrc

Bochs 使用配置文件中的信息来寻找所使用的磁盘映像文件、运行环境外围设备的配置以及其他一些虚拟机器的设置信息。每个被仿真的系统都需要设置一个相应的配置文件。若所安装的 Bochs 系统是 2.1 或以后版本，那么 Bochs 系统会自动识别后缀是'.bxrc'的配置文件，并且在双击该文件图标时就会自动启动 Bochs 系统运行。例如，我们可以把配置文件名取为'bochsrc-0.12.bxrc'。在 Bochs 安装的主目录

[10] 如果配置文件名没有后缀.bxrc，请自行修改。例如原名为 bochsrc 修改成 bochsrc.bxrc。

下有一个名称为'bochsrc-sample.txt'的样板配置文件，其中列出了所有可用的的参数设置，并带有详细的说明。下面简单介绍几个在实验中经常要修改的参数。

1. megs

用于设置被模拟系统所含内存容量。默认值是 32MB。例如，如果要把模拟机器设置为含有 128MB 的系统，则需要在配置文件中含有如下一行信息：

```
megs: 128
```

2. floppya（floppyb）

floppya 表示第一个软驱，floppyb 代表第二个软驱。如果需要从一个软盘上来引导系统，那么 floppya 就需要指向一个可引导的磁盘。若想使用磁盘映像文件，那么我们就在该选项后面写上磁盘映像文件的名称。在许多操作系统中，Bochs 可以直接读写主机系统的软盘驱动器。若要访问这些实际驱动器中的磁盘，就使用设备名称（Linux 系统）或驱动器号（Windows 系统）。还可以使用 status 来表明磁盘的插入状态。ejected 表示未插入，inserted 表示磁盘已插入。下面是几个例子，其中所有盘均为已插入状态。若在配置文件中同时存在几行相同名称的参数，那么只有最后一行的参数起作用。

```
floppya: 1_44=/dev/fd0, status=inserted                 # Linux 系统下直接访问 1.44MB A 盘。
floppya: 1_44=b:, status=inserted                       # win32 系统下直接访问 1.44MB B 盘。
floppya: 1_44=bootimage.img, status=inserted            # 指向磁盘映像文件 bootimage.img。
floppyb: 1_44=..\Linux\rootimage.img, status=inserted   # 指向上级目录 Linux/下 rootimage.img。
```

3. ata0、ata1、ata2、ata3

这 4 个参数名用来启动模拟系统中最多 4 个 ATA 通道。对于每个启用的通道，必须指明两个 IO 基地址和一个中断请求号。默认情况下只有 ata0 是启用的，并且参数默认为下面所示的值：

```
ata0: enabled=1, ioaddr1=0x1f0, ioaddr2=0x3f0, irq=14
ata1: enabled=1, ioaddr1=0x170, ioaddr2=0x370, irq=15
ata2: enabled=1, ioaddr1=0x1e8, ioaddr2=0x3e0, irq=11
ata3: enabled=1, ioaddr1=0x168, ioaddr2=0x360, irq=9
```

4. ata0-master（ata0-slave）

ata0-master 用来指明模拟系统中第 1 个 ATA 通道（0 通道）上连接的第 1 个 ATA 设备（硬盘或 CDROM 等）；ata0-slave 指明第 1 个通道上连接的第 2 个 ATA 设备。例子如下所示，其中，设备配置的选项含义如表 17–1 所示。

```
ata0-master: type=disk, path=hd.img, mode=flat, cylinders=306, heads=4, spt=17, translation=none
ata1-master: type=disk, path=2G.cow, mode=vmware3, cylinders=5242, heads=16, spt=50, translation=echs
ata1-slave:  type=disk, path=3G.img, mode=sparse, cylinders=6541, heads=16, spt=63, translation=auto
ata2-master: type=disk, path=7G.img, mode=undoable, cylinders=14563, heads=16, spt=63, translation=lba
ata2-slave:  type=cdrom, path=iso.sample, status=inserted
ata0-master: type=disk, path="hdc-large.img", mode=flat, cylinders=487, heads=16, spt=63
ata0-slave:  type=disk, path="..\hdc-large.img", mode=flat, cylinders=121, heads=16, spt=63
```

表 17－1 设备配置的选项

| 选项 | 说明 | 可取的值 |
|---|---|---|

| | | |
|---|---|---|
| type | 连接的设备类型 | [disk \| cdrom] |
| path | 映像文件路径名 | |
| mode | 映像文件类型，仅对 disk 有效 | [flat \| concat \| external \| dll \| sparse \| vmware3 \| undoable \| growing \| volatile ] |
| cylinders | 仅对 disk 有效 | |
| heads | 仅对 disk 有效 | |
| spt | 仅对 disk 有效 | |
| status | 仅对 cdrom 有效 | [inserted \| ejected] |
| biosdetect | bios 检测类型 | [none \| auto],仅对 ata0 上 disk 有效 [cmos] |
| translation | bios 进行变换的类型(int13),仅对 disk 有效 | [none \| lba \| large \| rechs \| auto] |
| model | 确认设备 ATA 命令返回的字符串 | |

在配置 ATA 设备时，必须指明连接设备的类型 type，可以是 disk 或 cdrom。还必须指明设备的“路径名”path。“路径名”可以是一个硬盘映像文件、CDROM 的 iso 文件或者直接指向系统的 CDROM 驱动器。在 Linux 系统中，可以使用系统设备作为 Bochs 的硬盘，但由于安全原因，在 windows 下不赞成直接使用系统上的物理硬盘。

对于类型是 disk 的设备，选项 path、cylinders、heads 和 spt 是必须的。对于类型是 cdrom 的设备，选项 path 是必须的。

磁盘变换方案（在传统 int13 bios 功能中实现，并且用于象 DOS 这样的老式操作系统）可以定义为：

- none：无需变换，适用于容量小于 528MB（1032192 个扇区）的硬盘；
- large：标准比特移位算法，用于容量小于 4.2GB（8257536 个扇区）的硬盘；
- rechs：修正移位算法，使用 15 磁头的伪物理硬盘参数，适用于容量小于 7.9GB（15482880 个扇区）的硬盘；
- lba：标准 lba-辅助算法。适用于容量小于 8.4GB（16450560 个扇区）的硬盘；
- auto：自动选择最佳变换方案。（如果模拟系统启动不了就应该改变）。

mode 选项用于说明如何使用硬盘映像文件。它可以是以下模式之一：

- flat：一个平坦顺序文件；
- concat：多个文件；
- external：由开发者专用，通过 C++类来指定；
- dll：开发者专用，通过 DLL 来使用；
- sparse：可堆砌的、可确认的、可退回的；
- vmware3：支持 vmware3 的硬盘格式；
- undoable：具有确认重做日志的平坦文件；
- growing：容量可扩展的映像文件；
- volatile：具有易变重做日志的平坦文件。

以上选项的默认值是：

mode=flat, biosdetect=auto, translation=auto, model=”Generic 1234”

5. boot

boot 用来定义模拟机器中用于引导启动的驱动器。可以指定是软盘、硬盘或者 CDROM。也可以使用驱动器号'c'和'a'。例子如下：

```
boot: a
```

```
boot: c
boot: floppy
boot: disk
boot: cdrom
```

6. cpu

cpu 用来定义模拟系统中仿真的 CPU 的参数。该选项可带有 4 个参数：COUNT、QUANTUM、RESET_ON_TRIPLE_FAULT 和 IPS。

其中 COUNT 用来指明系统中模拟的处理器个数。当编译 Bochs 软件包时选用了支持 SMP 选项，则 Bochs 目前可以支持最多 8 个同时运行的线程。但是若编译成的 Bochs 不支持 SMP，则 COUNT 只能设置为 1。

QUANTUM 用来指定控制从一个处理器切换到另一个之前最多可执行的指令数量。该选项也仅适用于支持 SMP 的 Bochs 执行程序。

RESET_ON_TRIPLE_FAULT 用来指定当处理器发生三重错误时需要对 CPU 执行复位操作而不是仅仅让其停机（PANIC）。

IPS（Instructions Per Second）指定每秒钟仿真的指令条数。这是 Bochs 在主机系统中运行的 IPS 数值。这个值会影响模拟系统中与时间有关的很多事件。例如改变 IPS 值会影响到 VGA 更新的速率以及其他一些模拟系统评估值。因此需要根据所使用的主机性能来设定该值。可参考表 17–2 进行设置。

表 17 - 2 每秒种仿真指令数

| Bochs 版本 | 主机速度 | 机器配置/编译器 | IPS 典型值 |
|---|---|---|---|
| 2.2.6 | 2.6Ghz | Intel Core 2 Due，运行 WinXP/g++ 3.4 | 21 – 25 Mips |
| 2.2.6 | 2.1Ghz | Athlon XP，运行 Linux 2.6/g++ 3.4 | 12 – 15 Mips |
| 2.0.1 | 1.6Ghz | Intel P4，运行 Win2000/g++ 3.3 | 5 – 7 Mips |
| 1.4 | 650Mhz | Athlon K-7 with Linux 2.4.x | 2 to 2.5 million |
| 1.4 | 400Mhz | Pentium II with Linux 2.0.x | 1 to 1.8 million |

例如：

```
cpu: count=1, ips=10000000, reset_on_triple_fault=1
```

7. log

指定 log 的路径名可以让 Bochs 记录执行的一些日志信息。如果在 Bochs 中运行的系统发生不能正常运行的情况就可以参考其中的信息来找出基本原由。log 通常设置为：

```
log: bochsout.txt
```

# 17.2 在 Bochs 中运行 Linux 0.1x 系统

若要运行一个 Linux 类操作系统，那么除了需要内核代码以外，我们还需要一个根文件系统（root fs）。根文件系统通常是一个存放 Linux 系统运行时必要文件（例如系统配置文件和设备文件等）和存储数据文件的外部设备。在现代 Linux 操作系统中，内核代码映像文件（bootimage）保存在根文件系统中。系统引导启动程序会从这个根文件系统设备上把内核执行代码加载到内存中去运行。

不过内核映像文件和根文件系统并不要求一定要存放在同一个设备上，即无须存放在一个软盘或硬

盘的同一个分区中。对于只使用软盘的情况，由于软盘容量方面的限制，通常就把内核映像文件与根文件系统分别放在两张盘片中，存放可引导启动的内核映像文件的软盘被称为内核引导启动盘文件（bootimage）；存放根文件系统的软盘就被称作根文件系统映像文件（rootimage）。当然我们也可以从软盘中加载内核映像文件，于此同时使用硬盘中的根文件系统，或者让系统直接从硬盘开始引导启动系统，即从硬盘的根文件系统中加载内核映像文件并使用硬盘中的根文件系统。

本节主要介绍如何在 Bochs 中运行几种已经设置好的 Linux 0.1x 系统，并且说明相关配置文件中几个主要参数的设置。首先我们从网站上下载一个如下 Linux 0.1x 系统软件包到桌面上：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.12-080324.zip

软件包名称中的最后 6 位数字是日期信息。通常应该选择下载日期最新的一个软件包。下载完毕后可以使用如 unzip、winzip 或 rar 等一般通用解压缩程序来解开。注意，你需要大约 250MB 的磁盘空间来解开这个压缩文件。

## 17.2.1 软件包中文件说明

解开 linux-0.12-080324.zip 这个文件后会生成一个名称为 linux-0.12-080324 的目录。进入该目录后我们可以看到其中大约有如下 20 个文件。

```
[root@www linux-0.12-080324]# ls -o -g
total 256916
-rw-r--r--   1   3078642 Mar 24 10:49 bochs-2.3.6-1.i586.rpm
-rw-r--r--   1   3549736 Mar 24 10:48 Bochs-2.3.6.exe
-rw-r--r--   1     15533 Mar 24 18:04 bochsout.txt
-rw-r--r--   1      1774 Mar 24 20:13 bochsrc-0.12-fd.bxrc
-rw-r--r--   1      5903 Mar 24 17:56 bochsrc-0.12-hd.bxrc
-rw-r--r--   1     35732 Dec 24 20:15 bochsrc-sample.txt
-rw-r--r--   1    150016 Mar  6  2004 bootimage-0.12-fd
-rw-r--r--   1    154624 Aug 27  2006 bootimage-0.12-hd
-rw-r--r--   1        68 Mar 24 12:21 debug.bat
-rw-r--r--   1   1474560 Mar 24 15:27 diska.img
-rw-r--r--   1   1474432 Aug 27  2006 diskb.img
-rw-r--r--   1      7917 Mar 24 11:32 linux-0.12-README
-rw-r--r--   1   1474560 Mar 24 17:03 rootimage-0.12-fd
-rw-r--r--   1 251338752 Mar 24 18:04 rootimage-0.12-hd
-rw-r--r--   1     21253 Mar 13  2004 SYSTEM.MAP
[root@www linux-0.12-080324]#
```

这个软件包中包含有 2 个 Bochs 安装程序、2 个 Bochs .bxrc 配置文件、2 个包含内核代码的引导映像（bootimage）文件；一个软盘和一个硬盘根文件系统映像（rootimage）文件以及其他一些有用文件。其中 README 文件简要说明了各个文件的用途。这里我们再稍微详细说明一下各文件的用途。

- bochs-2.3.6-1.i586.rpm 是用于 Linux 操作系统的 Bochs 安装程序。
- Bochs-2.3.6.exe 是 windows 操作系统平台下的 Bochs 安装程序。在运行 Linux 0.1x 系统之前我们需要首先在机器上安装 Bochs 系统。最新版的 Bochs 软件可在网站 http://sourceforge.net/projects/bochs/ 下载。由于 Bochs 在不断地改进，有些新推出的版本可能会引起兼容性问题。这需要通过修改.bxrc 配置文件来解决，有些问题甚至需要通过修改 Linux 0.1x 内核代码来解决。
- bochsout.txt 是 Bochs 系统运行时自动产生的日志文件。其中包含有 Bochs 运行时各种状态信息。

在运行 Bochs 遇到问题时，可以查看这个文件的内容来初步断定问题的起因。

- bochsrc-0.12-fd.bxrc 是 Bochs 的配置文件。该配置文件用于从 Bochs 虚拟 A 盘（/dev/fd0）启动 Linux 0.12 系统，即内核映像文件已设置在虚拟 A 盘中，并且要求随后根文件系统被替换插入当前虚拟启动驱动器中。在引导启动过程中它会要求我们在 A 盘中“插入”根文件系统盘（rootimage-0.12-fd）。该配置文件使用的内核映像和引导文件是 bootimage-0.12-fd。双击这个配置文件即可运行该配置的 Linux 0.12 系统。
- bochsrc-0.12-hd.bxrc 这也是一个设置成从 A 盘启动的配置文件，但是会使用硬盘映像文件（rootimage-0.12-hd）中的根文件系统。该配置文件使用 bootimage-0.12-hd 进行引导启动。双击这个配置文件即可运行该配置的 Linux 0.12 系统。
- bootimage-0.12-fd 是编译内核生成的映像（Image）文件。其中包含了整个内核的代码和数据，包括软盘启动引导扇区的代码。双击相关配置文件即可运行该配置的 Linux 0.12 系统。
- bootimage-0.12-hd 是用于使用虚拟硬盘上根文件系统的内核映像文件，即该文件的第 509、510 字节的根文件系统设备号已被设置成 C 盘第 1 个分区（/dev/hd1），设备号是 0x0301。
- debug.bat 是 windows 平台上启动 Bochs 调试功能的批处理程序。请注意，你可能需要根据 Bochs 安装的具体目录来修改其中的路径名。另外，默认情况下在 Linux 系统上安装运行的 Bochs 系统不包含调试功能。你可以直接使用 Linux 系统中的 gdb 程序进行调试。若还是想利用 Bochs 的调试功能，那么你就需要下载 Bochs 的源代码自己进行定制编译。
- diska.img 和 diskb.img 是两个 DOS 格式的软盘映像文件。其中包含了一些工具程序。在 Linux 0.12 中可以使用 mcopy 等命令来访问这两个文件。当然在访问之前需要动态“插入”相应的盘片。在双击 bochsrc-0.12-fd.bxrc 或 bochsrc-0.12--hd.bxrc 配置文件设置的 Linux 0.12 系统时，B 盘中已经“插入”了 diskb.img 盘。
- rootimage-0.12-hd 就是上面提到的虚拟硬盘映像文件，含有 3 个分区。其中第 1 个分区中是一个 MINIX 文件系统 1.0 类型的根文件系统，另外 2 个分区也是 MINIX 1.0 文件系统，并存放了一些试验用的源代码文件。你可以使用 mount 命令加载和使用这些空间。
- rootimage-0.12-fd 是软盘上的根文件系统盘。当使用 bochsrc-0.12-fd 来运行 Linux 0.12 系统时，就会用到这个根文件系统盘。
- SYSTEM.MAP 文件是编译 Linux 0.12 内核时生成的内核内存存储位置信息文件。在调试内核时，该文件的内容非常有用。

## 17.2.2 安装 Bochs 模拟系统

软件包中的 bochs-2.3.6-1.i586.rpm 文件是 Linux 系统下使用的 Bochs 安装程序，Bochs-2.3.6.exe 是 windows 操作系统上的 Bochs 安装程序。最新版的 Bochs 软件总是可以在下面网站位置上获得：

http://sourceforge.net/projects/bochs/

若我们是在 Linux 系统中进行试验，那么就可在命令行上运行 rpm 命令或者在 X window 中直接双击第一个文件来安装 Bochs：

```
rpm -i bochs-2.3.6-1.i586.rpm
```

若是在 Windows 系统下，那么直接双击 Bochs-2.3.6.exe 文件名就可来安装 Bochs 系统。在安装完后请根据安装的具体目录修改用于调试内核的批处理文件 debug.bat。另外，在下面的实验过程和例子中，我们主要以 Windows 平台进行介绍 Bochs 的使用方法。

### 17.2.3 运行 Linux 0.1x 系统

在 Bochs 中运行 Linux 0.1x 系统非常简单，你只要双击相应的 Bochs 配置文件（*.bxrc）即可开始运行。每个配置文件中已经设置好了运行时模拟的 PC 机环境。你可以利用任何文本编辑器来修改配置文件。要运行 Linux 0.12 系统，相应的配置文件中通常只需要包含以下几行必要信息即可：

```
romimage: file=$BXSHARE/BIOS-bochs-latest
vgaromimage: file=$BXSHARE/VGABIOS-lgpl-latest
megs: 16
floppya: 1_44="bootimage-0.12-hd", status=inserted
ata0-master: type=disk, path="rootimage-0.12-hd", mode=flat, cylinders=487, heads=16, spt=63
boot: a
```

前两行指明所模拟的 PC 机的 ROM BIOS 和 VGA 显示卡 ROM 程序，一般用不着修改。第 3 行指明 PC 机的物理内存容量，这里设置为 16MB。因为默认的 Linux 0.12 内核最多只支持 16MB 内存，所以设置大了也不起作用。参数 floppya 指定模拟 PC 机的软盘驱动器 A 使用 1.44MB 盘类型，并且这里已经设置成使用 bootimage-0.12-fd 软盘映像文件，并且是在插入状态。对应的 floppyb 用来指明 B 盘中使用或插入的软盘映像文件。参数 ata0-master 用于指定模拟 PC 机上挂接的虚拟硬盘容量和硬盘参数。这些硬盘参数的具体含义请参见前面的描述。另外还有 ata0-slave 用来指定第 2 块虚拟硬盘使用的映像文件和参数。最后的 boot:用来指定启动的驱动器。可以设置成从 A 盘或从 C 盘（硬盘）启动。这里设置成从 A 盘启动(a)。

1. 使用 bochsrc-0.12-fd.bxrc 配置文件运行 Linux 0.12 系统。

即从软盘启动 Linux 0.12 系统并且在当前驱动器中使用根文件系统。这种运行 Linux 0.12 系统的方式仅使用两个软盘：bootimage-0.12-fd 和 rootimage-0.12-fd。上面列出的几行配置文件内容也就是 bochsrc-0.12-fd.bxrc 中的基本设置。当双击这个配置文件运行 Linux 0.12 系统时，Bochs 显示主窗口中会出现提示信息，见图 17-1 所示。由于 bochsrc-0.12-fd.bxrc 把 Linux 0.12 的运行环境配置成从 A 盘启动，并且所设置使用的内核映像文件 bootimage-0.12-fd 会要求根文件系统在当前用于启动的驱动器（A 盘）中，所以内核会显示一条要求我们“取出”内核启动映像文件 bootiamge-0.12-fd 并“插入”根文件系统的信息。此时我们可以利用窗口上左上方的 A 盘图标来“更换”A 盘。单击这个图标，并把其中原映像文件名（bootimage-0.12-fd）修改成 rootimage-0.12-fd，我们就完成了软盘更换操作。此后单击“OK”按钮关闭该对话窗口后，再按回车键就可以让内核加载软盘上根文件系统，最后出现命令提示行，见图 17-2 所示。

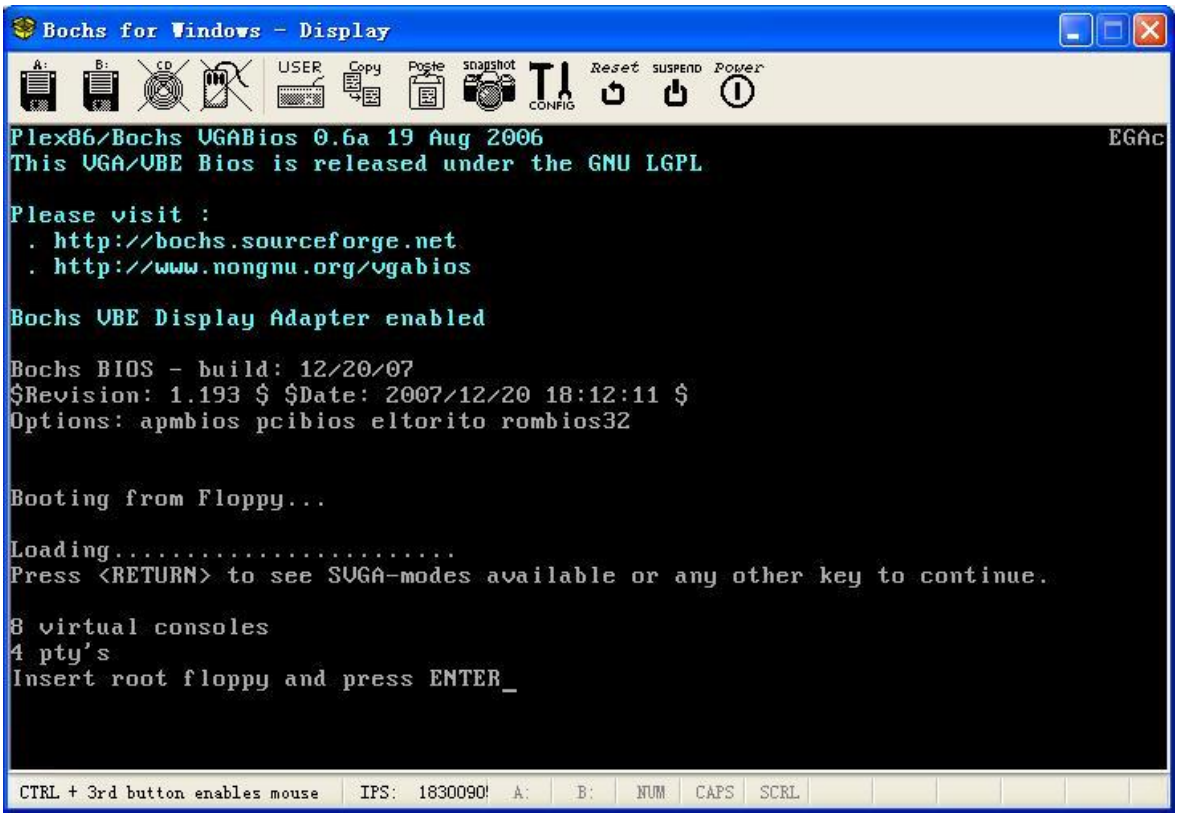



图 17-1 从软盘引导启动并运行在软盘中的根文件系统

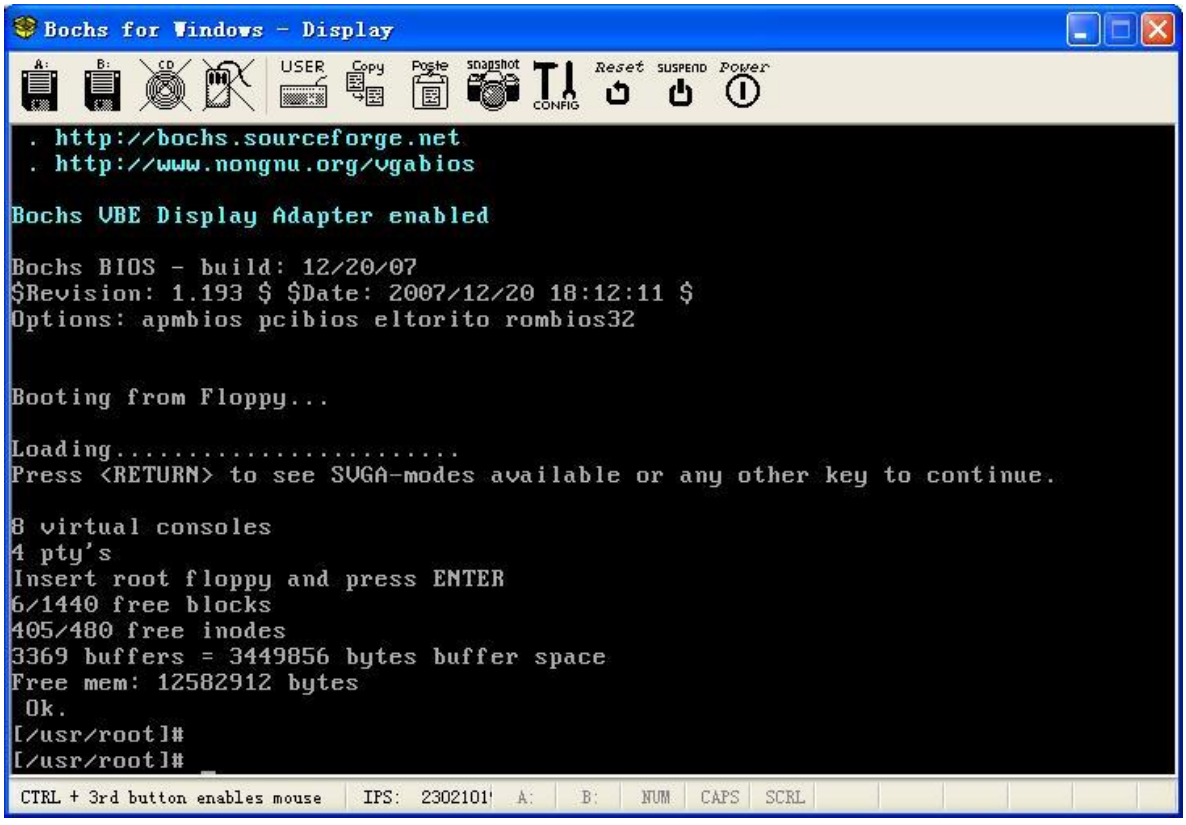



图 17-2 “更换”软盘并按回车键继续运行

2. 使用 bochsrc-0.12-hd.bxrc 配置文件运行 Linux 0.12 系统

该配置文件会从启动软盘（A 盘）中加载 Linux 0.12 的内核映像文件 bootimage-0.12-hd，并且使用硬盘映像文件 rootimage-0.12-hd 第 1 个分区中的根文件系统。因为 bootimage-0.12-hd 文件中的第 509、510 字节已经被设置成 C 盘第 1 个分区的设备号 0x0301（即 0x01,0x03），所以内核初始化运行时会自动从 C 盘第 1 个分区中加载根文件系统。双击 bochsrc-0.12-hd.bxrc 文件名可以直接运行 Linux 0.12 系统，并同样会直接得到类似图 17-2 的画面。

# 17.3 访问磁盘映像文件中的信息

Bochs 使用磁盘映像文件来仿真被模拟系统中外部存储设备，被模拟操作系统中的所有文件均以软盘或硬盘设备中的格式保存在映像文件中。由此就带来了主机操作系统与 Bochs 中被模拟系统之间交换信息的问题。虽然 Bochs 系统能被配置成直接使用主机的软盘驱动器、CDROM 驱动器等物理设备来运行，但是利用这种信息交换方法比较烦琐。因此最好能够直接读写 Image 文件中的信息。如果需要往被模拟的操作系统中添加文件，就把文件存入 Image 文件中。如果要取出其中的文件就从 Image 文件中读出。但由于保存在 Image 文件中的信息不仅是按照相应的软盘或硬盘格式存放，而且还以一定的文件系统格式存放。因此访问 Image 文件中信息的程序必须能够识别其中的文件系统才能操作。对于本章应用来说，我们需要一些工具来识别 Image 文件中的 MINIX 和（或）DOS 文件系统格式。

总体来说，如果与模拟系统交换的文件长度比较小，我们可以采用软盘 Image 文件作为交换媒介。如果有大批量文件需要从模拟系统中取出或放入模拟系统，那么我们可以利用现有 Linux 系统来操作。下面就从这两个方面讨论可采用的几种方法。

- 利用磁盘映像读写工具访问软盘映像文件中的信息（小文件或分割的文件）；
- 在 Linux 主环境中利用 loop 设备访问硬盘映像文件中的信息。（大批量信息交换）；
- 利用 iso 格式文件进行信息交换（大批量信息交换）。

## 17.3.1 使用 WinImage 工具软件

使用软盘 Image 文件，我们可以与模拟系统进行少量文件的交换。前提条件是被模拟系统支持对 DOS 格式软盘进行读写，例如通过使用 mtools 软件。mtools 是 UNIX 类系统中读写访问 MSDOS 文件系统中文件的程序。该软件模拟或仿真了常用的 MSDOS 命令，如 copy、dir、cd、format、del、md 和 rd 等。在这些名称前加上字母 m 就是 mtools 中的对应命令。下面以实例来说明具体的操作方法。

在读写文件之前，首先需要根据前面描述的方法准备一个 1.44MB Image 文件（文件名假设是 diskb.img）。并修改 Linux 0.12 的 bochs.bxrc 配置文件，在 floppya 参数下增加以下一行信息：

```
floppyb: 1_44="diskb.img", status=inserted
```

也即给模拟系统增加第 2 个 1.44MB 软盘设备，并且该设备对应的 Image 文件名是 diskb.img。

如果想把 Linux 0.12 系统中的某个文件取出来，那么现在可以双击配置文件图标开始运行 Linux 0.12 系统。在进入 Linux 0.12 系统后，使用 DOS 软盘读写工具 mtools 把 hello.c 文件写到第 2 个软盘 Image 中。如果软盘 Image 是使用 Bochs 创建的或还没有格式化过，可以使用 mformat b:命令首先进行格式化。

```
[/usr/root]# mcopy hello.c b:
Copying HELLO.C
[/usr/root]# mdir b:
 Volume in drive B has no label
 Directory for B:/
```

```
HELLO    C             74    4-30-104   4:47p
       1 File(s)     1457152 bytes free
[/usr/root]# _
```

现在退出 Bochs 系统，并使用 WinImage 打开 diskb.img 文件，在 WinImage 的主窗口中会有一个 hello.c 文件存在。用鼠标选中该文件并拖到桌面上即完成了取文件的整个操作过程。　　如果需要把某个文件输入到模拟系统中，那么操作步骤正好与上述相反。另外请注意，WinImage 只能访问和操作具有 DOS 格式的盘片文件，它不能访问其他 MINIX 文件系统等格式的盘片文件。

## 17.3.2 利用现有 Linux 系统

现有 Linux 系统（例如 Fedora 7）能够访问多种文件系统，包括利用 loop 设备访问存储在文件中的文件系统。对于软盘 Image 文件，我们可以直接使用 mount 命令来加载 Image 中的文件系统进行读写访问。例如我们需要访问 rootimage-0.12 中的文件，那么只要执行以下命令。

```
[root@plinux images]# mount -t minix rootimage-0.12 /mnt -o loop
[root@plinux images]# cd /mnt
[root@plinux mnt]# ls
bin  dev  etc  root  tmp  usr
[root@plinux mnt]# _
```

其中 mount 命令的-t minix 选项指明所读文件系统类型是 MINIX，-o loop 选项说明通过 loop 设备来加载文件系统。若需要访问 DOS 格式软盘 Image 文件，只需把 mount 命令中的文件类型选项 minix 换成 msdos 即可。

如果想访问硬盘 Image 文件，那么操作过程与上述不同。由于软盘 Image 文件一般包含一个完整文件系统的映像，因此可以直接使用 mount 命令加载软盘 Image 中的文件系统，但是硬盘 Image 文件中通常含有分区信息，并且文件系统是在各个分区中建立的。也即我们可以把硬盘中的每个分区看成是一个完整的“大”软盘。

因此，为了访问一个硬盘 Image 文件某个分区中的信息，我们需要首先了解这个硬盘 Image 文件中分区信息，以确定需要访问的分区在 Image 文件中的起始偏移位置。关于硬盘 Image 文件中的分区信息，我们可以在模拟系统中使用 fdisk 命令查看，也可以利用这里介绍的方法查看。这里以下面软件包中包括的硬盘 Image 文件 hdc-0.11.img 为例来说明访问其中第 1 个分区中文件系统的方法。

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.12-080324.zip

这里需要用到 loop 设备设置与控制命令 losetup。该命令主要用于把一个普通文件或一个块设备与 loop 设备相关联，或用于释放一个 loop 设备、查询一个 loop 设备的状态。该命令的详细说明请参照在线手册页。

首先执行下面命令把 rootimage-0.12-hd 文件与 loop1 相关联，并利用 fdisk 命令查看其中的分区信息。

```
[root@www linux-0.12-080324]# losetup /dev/loop1 rootimage-0.12-hd
[root@www linux-0.12-080324]# fdisk /dev/loop1
Command (m for help): x
Expert command (m for help): p
Disk /dev/loop1: 16 heads, 63 sectors, 487 cylinders
```

```
Nr AF  Hd Sec  Cyl  Hd Sec  Cyl     Start      Size ID
 1 80   1   1    0  15  63  130         1    132047 81
 2 00   0   1  131  15  63  261    132048    132048 81
 3 00   0   1  262  15  63  392    264096    132048 81
 4 00   0   1  393  15  63  474    396144     82656 82
Expert command (m for help): q

[root@www linux-0.12-080324]# _
```

从上面 fdisk 给出的分区信息可以看出，该 Image 文件含有 3 个 MINIX 分区和 1 个交换分区。如果我们需要访问第 1 个分区地内容，则记下该分区的起始扇区号（也即分区表中 Start 一栏的内容）。如果你需要访问其它分区的硬盘 Image，那么你就需要记住相关分区的起始扇区号。

接下来，我们先使用 losetup 的-d 选项把 rootimage-0.12-hd 文件与 loop1 的关联解除，然后重新把它关联到该文件第 1 个分区的起始位置处。这需要使用 losetup 的-o 选项，该选项指明关联的起始字节偏移位置。由上面分区信息可知，这里第 1 个分区的起始偏移位置是 1 * 512 字节。在把第 1 个分区与 loop1 重新关联后，我们就可以使用 mount 命令来访问其中的文件了。

```
[root@www linux-0.12-080324]# losetup -d /dev/loop1
[root@www linux-0.12-080324]# losetup -o 512 /dev/loop1 rootimage-0.12-hd
[root@www linux-0.12-080324]# mount -t minix /dev/loop1 /mnt
[root@www linux-0.12-080324]# cd /mnt
[root@www mnt]# ls
bin  etc  home   MCC-0.12  mnt1    root  usr
dev  hdd  image  mnt       README  tmp   vmlinux
[root@www mnt]# _
```

在对分区中文件系统访问结束后，最后请卸载和解除关联。

```
[root@www mnt]# cd
[root@www ~]# umount /dev/loop1
[root@www ~]# losetup -d /dev/loop1
[root@www ~]# _
```

# 17.4 编译运行简单内核示例程序

前面 80386 保护模式及其编程一章中给出了一个简单多任务内核示例程序，我们称之为 Linux 0.00 系统。它含有两个运行在特权级 3 上的任务，分别会在屏幕上循环显示字符 A 和 B，并且在时钟定时控制下执行任务切换操作。在本书网站上给出了已经配置好的能在 Bochs 模拟环境下运行的软件包：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.00-050613.zip
http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.00-041217.zip

我们可以下载以上任何一个来进行实验。其中第 1 个软件包中给出的程序与这里描述的相同，第 2 个软件包中的程序稍有不同（内核 head 代码直接在 0x10000 处运行），但是原理完全一样。这里我们将以第 1 个软件包中的程序为例进行说明。第 2 个软件包请读者自己进行实验分析。

使用解压缩软件解开 linux-0.00-050613.zip 软件包后，会在当前目录中生成一个 linux-0.00 子目录。我们可以看到这个软件包包含有以下几个文件：

1. linux-0.00.tar.gz - 源程序压缩文件；
2. linux-0.00-rh9.tar.gz - 源程序压缩文件；
3. Image - 内核引导启动映像文件；
4. bochsrc-0.00.bxrc - Bochs 配置文件；
5. rawrite.exe - Windows 下把 Image 写入软盘的程序。
6. README - 软件包说明文件；

第 1 文件 linux-0.00.tar.gz 是内核示例源程序的压缩文件，可以在 Linux 0.1x 系统中编译产生内核 Image 文件。第 2 个也是内核示例源程序的压缩文件，但其中的源程序可在 RedHat 9 Linux 系统下进行编译。第 3 个文件 Image 是源程序编译得到的可运行代码的 1.44MB 软盘映像文件。第 4 个文件 bochsrc-0.00.bxrc 是 Bochs 环境下运行时使用的 Bochs 配置文件，有关虚拟 PC 机模拟软件 Bochs 的安装和使用，请参考最后一章中的内容。如果你的系统上已经安装了虚拟 PC 机模拟软件 Bochs，那么只要用鼠标双击 bochsrc-0.00.bxrc 文件名就可以运行 Image 中的内核代码。第 5 个是 DOS 或 Windows 系统中把软盘映像文件写入软盘用的工具程序。我们可以直接运行 RAWRITE.EXE 程序并根据提示把这里的内核映像文件 Image 写入一张 1.44MB 软盘中来运行。

上面给出的内核示例的源程序就包括在 linux-0.00-tar.gz 文件中。解压这个文件会生成一个包含源程序文件的子目录，其中除了 boot.s 和 head.s 程序以外，还包含一个 Makefile 文件。由于 as86/ld86 编译链接产生的 boot 文件开始部分含有 32 字节的 MINIX 执行文件头部信息，而 as/ld 编译连接出的 head 文件开始部分包括 1024 字节的 a.out 格式头部信息，因此在生成内核 Image 文件时我们利用两条 dd 命令分别去掉两者头部信息并把它们合成内核映像 Image 文件。

在源代码目录中直接执行 make 命令即会生成 Image 文件。如果已经执行过 make 命令，那么请先执行'make clean'，然后再执行 make 命令。

```
[/usr/root/linux-0.0]# ls -l
total 9
-rw-------   1 root     root          487 Jun 12 19:25 Makefile
-rw-------   1 root     4096         1557 Jun 12 18:55 boot.s
-rw-------   1 root     root         5243 Jun 12 19:01 head.s
[/usr/root/linux-0.0]# make
as86 -0 -a -o boot.o boot.s
ld86 -0 -s -o boot boot.o
gas   -o head.o head.s
gld -s -x -M head.o  -o system > System.map
dd bs=32 if=boot of=Image skip=1
16+0 records in
16+0 records out
dd bs=512 if=system of=Image skip=2 seek=1
16+0 records in
16+0 records out
[/usr/root/linux-0.0]#
```

若要把 Image 复制到 A 盘映像文件中或者一个真实的软盘中，那么我们可以再象下面一样执行命令'make disk'。不过在执行该命令之前，若是在 Bochs 下 Linux 0.12 系统中执行的编译过程，那么请先复制保存你的启动映像盘文件（例如 bootimage-0.12-hd），以便测试完后恢复 Linux 0.12 系统的启动映像文件。

```
[/usr/root/linux-0.0]# ls
Image       System.map  boot.o      head.o      system
Makefile    boot        boot.s      head.s
[/usr/root/linux-0.0]# make disk
dd bs=8192 if=Image of=/dev/fd0
1+1 records in
1+1 records out
sync;sync;sync
[/usr/root/linux-0.0]#
```

若要运行这个内核示例，我们可以用鼠标直接单击 Bochs 窗口上的 RESET 图标。其运行情况见下图所示。此后若要恢复运行 Linux 0.12 系统，那么请用刚才复制保存的映像文件覆盖启动文件。

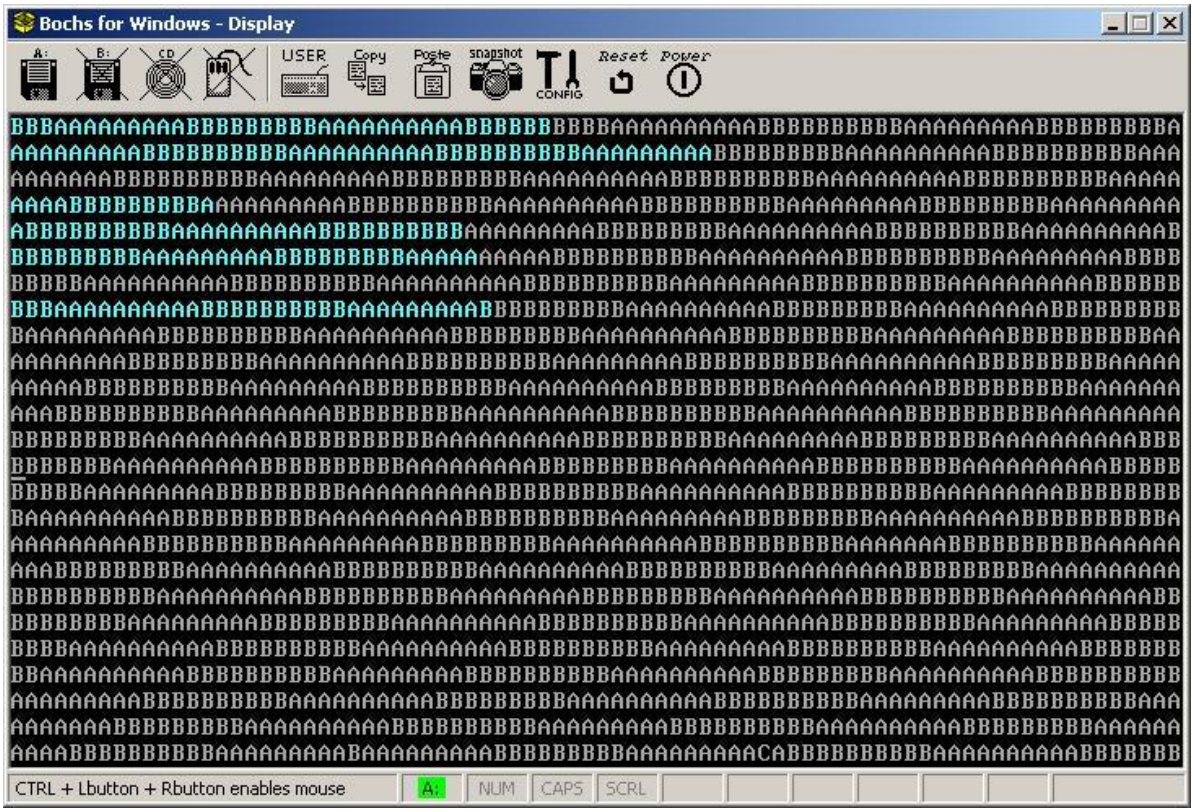



图 17-3 简单内核运行的屏幕显示情况

# 17.5 利用 Bochs 调试内核

Bochs 具有非常强大的操作系统内核调试功能。这也是本文选择 Bochs 作为首选实验环境的主要原因之一。有关 Bochs 调试功能的说明参见前面 17.2 节，这里基于 Linux 0.12 内核来说明 Windows 环境下 Bochs 系统调试操作的基本方法。

## 17.5.1 运行 Bochs 调试程序

我们假设 Bochs 系统已被安装在目录“C:\Program Files\Bochs-2.3.6\”中，并且 Linux 0.12 系统的

Bochs 配置文件名称是 bochsrc-0.12-hd.bxrc。现在我们在包含内核 Image 文件的目录下建立一个简单的批处理文件 run.bat，其内容如下：

```
"C:\Program Files\Bochs-2.3.6\bochsdbg" -q -f bochsrc-0.12-hd.bxrc
```

其中 bochsdbg 是 Bochs 系统的调试执行程序。运行该批处理命令即可进入调试环境。此时 Bochs 的主显示窗口空白，而控制窗口将显示以下类似内容：

```
C:\Linux-0.12>"C:\Program Files\Bochs-2.3.6\bochsdbg" -q -f bochsrc-0.12-hd.bxrc
00000000000i[APIC?] local apic in  initializing
========================================================================
                        Bochs x86 Emulator 2.3.6
                Build from CVS snapshot on December 24, 2007
========================================================================
00000000000i[     ] reading configuration from bochsrc-hd-new.bxrc
00000000000i[     ] installing win32 module as the Bochs GUI
00000000000i[     ] using log file bochsout.txt
Next at t=0
(0) [0xfffffff0] f000:fff0 (unk. ctxt): jmp far f000:e05b         ; ea5be000f0
<bochs:1>
```

此时 Bochs 调试系统已经准备好开始运行，CPU 执行指针已指向 ROM BIOS 中地址 0x000fffff0 处的指令处。其中'<bochs:1>'是命令输入行提示符，其中的数字表示当前的命令序列号。在命令提示符'<bochs:1>'后面键入'help'命令，可以列出调试系统的基本命令。若要了解某个命令的具体使用方法，可以键入'help'命令并且后面跟随一个用单引号括住的具体命令，例如：“help 'vbreak'”。见如下面所示。

```
<bochs:1> help
help - show list of debugger commands
help 'command'- show short command description
-*- Debugger control -*-
    help, q|quit|exit, set, instrument, show, trace-on, trace-off,
    record, playback, load-symbols, slist
-*- Execution control -*-
    c|cont, s|step|stepi, p|n|next, modebp
-*- Breakpoint management -*-
    v|vbreak, lb|lbreak, pb|pbreak|b|break, sb, sba, blist,
    bpe, bpd, d|del|delete
-*- CPU and memory contents -*-
    x, xp, u|disas|disassemble, r|reg|registers, setpmem, crc, info, dump_cpu,
    set_cpu, ptime, print-stack, watch, unwatch, ?|calc
<bochs:2> help 'vbreak'
help vbreak
vbreak seg:off - set a virtual address instruction breakpoint
<bochs:3>
```

以下是一些比较常用的命令。所有调试命令的完整列表请参见 Bochs 自带的 html 格式的帮助文件（internal-debugger.html）或者参考在线帮助信息（help 命令）。

1. 执行控制命令。控制指令的单步或多步执行。

| | |
|---|---|
| c | 连续执行 |
| stepi [count] | 执行 count 条指令，默认为 1 条。 |
| si [count] | 执行 count 条指令，默认为 1 条。 |
| step [count] | 执行 count 条指令，默认为 1 条。 |
| s [count] | 执行 count 条指令，默认为 1 条。 |
| p | 与 s 类似，但把中断指令和函数调用指令当作单步执行，即执行整个中断或子函数。 |
| n(或 next) | 与 s 类似，但把中断指令和函数调用指令当作单步执行，即执行整个中断或子函数。 |
| Ctrl-C | 停止执行，并回到命令行提示符下。 |
| Ctrl-D | 如果在空的命令行提示符下键入该命令，则退出 Bochs。 |
| quit | 退出调试和执行。 |
| q | 退出调试和执行。 |

2. 断点设置命令。其中 seg、off 和 addr 可以是'0x'开始的十六进制数，也可以是十进制数或者是以'0'开始的八进制数。

| | |
|---|---|
| vbreak seg:off | 在虚拟地址上设置指令断点。 |
| vb seg:off | |
| lbreak addr | 在线性地址上设置指令断点。 |
| lb addr | |
| pbreak [*] addr | 在物理地址上设置指令断点。其中'*'是为了与 GDB 兼容的可选项。 |
| pb [*] addr | |
| break [*] addr | |
| b [*] addr | |
| info break | 显示所有当前断点的状态。 |
| delete n | 删除一个断点。 |
| del n | |
| d n | |

3. 内存操作命令

| | |
|---|---|
| x /nuf addr | 检查位于线性地址 addr 处的内存内容，若 addr 不指定，则默认为下一个单元地址。 |
| xp /nuf addr | 检查位于物理地址 addr 处的内存内容。 |

其中的可选参数 n、u 和 f 的分别可为：

- n 欲显示内存单元的计数值，默认值为 1。
- u 表示单元大小，默认选择为'w'：
  - b （Bytes） 1 字节；
  - h （Halfwords） 2 字节；
  - w （Words） 4 字节；
  - g （Giantwords） 8 字节。
  - 注意：这些缩略符与 Intel 的不同，主要是为了与 GDB 调试器的表示法一致。
- f 显示格式，默认选择为'x'：
  - x （hex） 显示为十六进制数（默认选择）；
  - d （decimal） 显示为十进制数；
  - u （unsigned） 显示成无符号十进制数；
  - o （octal） 显示成八进制数；
  - t （binary） 显示成二进制数。
  - c （char） 显示字节代码对应的字符。若不是可显示字符代码，就直接显示代码。

| | |
|---|---|
| crc addr1 addr2 | 显示物理内存从 addr1 到 addr2 范围内存的 CRC 校验值。 |
| info dirty | 显示上一次执行本命令以来已被修改过的物理内存页面。仅显示页面的前 20 字节。 |

4. 信息显示和 CPU 寄存器操作命令

info program 显示程序的执行状态。

```
info registers   列表显示 CPU 整数寄存器（相对于浮点寄存器）及其内容。
info break       显示当前断点设置状态信息。
set $reg = val   修改 CPU 某一寄存器内容。目前除段寄存器和标志寄存器以外的寄存器都可以修改。
                 例如，set $eax = 0x01234567； set $edx = 25
dump_cpu     显示 CPU 全部状态信息。
set_cpu          设置 CPU 全部状态信息。
```

"dump_cpu" 和 "set_cpu" 命令格式为：

```
    "eax:0x%x\n"
    "ebx:0x%x\n"
    "ecx:0x%x\n"
    "edx:0x%x\n"
    "ebp:0x%x\n"
    "esi:0x%x\n"
    "edi:0x%x\n"
    "esp:0x%x\n"
    "eflags:0x%x\n"
    "eip:0x%x\n"
    "cs:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "ss:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "ds:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "es:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "fs:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "gs:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "ldtr:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "tr:s=0x%x, dl=0x%x, dh=0x%x, valid=%u\n"
    "gdtr:base=0x%x, limit=0x%x\n"
    "idtr:base=0x%x, limit=0x%x\n"
    "dr0:0x%x\n"
    "dr1:0x%x\n"
    "dr2:0x%x\n"
    "dr3:0x%x\n"
    "dr4:0x%x\n"
    "dr5:0x%x\n"
    "dr6:0x%x\n"
    "dr7:0x%x\n"
    "tr3:0x%x\n"
    "tr4:0x%x\n"
    "tr5:0x%x\n"
    "tr6:0x%x\n"
    "tr7:0x%x\n"
    "cr0:0x%x\n"
    "cr1:0x%x\n"
    "cr2:0x%x\n"
    "cr3:0x%x\n"
    "cr4:0x%x\n"
    "inhibit_int:%u\n"
    "done\n"
```

其中：

- s （Selector）是选择符；
- dl （Descriptor Low-dword）是段描述符在选择符影子寄存器中的低 4 字节值；

- dh （Descriptor High-dword）是段描述符在选择符影子寄存器中的高 4 字节值；
- valid 表示段寄存器中是否正存放着有效影子描述符。
- inhibit_int 是一个指令延迟中断标志。若置位，则表示前一条刚执行过的指令是一条推迟 CPU 接受中断的指令（例如 STI、MOV SS）；

另外，执行"set_cpu"命令出现任何错误时会使用格式“Error: ...”报告出错信息。这些出错信息可能出现在每条输入行后面，也可能出现在最后显示“done”之后。若使用成功执行了"set_cpu"命令，则该命令将会显示“OK”来结束命令。

4. 反汇编命令

```
disassemble start end     对给定线性地址范围内的指令进行反汇编。
disas
u
```

以下是 Bochs 的一些新命令，但在 windows 环境下涉及到文件名的命令可能不能正常使用。

- record *filename* 把执行过程中你的输入命令序列写到文件 *filename* 中。该文件将包含格式为“%s %d %x”的行。其中第 1 个参数是事件类型；第 2 个是时间戳；第 3 个是相关事件的数据。
- playback *filename* 使用文件 *filename* 中的内容回放命令执行。在控制窗口中还可以直接键入其他命令。文件中的各事件将被回放，各时间的回放时刻将相对于该命令执行的时间算起。
- print-stack [num words] 显示堆栈顶端 num 个 16 位的字。num 默认值是 16 个。当堆栈段的基地址是 0 时该命令仅在保护模式下可以正常的使用。
- load-symbols [global] *filename* [offset] 从文件 *filename* 中加载符号信息。如果给出了关键字 global，那么在符号未加载以前的上下文中所有符号也都将是可见的。偏移 offset（默认为 0）会加入到每个符号项中。符号信息是加载到当前执行代码的上下文中的。符号文件 filename 中每行的格式是“%x %s”。其中第 1 个值是地址，第 2 个是符号名。

为了让 Bochs 直接模拟执行到 Linux 的引导启动程序开始处，我们可以先使用断点命令在 0x7c00 处设置一个断点，然后让系统连续运行到 0x7c00 处停下来。执行的命令序列如下：

```
<bochs:3> vbreak 0x0000:0x7c00
<bochs:4> c
(0) Breakpoint 1, 0x7c00 (0x0:0x7c00)
Next at t=4409138
(0) [0x00007c00] 0000:7c00 (unk. ctxt): mov ax, 0x7c0              ; b8c007
<bochs:5>
```

此时，CPU 执行到 boot.s 程序开始处的第 1 条指令处，Bochs 主窗口将显示出“Boot From floppy...”等一些信息。现在，我们可以利用单步执行命令's'或'n'（不跟踪进入子程序）来跟踪调试程序了。在调试时可以使用 Bochs 的断点设置命令、反汇编命令、信息显示命令等来辅助我们的调试操作。下面是一些常用命令的示例：

```
<bochs:8> u /10                                  # 反汇编从当前地址开始的 10 条指令。
00007c00: (                    ): mov ax, 0x7c0          ; b8c007
00007c03: (                    ): mov ds, ax             ; 8ed8
00007c05: (                    ): mov ax, 0x9000         ; b80090
00007c08: (                    ): mov es, ax             ; 8ec0
00007c0a: (                    ): mov cx, 0x100          ; b90001
```

```
00007c0d: (                    ): sub si, si                ; 29f6
00007c0f: (                    ): sub di, di                ; 29ff
00007c11: (                    ): rep movs word ptr [di], word ptr [si] ; f3a5
00007c13: (                    ): jmp 9000:0018             ; ea18000090
00007c18: (                    ): mov ax, cs                ; 8cc8
<bochs:9> info r                                  # 查看当前 CPU 寄存器的内容
eax            0xaa55           43605
ecx            0x110001         1114113
edx            0x0              0
ebx            0x0              0
esp            0xfffe           0xfffe
ebp            0x0              0x0
esi            0x0              0
edi            0xffe4           65508
eip            0x7c00           0x7c00
eflags         0x282            642
cs             0x0              0
ss             0x0              0
ds             0x0              0
es             0x0              0
fs             0x0              0
gs             0x0              0
<bochs:10> print-stack                            # 显示当前堆栈的内容
   0000fffe [0000fffe]  0000
   00010000 [00010000]  0000
   00010002 [00010002]  0000
   00010004 [00010004]  0000
   00010006 [00010006]  0000
   00010008 [00010008]  0000
   0001000a [0001000a]  0000
...
<bochs:11> dump_cpu                               # 显示 CPU 中的所有寄存器和状态值。
eax:0xaa55
ebx:0x0
ecx:0x110001
edx:0x0
ebp:0x0
esi:0x0
edi:0xffe4
esp:0xfffe
eflags:0x282
eip:0x7c00
cs:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9b00, valid=1          # s 是选择符；dl 和 dh 分别是描述符低、高双字。
ss:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9300, valid=7
ds:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9300, valid=1
es:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9300, valid=1
fs:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9300, valid=1
gs:s=0x0, dl=0xffff, dh=0x9300, valid=1
ldtr:s=0x0, dl=0x0, dh=0x0, valid=0
tr:s=0x0, dl=0x0, dh=0x0, valid=0
gdtr:base=0x0, limit=0x0
idtr:base=0x0, limit=0x3ff
dr0:0x0
```

```
dr1:0x0
dr2:0x0
dr3:0x0
dr6:0xffff0ff0
dr7:0x400
tr3:0x0
tr4:0x0
tr5:0x0
tr6:0x0
tr7:0x0
cr0:0x60000010
cr1:0x0
cr2:0x0
cr3:0x0
cr4:0x0
inhibit_mask:0
done
<bochs:12>
```

由于 Linux 0.1X 内核的 32 位代码是从绝对物理地址 0 处开始存放的，因此若想直接执行到 32 位代码开始处，即 head.s 程序开始处，我们可以在线性地址 0x0000 处设置一个断点并运行命令'c'执行到那个位置处。

另外，当直接在命令提示符下打回车键时会重复执行上一个命令；按向上方向键会显示上一命令。其他命令的使用方法请参考'help'命令。

## 17.5.2 定位内核中的变量或数据结构

在编译内核时会产生一个 system.map 文件。该文件列出了内核 Image (bootimage)文件中全局变量和各个模块中的局部变量的偏移地址位置。在内核编译完成后可以使用前面介绍的文件导出方法把 system.map 文件抽取到主机环境（windows）中。有关 system.map 文件的详细功能和作用请参见 2.10.3 节。system.map 样例文件中的部分内容见如下所示。利用这个文件，我们可以在 Bochs 调试系统中快速地定位某个变量或跳转到指定的函数代码处。

```
...
Global symbols:

  _dup: 0x16e2c
  _nmi: 0x8e08
  _bmap: 0xc364
  _iput: 0xc3b4
  _blk_dev_init: 0x10ed0
  _open: 0x16dbc
  _do_execve: 0xe3d4
  _con_init: 0x15ccc
  _put_super: 0xd394
  _sys_setgid: 0x9b54
  _sys_umask: 0x9f54
  _con_write: 0x14f64
  _show_task: 0x6a54
  _buffer_init: 0xd1ec
```

```
  _sys_settimeofday: 0x9f4c
  _sys_getgroups: 0x9edc
...
```

同样，由于 Linux 0.1X 内核的 32 位代码是从绝对物理地址 0 处开始存放的，system.map 中全局变量的偏移位置值就是 CPU 中线性地址位置，因此我们可以直接在感兴趣的变量或函数名位置处设置断点，并让程序连续执行到指定的位置处。例如若我们想调试函数 buffer_init()，那么从 system.map 文件中可以知道它位于 0xd1ec 处。此时我们可以在该处设置一个线性地址断点，并执行命令'c'让 CPU 执行到这个指定的函数开始处，见如下所示。

```
<bochs:12> lb 0xd1ec                                    # 设置线性地址断点。
<bochs:13> c                                            # 连续执行。
(0) Breakpoint 2, 0xd1ec in ?? ()
Next at t=16689666
(0) [0x0000d1ec] 0008:0000d1ec (unk. ctxt): push ebx                    ; 53
<bochs:14> n                                            # 执行下一指令。
Next at t=16689667
(0) [0x0000d1ed] 0008:0000d1ed (unk. ctxt): mov eax, dword ptr ss:[esp+0x8] ; 8b442408
<bochs:15> n                                            # 执行下一指令。
Next at t=16689668
(0) [0x0000d1f1] 0008:0000d1f1 (unk. ctxt): mov edx, dword ptr [ds:0x19958] ; 8b1558990100
<bochs:16>
```

程序调试是一种技能，需要多练习才能熟能生巧。上面介绍的一些基本命令需要组合在一起使用才能灵活地观察到内核代码执行的整体环境情况。

## 17.6 创建磁盘映像文件

磁盘映像文件（Disk Image File）是软盘或硬盘上信息的一个完整映像，并以文件的形式保存。磁盘映像文件中存储信息的格式与对应磁盘上保存信息的格式完全一样。空磁盘映像文件是容量与我们创建的磁盘相同但内容全为 0 的一个文件。这些空映像文件就象刚买来的新软盘或硬盘，还需要经过分区或/以及格式化才能使用。

在制作磁盘映像文件之前，我们首先需要确定所创建映像文件的容量。对于软盘映像文件，各种规格（1.2MB 或 1.44MB）的容量都是固定的。因此这里主要说明如何确定自己需要的硬盘映像文件的容量。普通硬盘的结构由堆积的金属圆盘组成。每个圆盘的上下两面用于保存数据，并且以同心圆的方式把整个表面划分成一个个磁道，或称为柱面（Cylinder）。因此一个圆盘需要一个磁头（Head）来读写上面的数据。在圆盘旋转时磁头只需要作径向移动就可以在任何磁道上方移动，从而能够访问圆盘表面所有有效的位置。每个磁道被划分成若干个扇区，扇区长度一般由 256 -- 1024 字节组成。对于大多数系统来说，通常扇区长度均为 512 字节。一个典型的硬盘结构见下图所示。

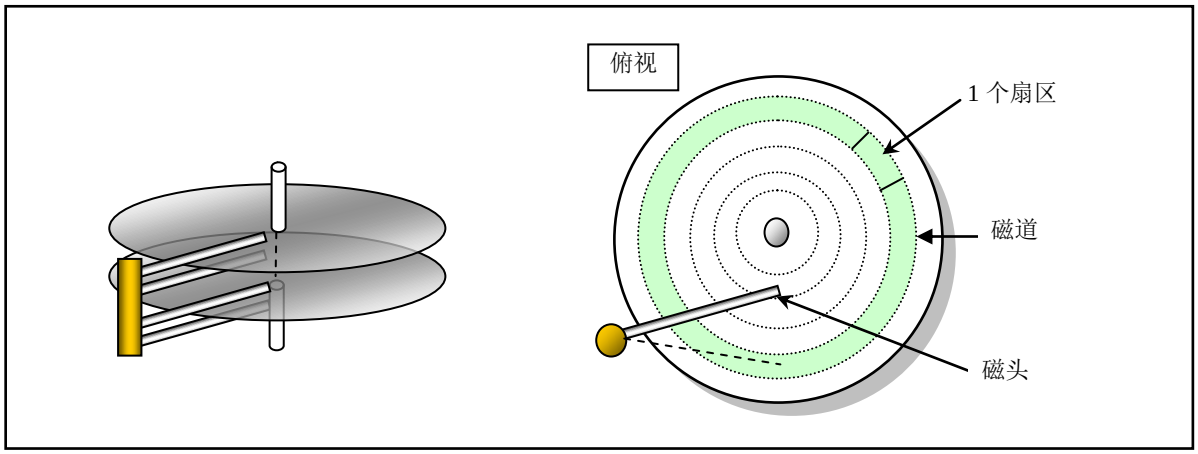



图 17-4 典型硬盘内部结构

图中示出了具有两个金属圆盘的硬盘结构。因此该硬盘有 4 个物理磁头。所含的最大柱面数在生产时已确定。当对硬盘进行分区和格式化时，圆盘表面的磁介质就被初始化成指定格式的数据，从而每个磁道（或柱面）被划分成指定数量的扇区。因此这个硬盘的总扇区数为：

硬盘总扇区数 = 物理磁道数 X 物理磁头数 X 每磁道扇区数

硬盘中以上这些实际的物理参数与一个操作系统中所使用的参数会有区别，称为逻辑参数。但这些参数所计算出的总扇区数与硬盘物理参数计算出的肯定是相同的。由于在设计 PC 机系统时没有考虑到硬件设备性能和容量发展得如此之快，ROM BIOS 某些表示硬盘参数所使用的比特位太少而不能符合实际硬盘物理参数的要求。因此目前操作系统或机器 BIOS 中普遍采用的措施就是在保证硬盘总扇区数相等的情况下适当调整磁道数、磁头数和每磁道扇区数，以符合兼容性和参数表示限制的要求。在 Bochs 配置文件有关硬盘设备参数中的变换（Translation）选项也是为此目的而设置的。

在我们为 Linux 0.1X 系统制作硬盘 Image 文件时，考虑到其本身代码量很少，而且所使用的 MINIX 1.5 文件系统最大容量为 64MB 的限制，因此每个硬盘分区大小最大也只能是 64MB。另外，Linux 0.1X 系统尚未支持扩展分区，因此对于一个硬盘 Image 文件来说，最多有 4 个分区。因此，Linux 0.1X 系统可使用的硬盘 Image 文件最大容量是 64 x 4 = 256MB。在下面的说明中，我们将以创建一个具有 4 个分区、每个分区为 60MB 的硬盘 Image 文件为例子进行说明。

对于软盘来说，我们可以把它看作是一种具有固定磁道数（柱面数）、磁头数和每磁道扇区数（spt - Sectors Per Track）的超小型硬盘。例如容量是 1.44MB 的软盘参数是 80 个磁道、2 个磁头和每磁道有 18 个扇区、每个扇区有 512 字节。其扇区总数是 2880，总容量是 80 x 2 x 18 x 512 = 1474560 字节。因此下面介绍的所有针对硬盘映像文件的制作方式都可以用来制作软盘映像文件。为了叙述上的方便，在没有特别指出时，我们把所有磁盘映像文件统称为 Image 文件。

## 17.6.1 利用 Bochs 软件自带的 Image 生成工具

Bochs 系统带有一个 Image 生成工具“Disk Image Creation Tool”（bximage.exe）。用它可以制作软盘和硬盘的空 Image 文件。在运行并出现了 Image 创建界面时，程序首先会提示选择需要创建的 Image 类型（硬盘 hd 还是软盘 fd）。若是创建硬盘，还会提示输入硬盘 Image 的 mode 类型。通常只需要选择其默认值 flat 即可。然后输入你需要创建的 Image 容量。程序会显示对应的硬盘参数值：柱面数（磁道数、磁头数和每磁道扇区数，并要求输入 Image 文件的名称。程序在生成了 Image 文件之后，会显示一条用于 Bochs 配置文件中设置硬盘参数的配置信息。记下这条信息并编辑到配置文件中。下面是创建一个 256MB 硬盘 Image 文件的过程。

```
========================================================================
                                bximage
                  Disk Image Creation Tool for Bochs
        $Id: bximage.c,v 1.19 2006/06/16 07:29:33 vruppert Exp $
========================================================================
Do you want to create a floppy disk image or a hard disk image?
Please type hd or fd. [hd]

What kind of image should I create?
Please type flat, sparse or growing. [flat]

Enter the hard disk size in megabytes, between 1 and 32255
[10] 256

I will create a 'flat' hard disk image with
  cyl=520
  heads=16
  sectors per track=63
  total sectors=524160
  total size=255.94 megabytes

What should I name the image?
[c.img] hdc.img
Writing: [] Done.
I wrote 268369920 bytes to (null).

The following line should appear in your bochsrc:
  ata0-master: type=disk, path="hdc.img", mode=flat, cylinders=520, heads=16, spt=63

Press any key to continue
```

如果已经有了一个容量满足要求的硬盘 Image 文件，那么可以直接复制该文件就能产生另一个 Image 文件。然后可以按照自己的要求对该文件进行处理。对于创建软盘 Image 文件其过程与上述类似，只是还会提示你选择软盘种类的提示。同样，如果已经有其他软盘 Image 文件，那么采用直接复制方法即可。

## 17.6.2 在 Linux 系统下使用 dd 命令创建 Image 文件。

前面已经说明，刚创建的 Image 文件是一个内容全为 0 的空文件，只是其容量与要求的一致。因此我们可以首先计算出要求容量的 Image 文件的扇区数，然后使用 dd 命令来产生相应的 Image 文件。

例如我们想要建立柱面数是 520、磁头数是 16、每磁道扇区数是 63 的硬盘 Image 文件，其扇区总数为：520 * 16 * 63 = 524160，则命令为：

```
dd if=/dev/zero of=hdc.img bs=512 count=524160
```

对于 1.44MB 的软盘 Image 文件，其扇区数是 2880，因此命令为：

```
dd if=/dev/zero of=diska.img bs=512 count=2880
```

### 17.6.3 利用 WinImage 创建 DOS 格式的软盘 Image 文件

WinImage 是一个 DOS 格式 Image 文件访问和创建工具。双击 DOS 软盘 Image 文件的图标就可以浏览、删除或往里添加文件。除此之外，它还能用于浏览 CDROM 的 iso 文件。使用 WinImage 创建软盘 Image 时可以生成一个带有 DOS 格式的 Image 文件。方法如下：

a) 运行 WinImage。选择“Options->Settings”菜单，选择其中的 Image 设置页。设置 Compression 为“None”（也即把指示标拉到最左边）。
b) 创建 Image 文件。选择菜单 File->New，此时会弹出一个软盘格式选择框。请选择容量是 1.44MB 的格式。
c) 再选择引导扇区属性菜单项 Image->Boot Sector properties，单击对话框中的 MS-DOS 按钮。
d) 保存文件。

注意，在保存文件对话框中“保存类型”一定要选择“All files (*.*)”，否则创建的 Image 文件中会包含一些 WinImage 自己的信息，从而会造成 Image 文件在 Bochs 下不能正常使用。可以通过查看文件长度来确定新创建 Image 是否符合要求。标准 1.44MB 软盘的容量应该是 1474560 字节。如果新的 Image 文件长度大于该值，那么请严格按照所述方法重新制作或者使用 UltraEdit 等二进制编辑器删除多余的字节。删除操作的方法如下：

- 使用 UltraEdit 以二进制模式打开 Image 文件。根据磁盘映像文件第 511，512 字节是 55,AA 两个十六进制数，我们倒推 512 字节，删除这之前的所有字节。此时对于使用 MSDOS5.0 作为引导的磁盘来讲，文件头几个字节应该类似于“EB 3C 90 4D ...”。
- 然后下拉右边滚动条，移动到 img 文件末尾处。删除“...F6 F6 F6”后面的所有数据。通常来讲就是删除从 0x168000 开始的所有数据。操作完成时最后一行应该是完整的一行“F6 F6 F6...”。存盘退出即可使用该 Image 文件了。

## 17.7 制作根文件系统

本节的目标是在硬盘上建立一个根文件系统。虽然在 oldlinux.org 上可以下载到已经制作好的软盘和硬盘根文件系统 Image 文件，但这里还是把制作过程详细描述一遍，以供大家学习参考。在制作过程中还可以参考 Linus 写的安装文章：INSTALL-0.11。在制作根文件系统盘之前，我们首先下载 rootimage-0.12 和 bootimage-0.12 映像文件（请下载日期最新的相关文件）：

http://oldlinux.org/Linux.old/images/bootimage-0.12-20040306
http://oldlinux.org/Linux.old/images/rootimage-0.12-20040306

将这两个文件修改成便于记忆的名称 bootimage-0.12 和 rootimage-0.12，并专门建立一个名为 Linux-0.12 的子目录。在制作过程中，我们需要复制 rootimage-0.12 软盘中的一些执行程序，并使用 bootimage-0.12 引导盘来启动模拟系统。因此在开始着手制作根文件系统之前，首先需要确认已经能够运行这两个软盘 Image 文件组成的最小 Linux 系统。

### 17.7.1 根文件系统和根文件设备

Linux 引导启动时，默认使用的文件系统是根文件系统。其中一般都包括以下一些子目录和文件：

- etc/ 目录主要含有一些系统配置文件；
- dev/ 含有设备特殊文件，用于使用文件操作语句操作设备；

- bin/ 存放系统执行程序。例如 sh、mkfs、fdisk 等；
- usr/ 存放库函数、手册和其他一些文件；
- usr/bin 存放用户常用的普通命令；
- var/ 用于存放系统运行时可变的数据或者是日志等信息。

存放文件系统的设备就是文件系统设备。比如，对于一般使用的 Windows2000 操作系统，硬盘 C 盘就是文件系统设备，而硬盘上按一定规则存放的文件就组成文件系统，Windows2000 有 NTFS 或 FAT32 等文件系统。而 Linux 0.1X 内核所支持的文件系统是 MINIX 1.0 文件系统。

当 Linux 启动盘加载根文件系统时，会根据启动盘上引导扇区第 509、510 字节处一个字（ROOT_DEV）中的根文件系统设备号从指定的设备中加载根文件系统。如果这个设备号是 0 的话，则表示需要从引导盘所在当前驱动器中加载根文件系统。若该设备号是一个硬盘分区设备号的话，就会从该指定硬盘分区中加载根文件系统。Linux 0.1X 内核中支持的硬盘设备号见表 17–3 所示。若该设备号是一个软盘驱动器设备号的话，内核就会从该设备号指定的软驱中加载根文件系统。Linux 0.1X 内核中使用的软盘驱动器设备号见表 17–4 所示。软盘驱动器设备号的计算方法请参见第 6 章 floppy.c 程序后的说明。

表 17－3 硬盘逻辑设备号

| 逻辑设备号 | 对应设备文件 | 说明 |
|---|---|---|
| 0x300 | /dev/hd0 | 代表整个第 1 个硬盘 |
| 0x301 | /dev/hd1 | 表示第 1 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x302 | /dev/hd2 | 表示第 1 个硬盘的第 2 个分区 |
| 0x303 | /dev/hd3 | 表示第 1 个硬盘的第 3 个分区 |
| 0x304 | /dev/hd4 | 表示第 1 个硬盘的第 4 个分区 |
| 0x305 | /dev/hd5 | 代表整个第 2 个硬盘 |
| 0x306 | /dev/hd6 | 表示第 2 个硬盘的第 1 个分区 |
| 0x307 | /dev/hd7 | 表示第 2 个硬盘的第 2 个分区 |
| 0x308 | /dev/hd8 | 表示第 2 个硬盘的第 3 个分区 |
| 0x309 | /dev/hd9 | 表示第 2 个硬盘的第 4 个分区 |

表 17－4 软盘驱动器逻辑设备号

| 逻辑设备号 | 对应设备文件 | 说明 |
|---|---|---|
| 0x0208 | /dev/at0 | 1.2MB A 驱动器 |
| 0x0209 | /dev/at1 | 1.2MB B 驱动器 |
| 0x021c | /dev/fd0 | 1.44MB A 驱动器 |
| 0x021d | /dev/fd1 | 1.44MB B 驱动器 |

## 17.7.2 创建文件系统

对于上面创建的硬盘 Image 文件，在能使用之前还必须对其进行分区和创建文件系统。通常的做法是把需要处理的硬盘 Image 文件挂接到 Bochs 下已有的模拟系统中（例如上面提到的 SLS Linux），然后使用模拟系统中的命令对新的 Image 文件进行处理。下面假设你已经安装了 SLS Linux 模拟系统，并且该系统存放在名称为 SLS-Linux 的子目录中。我们利用它对上面创建的 256MB 硬盘 Image 文件 hdc.img 进行分区并创建 MINIX 文件系统。我们将在这个 Image 文件中创建 1 个分区，并且建立成 MINIX 文件系统。我们执行的步骤如下：

1. 在 SLS-Linux 同级目录下建立一个名称为 Linux-0.12 的子目录，把 hdc.img 文件移动到该目录下。
2. 进入 SLS-Linux 目录，编辑 SLS Linux 系统的 Bochs 配置文件 bochsrc.bxrc。在 ata0-master 一行下加入我们的硬盘 Image 文件的配置参数行：
   ata0-slave:type=disk, path=..\Linux-0.12\hdc.img, cylinders=520, heads=16, spt=63

3. 退出编辑器。双击 bochsrc.bxrc 的图标，运行 SLS Linux 模拟系统。在出现 Login 提示符时键入'root'并按回车键。如果此时 Bochs 不能正常运行，一般是由于配置文件信息有误，请重新编辑该配置文件。
4. 利用 fdisk 命令在 hdc.img 文件中建立 1 个分区。下面是建立第 1 个分区的命令序列。建立另外 3 个分区的过程与此相仿。由于 SLS Linux 默认建立的分区类型是支持 MINIX2.0 文件系统的 81 类型（Linux/MINIX），因此需要使用 fdisk 的 t 命令把类型修改成 80（Old MINIX）类型。这里请注意，我们已经把 hdc.img 挂接成 SLS Linux 系统下的第 2 个硬盘。按照 Linux 0.1X 对硬盘的命名规则，该硬盘整体的设备名应为/dev/hd5。但是，从 Linux 内核 0.95 版开始硬盘的命名规则已经修改成目前使用的规则，因此在 SLS Linux 下第 2 个硬盘整体的设备名称是/dev/hdb。

```
[/]# fdisk /dev/hdb
Command (m for help): n
Command action
   e   extended
   p   primary partition (1-4)
p
Partition number (1-4): 1
First cylinder (1-520): 1
Last cylinder or +size or +sizeM or +sizeK (1-520): +63M

Command (m for help): t
Partition number (1-4): 1
Hex code (type L to list codes): L
 0  Empty            8  AIX             75  PC/IX           b8  BSDI swap
 1  DOS 12-bit FAT   9  AIX bootable    80  Old MINIX       c7  Syrinx
 2  XENIX root       a  OPUS            81  Linux/MINIX     db  CP/M
 3  XENIX user      40  Venix           82  Linux swap      e1  DOS access
 4  DOS 16-bit <32M 51  Novell?         83  Linux extfs     e3  DOS R/O
 5  Extended        52  Microport       93  Amoeba          f2  DOS secondary
 6  DOS 16-bit >=32 63  GNU HURD        94  Amoeba BBT      ff  BBT
 7  OS/2 HPFS       64  Novell          b7  BSDI fs
Hex code (type L to list codes): 80

Command (m for help): p
Disk /dev/hdb: 16 heads, 63 sectors, 520 cylinders
Units = cylinders of 1008 * 512 bytes
   Device Boot  Begin   Start     End  Blocks   Id  System
/dev/hdb1           1       1     129   65015+  80  Old MINIX

Command (m for help):w
The partition table has been altered.
Please reboot before doing anything else.
[/]#
```

5. 请记住该分区中数据块数大小（这里是 65015），在创建文件系统时会使用到这个值。当分区建立好

后，按照通常的做法需要重新启动一次系统，以让 SLS Linux 系统内核能正确识别这个新加的分区。

6. 再次进入 SLS Linux 模拟系统后，我们使用 mkfs 命令在刚建立的第 1 个分区上创建 MINIX 文件系统。命令与信息如下所示。这里创建了具有 64000 个数据块的分区（一个数据块为 1KB 字节）。

```
[/]# mkfs /dev/hdb1 64000
21333 inodes
64000 blocks
Firstdatazone=680 (680)
Zonesize=1024
Maxsize=268966912
[/]#
```

至此，我们完成了在 hdc.img 文件的第 1 个分区中创建文件系统的工作。当然，建立创建文件系统也可以在运行 Linux 0.12 软盘上的根文件系统时建立。的现在我们可以把这个分区中建立成一个根文件系统。

## 17.7.3 Linux-0.12 的 Bochs 配置文件

在 Bochs 模拟系统中运行 Linux 0.12 时，其配置文件 bochsrc.bxrc 中通常需要设置以下这些内容。

```
romimage: file=$BXSHARE/BIOS-bochs-latest
vgaromimage: file=$BXSHARE/VGABIOS-lgpl-latest
megs: 16
floppya: 1_44="bootimage-0.12", status=inserted
ata0-master: type=disk, path="hdc.img", mode=flat, cylinders=520, heads=16, spt=63
boot: a
log: bochsout.txt
panic: action=ask
#error: action=report
#info: action=report
#debug: action=ignore
ips: 1000000
mouse: enabled=0
```

我们可以把 SLS Linux 的 Bochs 配置文件 bochsrc.bxrc 复制到 Linux-0.12 目录中，然后修改成与上面相同的内容。需要特别注意 floppya、ata0-master 和 boot，这 3 个参数一定要与上面一致。

现在我们用鼠标双击这个配置文件。首先 Bochs 显示窗口应该出现图 17-5 中画面。

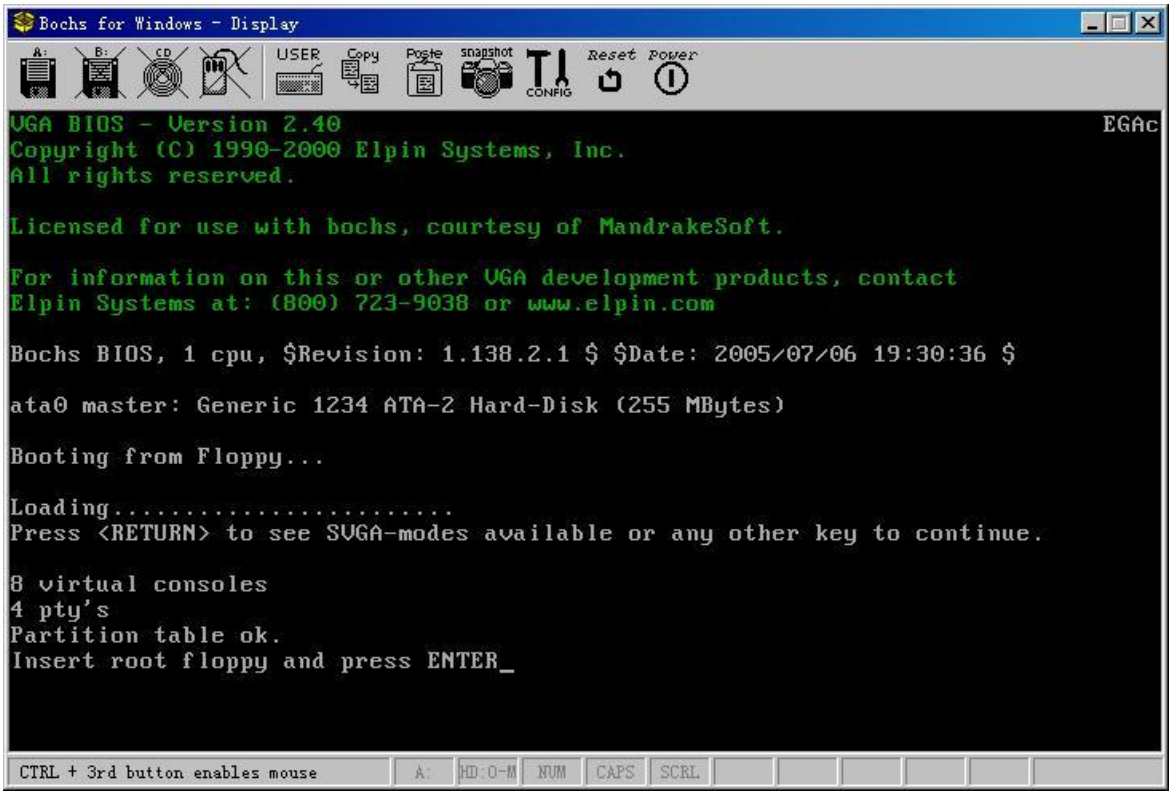



图 17-5 Bochs 系统运行窗口

此时应该单击窗口菜单条上 A:软盘图标，在对话框中把 A 盘配置为 rootimage-0.12 文件。或者采用 Bochs 配置窗口来设置。方法是单击菜单条上的'CONFIG'图标进入 Bochs 设置窗口（需要用鼠标点击才能把该窗口提到最前面），此时设置窗口显示的内容见图 17-6 所示。

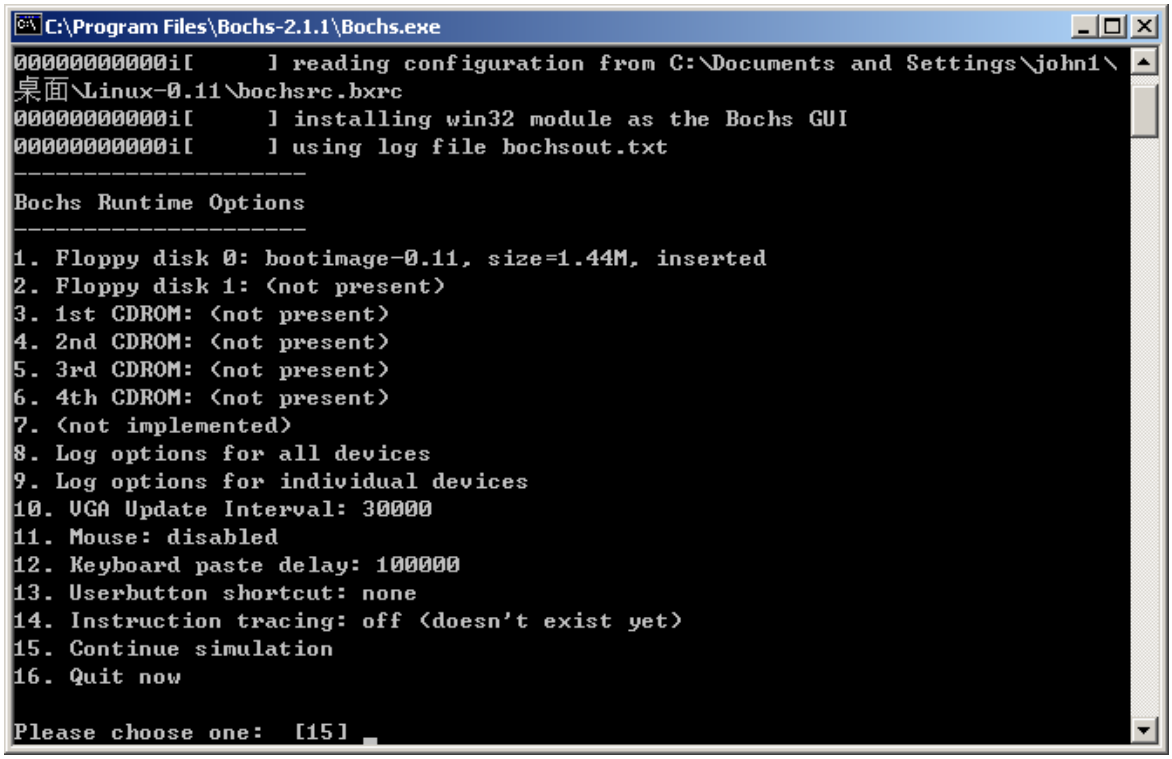


图 17-6 Bochs 系统配置窗口

修改其中第 1 项的软盘设置，让其指向 rootimage-0.12 盘。然后连续按回车键，直到设置窗口最后一行信息显示'Continuing simulation'为止。此时再切换到 Bochs 运行窗口。单击回车键后就正式进入了 Linux 0.12 系统。见图 17-7 所示。

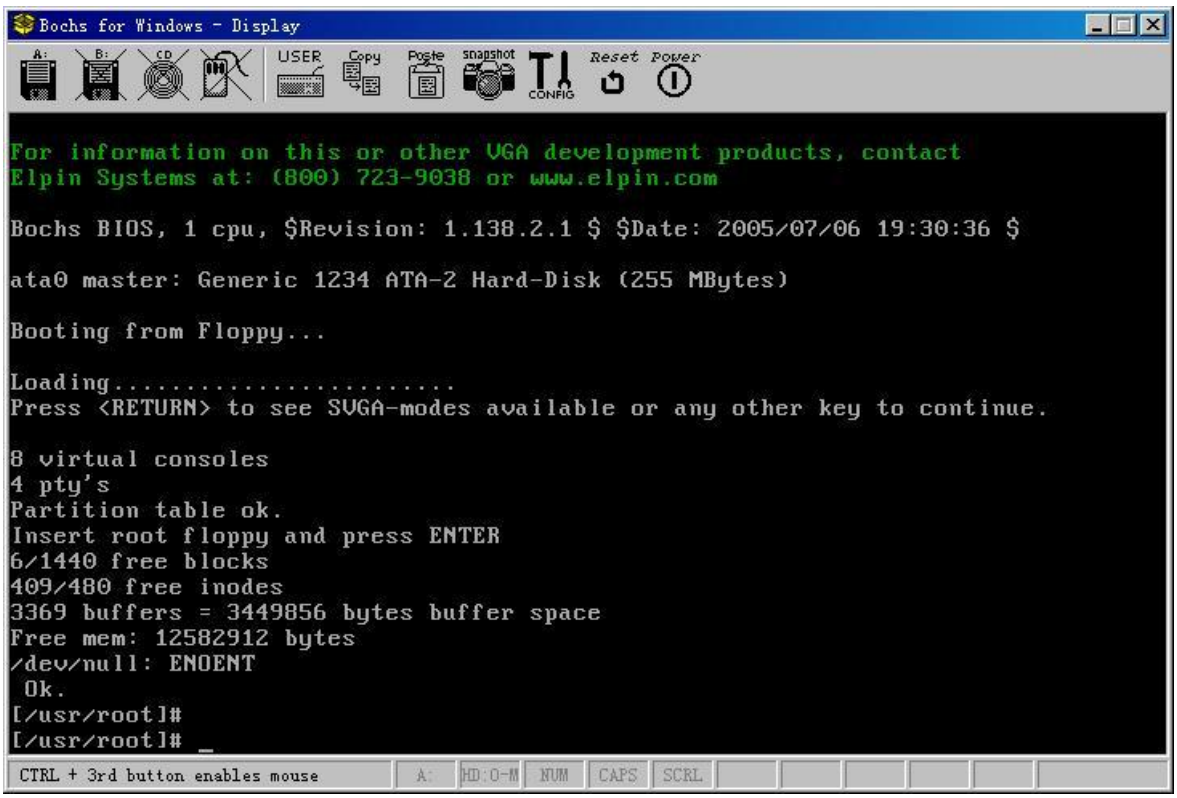



图 17-7 Bochs 中运行的 Linux 0.12 系统

## 17.7.4 在 hdc.img 上建立根文件系统

由于软盘容量太小，若要让 Linux 0.12 系统真正能做点什么的话，就需要在硬盘（这里是指硬盘 Image 文件）上建立根文件系统。在前面我们已经建立一个 256MB 的硬盘 Image 文件 hdc.img，并且此时已经连接到了运行着的 Bochs 环境中，因此上图中出现一条有关硬盘的信息：

“ata0 master: Generic 1234 ATA-2 Hard-Disk (255 Mbytes)”

如果没有看到这条信息，说明你的 Linux 0.12 配置文件没有设置正确。请重新编辑 bochsrc.bxrc 文件，并重新运行 Bochs 系统，直到出现上述相同画面。

我们在前面已经在 hdc.img 第 1 个分区上建立了 MINIX 文件系统。若还没建好或者想再试一边的话，那么就请键入一下命令来建立一个 64MB 的文件系统：

```
[/usr/root]# mkfs /dev/hd1 64000
```

现在可以开始加载硬盘上的文件系统了。执行下列命令，把新的文件系统加载到/mnt 目录上。

```
[/usr/root]# cd /
[/]# mount /dev/hd1 /mnt
[/]#
```

在加载了硬盘分区上的文件系统之后，我们就可以把软盘上的根文件系统复制到硬盘上去了。请执行以下命令：

```
[/]# cd /mnt
[/mnt]# for i in bin dev etc usr tmp
> do
> cp +recursive +verbose /$i $i
> done
```

此时软盘根文件系统上的所有文件就会被复制到硬盘上的文件系统中。在复制过程中会出现很多类似下面的信息。

```
/usr/bin/mv -> usr/bin/mv
/usr/bin/rm -> usr/bin/rm
/usr/bin/rmdir -> usr/bin/rmdir
/usr/bin/tail -> usr/bin/tail
/usr/bin/more -> usr/bin/more
/usr/local -> usr/local
/usr/root -> usr/root
/usr/root/.bash_history -> usr/root/.bash_history
/usr/root/a.out -> usr/root/a.out
/usr/root/hello.c -> usr/root/hello.c
/tmp -> tmp
[/mnt]# _
```

现在说明你已经在硬盘上建立好了一个基本的根文件系统。你可以在新文件系统中随处查看一下。然后卸载硬盘文件系统，并键入'logout'或'exit'退出 Linux 0.12 系统。此时会显示如下信息：

```
[/mnt]# cd /
[/]# umount /dev/hd1
[/]# logout

child 4 died with code 0000
[/usr/root]# _
```

## 17.7.5 使用硬盘 Image 上的根文件系统

一旦你在硬盘 Image 文件上建立好文件系统，就可以让 Linux 0.12 以它作为根文件系统启动。这通过修改引导盘 bootimage-0.12 文件的第 509、510 字节（0x1fc、0x1fd）的内容就可以实现。请按照以下步骤来进行。

1. 首先复制 bootimage-0.12 和 bochsrc.bxrc 两个文件，产生 bootimage-0.12-hd 和 bochsrc-hd.bxrc 文件。

2. 编辑 bochsrc-hd.bxrc 配置文件。把其中的'floppya:'上的文件名修改成'bootimage-0.12-hd'，并存盘。
3. 用 UltraEdit 或任何其他可修改二进制文件的编辑器（winhex 等）编辑 bootimage-0.12-hd 二进制文件。修改第 509、510 字节（即 0x1fc、0x1fd 处。原值应该是 00、00）为 01、03，表示根文件系统设备在硬盘 Image 的第 1 个分区上。然后存盘退出。如果把文件系统安装在了别的分区上，那么需要修改前 1 个字节以对应到你的分区上。

```
000001f0h: 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 01 03 55 AA ; ..............U?
```

现在可以双击 bochsrc-hd.bxrc 配置文件的图标，Bochs 系统应该会快速进入 Linux 0.12 系统并显示出图 17-8 中图形来。

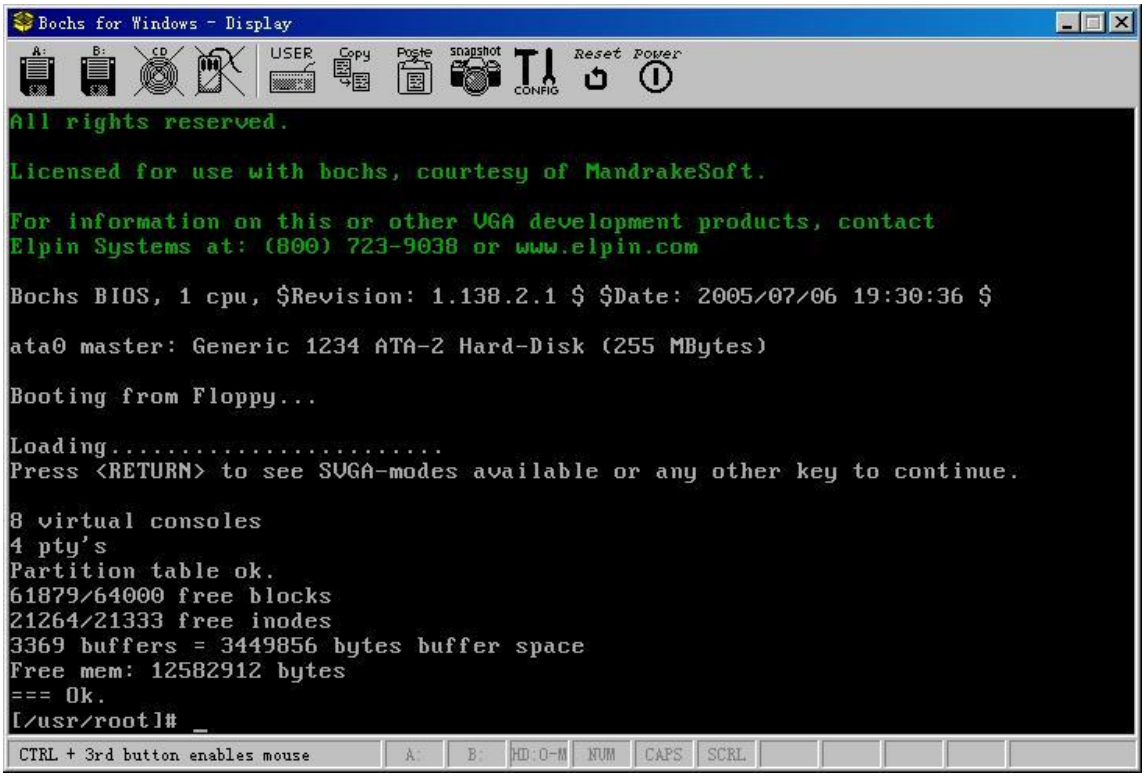



图 17-8 使用硬盘 Image 文件上的文件系统

## 17.8 在 Linux 0.12 系统上编译 0.12 内核

目前作者已经重新组建了一个带有 gcc 1.40 编译环境的 Linux 0.12 系统软件包。该系统设置成在 Bochs 仿真系统下运行，并且已经配置好相应的 bochs 配置文件。该软件包可从下面地址得到。

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.12-080324.zip

该软件包中含有一个 README 文件，其中说明了软件包中所有文件的作用和使用方法。若你的系统中已经安装了 bochs 系统，那么只需双击配置文件 bochsrc-0.12-hd.bxrc 的图标即可运行硬盘 Image 文件作为根文件系统的 Linux 0.12。在/usr/src/linux 目录下键入'make'命令即可编译 Linux 0.12 内核源代码，并生成引导启动映像文件 Image。若需要输出这个 Image 文件，可以首先备份 bootimage-0.12-hd 文件，

然后使用下面命令就会把 bootimage-0.12-hd 替换成新的引导启动文件。直接重新启动 Bochs 即可使用该新编译生成的 bootimage-0.12-hd 来引导系统。

```
[/usr/src/linux]# make
[/usr/src/linux]# dd bs=8192 if=Image of=/dev/fd0
[/usr/src/linux]# _
```

也可以使用 mtools 命令把新生成的 Image 文件写到第 2 个软盘映像文件 diskb.img 中，然后使用工具软件 WinImage 将 diskb.img 中的'Image'文件取出。

```
[/usr/src/linux]# mdir a:
Probable non-MSDOS disk
mdir: Cannot initialize 'A:'
[/usr/src/linux]# mcopy Image b:
Copying IMAGE
[/usr/src/linux]# mcopy System.map b:
Copying SYSTEM.MAP
[/usr/src/linux]# mdir b:
Volume in drive B is B.
 Directory for B:/
GCCLIB-1 TAZ      934577    3-29-104   7:49p
IMAGE             121344    4-29-104  11:46p
SYSTEM   MAP       17162    4-29-104  11:47p
README               764    3-29-104   8:03p
       4 File(s)     382976 bytes free
[/usr/src/linux]# _
```

如果想把新的引导启动 Image 文件与软盘上的根文件系统 rootimage-0.12 一起使用，那么在编译之前首先编辑 Makefile 文件，使用#注释掉'ROOT_DEV='一行内容即可。

在编译内核时通常可以很顺利地完成。可能出现的问题是编译器 gcc 不能识别选项'-mstring-ins'，这个选项是 Linus 对自己编译的 gcc 1.40 编译器做的扩展实验参数，用于对 gcc 生成字符串指令时进行优化处理。为了解决这个问题，可以直接删除所有 Makefile 中的这个参数再重新编译内核。另一个可能出现的问题是找不到 gar 命令，此时可以把/usr/local/bin/下的 ar 直接链接或复制/改名成 gar 即可。

# 17.9 在 Fedora 系统下编译 Linux 0.1X 内核

最初的 Linux 操作系统内核是在 Minix 1.5.10 操作系统的扩展版本 Minix-i386 上交叉编译开发的。Minix 1.5.10 该版本的操作系统是随 A.S. Tanenbaum 的《Minix 设计与实现》一书第 1 版一起由 Prentice Hall 发售的。该版本的 Minix 虽然可以运行在 80386 及其兼容微机上，但并没有利用 80386 的 32 位机制。为了能在该系统上进行 32 位操作系统的开发，Linus 使用了 Bruce Evans 的补丁程序将其升级为 MINIX-386，并把 GNU 的系列开发工具 gcc、gld、emacs、bash 等移植到 Minix-386 上。在这个平台上，Linus 进行交叉编译，开发出 Linux 0.01、0.03、0.11 和 0.12 等版本的内核。作者曾根据 Linux 邮件列表中的文章介绍，建立起了类似 Linus 当时的开发平台，并顺利地编译出 Linux 的早期版本内核（见 http://oldlinux.org 论坛中的介绍）。

但由于 Minix 1.5.10 早已过时，而且该开发平台的建立非常烦琐，因此这里只简单介绍一下如何修改 Linux 0.12 版内核源代码，使其能在目前常用的 RedHat 或 Fedora 操作系统标准的编译环境下进行编

译，生成可运行的启动映像文件 bootimage。读者可以在普通 PC 机上或 Bochs 等虚拟机软件中运行它。这里仅给出主要的修改方面，所有的修改之处可使用工具 diff 来比较修改后和未修改前的代码，找出其中的区别。假如，未修改过的代码在 linux 目录中，修改过的代码在 linux-mdf 中，则需要执行下面的命令：

```
diff -r linux linux-mdf > dif.out
```

其中文件 dif.out 中即包含代码中所有修改过的地方。已经修改好并能在 RedHat 9 或 Fedora 系统下编译的 Linux 0.1X 内核源代码可以从下面地址处下载：

http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.11-040327-rh9.tar.gz
http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.11-040327-rh9.diff.gz
http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.11-060617-gcc4-diff.gz
http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.11-060618-gcc4.tar.gz
http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.12-080328-gcc4-diff.gz
http://oldlinux.org/Linux.old/kernel/linux-0.12-080328-gcc4.tar.gz

用编译好的启动映像文件软盘启动时，屏幕上应该会显示以下信息：

```
Booting from Floppy...
Loading system ...

Insert root floppy and press ENTER
```

注意，如果在显示出“Loding system...”后就没有反应了，这说明内核不能识别计算机中的硬盘控制器子系统。可以找一台老式的 PC 机再试试，或者使用 vmware、bochs 等虚拟机软件试验。在要求插入根文件系统盘时，如果直接按回车键，则会显示以下不能加载根文件系统的信息，并且死机。若要完整地运行 linux 0.1X 操作系统，则还需要与之相配的根文件系统，可以到 oldlinux.org 网站上下载一个使用。

## 17.9.1 修改 Makefile 文件

在 Linux 0.1X 内核代码文件中，几乎每个子目录中都包括一个 Makefile 文件，需要对它们都进行以下修改：

a. 将 gas =>as, gld=>ld。现在 gas 和 gld 已经直接改名称为 as 和 ld 了。
b. as(原 gas)已经不用-c 选项，因此需要去掉其-c 编译选项。在内核主目录 Linux 下 Makefile 文件中。
c. 去掉 gcc 的编译标志选项：-fcombine-regs、-mstring-insns 以及所有子目录中 Makefile 中的这两个选项。在 94 年的 gcc 手册中就已找不到-fcombine-regs 选项，而-mstring-insns 是 Linus 自己对 gcc 的修改增加的选项，所以你我的 gcc 中肯定不包括这个优化选项。
d. 在 gcc 的编译标志选项中，增加-m386 选项。这样在 RedHat 9 下编译出的内核映像文件中就不含有 80486 及以上 CPU 的指令，因此该内核就可以运行在 80386 机器上。

## 17.9.2 修改汇编程序中的注释

as86 编译程序不能识别 c 语言的注释语句，因此需要使用!注释掉 boot/bootsect.s 文件中的 C 注释语句。

## 17.9.3 内存位置对齐语句 align 值的修改

在 boot 目录下的三个汇编程序中，align 语句使用的方法目前已经改变。原来 align 后面带的数值是指对起内存位置的幂次值，而现在则需要直接给出对起的整数地址值。因此，原来的语句：

.align 3

需要修改成(2 的 3 次幂值 2^3=8)：

.align 8

## 17.9.4 修改嵌入宏汇编程序

由于对 as 的不断改进，目前其自动化程度越来越高，因此已经不需要人工指定一个变量需使用的 CPU 寄存器。因此内核代码中的__asm__("ax")需要全部去掉。例如 fs/bitmap.c 文件的第 20 行、26 行上，fs/namei.c 文件的第 65 行上等。

在嵌入汇编代码中，另外还需要去掉所有对寄存器内容无效（会被修改的寄存器）的声明。例如 include/string.h 中第 84 行：

:"si","di","ax","cx");

需要修改成如下的样子：

: );

这样修改有时也会出现一些问题。由于 gcc 有时会根据上述声明对程序进行优化处理，某些地方若删除会被修改的寄存器内容就会造成 gcc 优化错误。因此程序代码中的某些地方还需要根据具体情况保留一些这类声明。例如在 include/string.h 文件 memcpy()定义中的第 342 行。

## 17.9.5 c 程序变量在汇编语句中的引用表示

在开发 Linux 0.1X 内核时所用的汇编器，在引用 C 程序中的变量时需要在变量名前加一下划线字符'_'，而目前的 gcc 编译器可以直接识别使用这些汇编中引用的 c 变量，因此需要将汇编程序（包括嵌入汇编语句）中所有 c 变量之前的下划线去掉。例如 boot/head.s 程序中的语句：

.globl _idt,_gdt,_pg_dir,_tmp_floppy_area

需要改成：

.globl idt,gdt,pg_dir,tmp_floppy_area

第 31 行语句：

lss _stack_start,%esp

需要改成：

lss stack_start,%esp

## 17.9.6 保护模式下调试显示函数

在进入保护模式之前,可以用 ROM BIOS 中的 int 0x10 调用在屏幕上显示信息,但进入了保护模式后，这些中断调用就不能使用了。为了能在保护模式运行环境中了解内核的内部数据结构和状态，我们可以使用下面这个数据显示函数 check_data32()[11]。内核中虽然有 printk()显示函数,但是它需要调用 tty_write(),在内核没有完全运转起来该函数是不能使用的。这个 check_data32()函数可以在进入保护模式后,在屏幕上打印你感兴趣的东西。起用页功能与否，不影响效果，因为虚拟内存在 4M 之内，正好使用了第一个页表目录项，而页表目录从物理地址 0 开始，再加上内核数据段基地址为 0，所以 4M 范围内，虚拟内存与线性内存以及物理内存的地址相同。linus 当初可能也这样斟酌过的，觉得这样设置使用起来比较方便☺。

[11] 该函数由 oldlinux.org 论坛上的朋友 notrump 提供。

嵌入式汇编语句的使用方法请参见第 3 章内容。

```
/*
* 作用：在屏幕上用 16 进制显示一个 32 位整数。
* 参数：value -- 要显示的整数。
*       pos   -- 屏幕位置,以 16 个字符宽度为单位,例如为 2,即表示从左上角 32 字符宽度处开始显示。
* 返回：无。
* 如果要在汇编程序中用，要保证该函数被编译链接进了内核.gcc 汇编中的用法如下:
* pushl  pos      //pos 要用你实际的数据代替,例如 pushl $4
* pushl  value    //pos 和 value 可以是任何合法的寻址方式
* call   check_data32
*/
inline void check_data32(int value, int pos)
{
__asm__ __volatile__(                       // %0 - 含有欲显示的值 value；ebx - 屏幕位置。
"shl    $4, %%ebx\n\t"              // 将 pos 值乘 16，在加上 VGA 显示内存起始地址，
"addl   $0xb8000, %%ebx\n\t"        // ebx 中得到在屏幕左上角开始的显示字符位置。
"movl   $0xf0000000, %%eax\n\t"     // 设置 4 比特屏蔽码。
"movb   $28, %%cl\n"                // 设置初始右移比特数值。
"1:\n\t"
"movl   %0, %%edx\n\t"              // 取欲显示的值 value➔edx
"andl   %%eax, %%edx\n\t"           // 取 edx 中有 eax 指定的 4 个比特。
"shr    %%cl, %%edx\n\t"            // 右移 28 位，edx 中即为所取 4 比特的值。
"add    $0x30, %%dx\n\t"            // 将该值转换成 ASCII 码。
"cmp    $0x3a, %%dx\n\t"            // 若该 4 比特数值小于 10，则向前跳转到标号 2 处。
"jb2f\n\t"
"add    $0x07, %%dx\n"              // 否则再加上 7，将值转换成对应字符 A—F。
"2:\n\t"
"add    $0x0c00, %%dx\n\t"          // 设置显示属性。
"movw   %%dx, (%%ebx)\n\t"          // 将该值放到显示内存中。
"sub    $0x04, %%cl\n\t"            // 准备显示下一个 16 进制数，右移比特位数减 4。
"shr    $0x04, %%eax\n\t"           // 比特位屏蔽码右移 4 位。
"add    $0x02, %%ebx\n\t"           // 更新显示内存位置。
"cmpl   $0x0, %%eax\n\t"            // 屏蔽码值已经移出右端（已经显示完 8 个 16 进制数）？
"jnz1b\n"                           // 还有数值需要显示，则向后跳转到标号 1 处。
::"m"(value), "b"(pos));
}
```

# 17.10 内核引导启动+根文件系统组成的集成盘

本节内容说明制作由内核引导启动映像文件和根文件系统组合成的集成盘映像文件的制作原理和方法。主要目的是了解 Linux 0.1X 内核内存虚拟盘工作原理，并进一步理解引导盘和根文件系统盘的概念。加深对 kernel/blk_drv/ramdisk.c 程序运行方式的理解。实际上，目前一般嵌入式系统中保存在 Flash 内的引导启动模块、内核模块和文件系统模块映像结构与此处的集成盘类似。

下面我们以使用 Linux 0.11 内核制作集成盘的过程为例说明制作过程。作为练习，请读者使用 0.12 内核来实现集成盘。在制作这个集成盘之前，我们需要首先下载或准备好以下实验软件（后面两个用于 0.12 内核集成盘的制作）：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.11-devel-040923.zip

http://oldlinux.org/Linux.old/images/rootimage-0.11-for-orig
http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.12-080324.zip
http://oldlinux.org/Linux.old/images/rootimage-0.12-20040306

linux-0.11-devel 是运行在 Bochs 下的带开发环境的 Linux 0.11 系统，rootimage-0.11 是 1.44MB 软盘映像文件中的 Linux 0.11 根文件系统。后缀'for-orig'是指该根文件系统适用于未经修改的 Linux 0.11 内核源代码编译出的内核引导启动映像文件。当然这里所说的“未经修改”是指没有对内核作过什么大的改动，因为我们还是要修改编译配置文件 Makefile，以编译生成含有内存虚拟盘的内核代码来。

## 17.10.1 集成盘制作原理

通常我们使用软盘启动 Linux 0.1X 系统时需要两张盘（这里“盘”均指对应软盘的 Image 文件）：一张是内核引导启动盘，一张是基本的根文件系统盘。这样必须使用两张盘才能引导启动系统来正常运行一个基本的 Linux 系统，并且在运行过程中根文件系统盘必须一直保持在软盘驱动器中。而我们这里描述的集成盘是指把内核引导启动盘和一个基本的根文件系统盘的内容合成制作在一张盘上。这样我们使用一张集成盘就能引导启动 Linux 0.1X 系统到命令提示符状态。集成盘实际上就是一张含有根文件系统的内核引导盘。

为了能运行集成盘系统，该盘上的内核代码中需要开启内存虚拟盘（RAMDISK）的功能。这样集成盘上的根文件系统就能被加载到内存中的虚拟盘中，从而系统上的两个软盘驱动器就能腾出来用于加载（mount）其他文件系统盘或派其他用途。下面我们再详细介绍一下在一张 1.44MB 盘上制作成集成盘的原理和步骤。

### 17.10.1.1 引导过程原理

Linux 0.1X 的内核在初始化时会根据编译时 Makefile 文件中设置的 RAMDISK 选项判断在系统物理内存是否要开辟虚拟盘区域。如果没有设置 RAMDISK（即其长度为 0）则内核会根据 ROOT_DEV 所设置的根文件系统所在设备号，从软盘或硬盘上加载根文件系统，执行无虚拟盘时的一般启动过程。

如果在编译 Linux 0.1X 内核源代码时，在其 linux/Makefile 配置文件中定义了 RAMDISK 的大小值，则内核代码在引导并初始化 RAMDISK 区域后就会首先尝试检测启动盘上的第 256 磁盘块（每个磁盘块为 1KB，即 2 个扇区）开始处是否存在一个根文件系统。检测方法是判断第 257 磁盘块中是否存在一个有效的文件系统超级块信息。如果有，则将该文件系统加载到 RAMDISK 区域中，并将其作为根文件系统使用。从而我们就可以使用一张集成了根文件系统的启动盘来引导系统到 shell 命令提示符状态。若启动盘上指定磁盘块位置（第 256 磁盘块）上没有存放一个有效的根文件系统，那么内核就会提示插入根文件系统盘。在用户按下回车键确认后，内核就把处于独立盘上的根文件系统整个地读入到内存的虚拟盘区域中去执行。这个检测和加载过程参见图 9-7 所示。

### 17.10.1.2 集成盘的结构

对于 Linux 0.1X 内核，其代码加数据段的长度很小，大约在 120KB 到 160KB 左右。在开发 Linux 系统初始阶段，即使考虑到内核的扩展，Linus 还是认为内核的长度不会超过 256KB，因此在 1.44MB 的盘上可以把一个基本的根文件系统放在启动盘的第 256 个磁盘块开始的地方，组合形成一个集成盘片。一个添加了基本根文件系统的引导盘（即集成盘）的结构示意图见图 17-9 所示。其中文件系统的详细结构请参见文件系统一章中的说明。

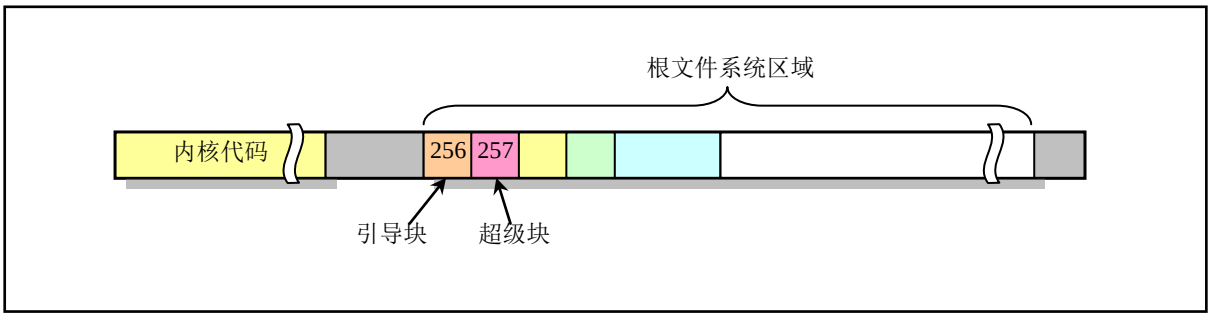



图 17-9 集成盘上代码结构

如上所述，集成盘上根文件系统放置的位置和大小主要与内核的长度和定义的 RAMDISK 区域的大小有关。Linus 在 ramdisk.c 程序中默认地定义了这个根文件系统的开始放置位置为第 256 磁盘块开始的地方。对于 Linux 0.1X 内核来讲，编译产生的内核 Image 文件（即引导启动盘 Image 文件）的长度在 120KB 到 160KB 左右，因此把根文件系统放在盘的第 256 磁盘块开始的地方肯定没有问题，只是稍许浪费了一点磁盘空间。还剩下共有 1440 - 256 = 1184 KB 空间可用来存放根文件系统。当然我们也可以根据具体编译出的内核大小来调整存放根文件系统的开始磁盘块位置。例如我们可以修改 ramdisk.c 第 75 行 block 的值为 130 把存放根文件系统的开始位置往前挪动一些以腾出更多的磁盘空间供盘上的根文件系统使用。

## 17.10.2 集成盘的制作过程

在不改动内核程序 ramdisk.c 中默认定义的根文件系统开始存放磁盘块位置的情况下，我们假设需要制作集成盘上的根文件系统的容量为 1024KB（最大不超过 1184KB）。制作集成盘的主要思路是首先建立一个 1.44MB 的空的 Image 盘文件，然后将新编译出的开启了 RAMDISK 功能的内核 Image 文件复制到该盘的开始处。再把定制的大小不超过 1024KB 的文件系统复制到该盘的第 256 磁盘块开始处。具体制作步骤如下所示。

### 17.10.2.1 重新编译内核

重新编译带有 RAMDISK 定义的内核 Image 文件，假定 RAMDISK 区域设置为 2048KB。方法如下：在 Bochs 系统中运行 linux-0.1X 系统。编辑其中的/usr/src/linux/Makefile 文件，修改以下设置行：

```
RAMDISK = -DRAMDISK = 2048
ROOT_DEV = FLOPPY
```

然后重新编译内核源代码生成新的内核 Image 文件。

```
make clean; make
```

### 17.10.2.2 制作临时根文件系统

制作大小为 1024KB 的根文件系统 Image 文件，假定其文件名为 rootram.img。在制作过程中使用带硬盘 Image 文件的 Bochs 配置文件（bochsrc-hd.bxrc）运行 Bochs 系统。制作方法如下：

(1) 利用本章前面介绍的方法制作一张大小为 1024KB 的空 Image 文件。假定该文件的名称是 rootram.img。可使用在现在的 Linux 系统下执行下面命令生成：

```
    dd bs=1024 if=/dev/zero of=rootram.img count=1024
```

(2) 在 Bochs 系统中运行 linux-0.1X 系统。然后在 Bochs 主窗口上把驱动盘分别配置成：A 盘为 rootimage-0.1X（0.11 内核是 rootimage-0.11-orign）；B 盘为 rootram.img。
(3) 使用下面命令在 rootram.img 盘上创建大小为 1024KB 的空文件系统。然后分别把 A 盘和 B 盘加载到/mnt 和/mnt1 目录上。若目录/mnt1 不存在，可以建立一个。

```
mkfs /dev/fd1 1024
mkdir /mnt1
mount /dev/fd0 /mnt
mount /dev/fd1 /mnt1
```

(4) 使用 cp 命令有选择性地复制/mnt 上 rootimage-0.1X 中的文件到/mnt1 目录中，在/mnt1 中制作出一个根文件系统。若遇到出错信息，那么通常是容量已经超过了 1024KB 了。利用下面的命令或使用本章前面介绍的方法来建立根文件系统。

首先精简/mnt/中的文件，以满足容量不要超过 1024KB 的要求。我们可以删除一些/bin 和/usr/bin 下的文件来达到这个要求。关于容量可以使用 df 命令来查看。例如我选择保留的文件是以下一些：

```
[/mnt/bin]# ll
total 495
-rwx--x--x   1 root     root        29700 Apr 29 20:15 mkfs
-rwx--x--x   1 root     root        21508 Apr 29 20:15 mknod
-rwx--x--x   1 root     root        25564 Apr 29 20:07 mount
-rwxr-xr-x   1 root     root       283652 Sep 28 10:11 sh
-rwx--x--x   1 root     root        25646 Apr 29 20:08 umount
-rwxr-xr-x   1 root     4096       116479 Mar  3  2004 vi
[/mnt/bin]# cd /mnt/usr/bin
[/mnt/usr/bin]# ll
total 364
-rwxr-xr-x   1 root     root        29700 Jan 15  1992 cat
-rwxr-xr-x   1 root     root        29700 Mar  4  2004 chmod
-rwxr-xr-x   1 root     root        33796 Mar  4  2004 chown
-rwxr-xr-x   1 root     root        37892 Mar  4  2004 cp
-rwxr-xr-x   1 root     root        29700 Mar  4  2004 dd
-rwx--x--x   1 root     4096        36125 Mar  4  2004 df
-rwx--x--x   1 root     root        46084 Sep 28 10:39 ls
-rwxr-xr-x   1 root     root        29700 Jan 15  1992 mkdir
-rwxr-xr-x   1 root     root        33796 Jan 15  1992 mv
-rwxr-xr-x   1 root     root        29700 Jan 15  1992 rm
-rwxr-xr-x   1 root     root        25604 Jan 15  1992 rmdir
[/mnt/usr/bin]#
```

然后利用下列命令复制文件。另外，可以按照自己的需要修改一下/mnt/etc/fstab 和/mnt/etc/rc 文件中的内容。此时，我们就在 fd1（/mnt1/）中建立了一个大小在 1024KB 以内的文件系统。

```
cd /mnt1
for i in bin dev etc usr tmp
do
cp +recursive +verbose /mnt/$i $i
done
sync
```

(5) 使用 umount 命令卸载/dev/fd0 和/dev/fd1 上的文件系统，然后使用 dd 命令把/dev/fd1 中的文件系统复制到 Linux-0.1X 系统中，建立一个名称为 rootram-0.1X 的根文件系统 Image 文件：

```
dd bs=1024 if=/dev/fd1 of=rootram-0.1X count=1024
```

此时在 Bochs 下的 Linux-0.1X 系统中我们已经有了新编译出的内核映像文件/usr/src/linux/Image 和一个简单的容量不超过 1024KB 的根文件系统映像文件 rootram-0.1X。

#### 17.10.2.3 建立集成盘

组合上述两个映像文件，建立集成盘。修改 Bochs 主窗口 A 盘配置，将其设置为前面准备好的 1.44MB 名称为 bootroot-0.1X 的映像文件。然后执行命令：

```
dd bs=8192 if=/usr/src/linux/Image of=/dev/fd0
dd bs=1024 if=rootram-0.1X of=/dev/fd0 seek=256
sync;sync;sync;
```

其中选项 bs=1024 表示定义缓冲的大小为 1KB。seek=256 表示写输出文件时跳过前面的 256 个磁盘块。然后退出 Bochs 系统。此时我们在主机的当前目录下就得到了一张可以运行的集成盘映像文件 bootroot-0.1X

### 17.10.3 运行集成盘系统

先为集成盘制作一个简单的 Bochs 配置文件 bootroot-0.1X.bxrc。其中主要设置是：

```
floppya: 1_44=bootroot-0.1X
```

然后用鼠标双击该配置文件运行 Bochs 系统。此时应有如图 17-10 所示显示结果。

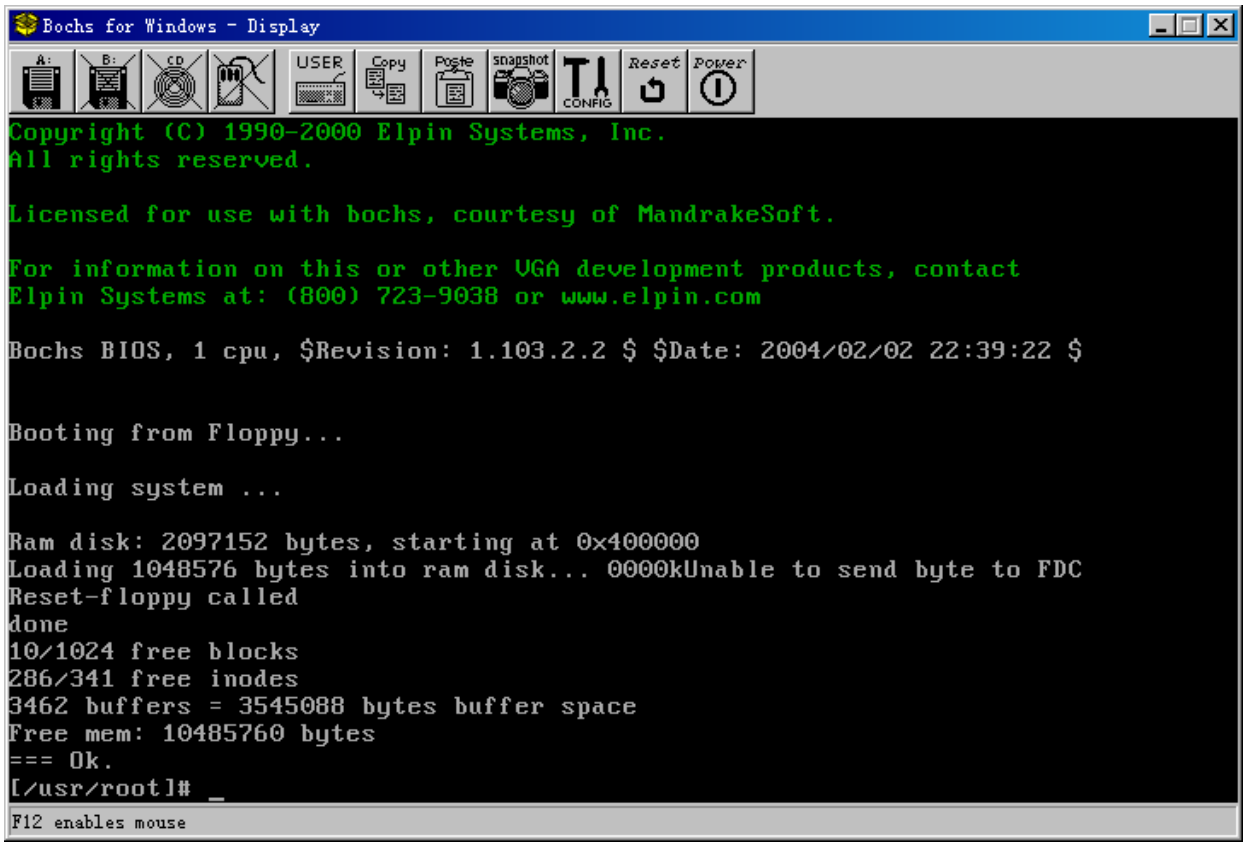



图 17-10 集成盘运行界面

为了方便大家做实验，也可以从下面网址下载已经做好并能立刻运行的 0.11 内核的集成盘软件：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/bootroot-0.11-040928.zip

# 17.11 利用 GDB 和 Bochs 调试内核源代码

本节说明如何在现有 Linux 系统（例如 RedHat 9 或 Fedora）上使用 Bochs 模拟运行环境和 gdb 工具来调试 Linux 0.1X 内核源代码。在使用这个方法之前，你的 Linux 系统上应该已经安装有 X window 系统。由于 Bochs 网站提供的 RPM 安装包中的 Bochs 执行程序没有编译进与 gdb 调试器进行通信的 gdbstub 模块，因此我们需要下载 Bochs 源代码来自行编译。

gdbstub 可以使得 Bochs 程序在本地 1234 网络端口侦听接收 gdb 的命令，并且向 gdb 发送命令执行结果。从而我们可以利用 gdb 对 Linux 0.1X 内核进行 C 语言级的调试。当然，Linux 0.1X 内核也需要进行使用-g 选项重新编译。

## 17.11.1 编译带 gdbstub 的 Bochs 系统

Bochs 用户手册中介绍了自行编译 Bochs 系统的方法。这里我们给出编译带 gdbstub 的 Bochs 系统的方法和步骤。首先从下面网站下载最新 Bochs 系统源代码（例如：bochs-2.2.tar.gz）：

http://sourceforge.net/projects/bochs/

使用 tar 对软件包解压后会在当前目录中生成一个 bochs-2.2 子目录。进入该子目录后带选项

“--enable-gdb-stub”运行配置程序 configure，然后运行 make 和 make install 即可，见如下所示：

```
[root@plinux bochs-2.2]# ./configure --enable-gdb-stub
checking build system type... i686-pc-linux-gnu
checking host system type... i686-pc-linux-gnu
checking target system type... i686-pc-linux-gnu
...
[root@plinux bochs-2.2]# make
[root@plinux bochs-2.2]# make install
```

若在运行./configure 时我们碰到一些问题而不能生成编译使用的 Makefile 文件，那么这通常是由于没有安装 X window 开发环境软件或相关库文件造成的。此时我们就必须先安装这些必要的软件。

## 17.11.2 编译带调试信息的 Linux 0.1X 内核

通过把 Bochs 的模拟运行环境与 gdb 符号调试工具联系起来，我们既可以使用 Linux 0.1X 系统下编译的带调试信息的内核模块来调试，也可以使用在 RedHat 9 环境下编译的 0.1X 内核模块来调试。这两种环境下都需要对 0.1X 内核源代码目录中所有 Makefile 文件进行修改，即在其中编译标志行上添加-g 标志，并去掉链接标志行上的-s 选项：

```
LDFLAGS = -M -x                                    // 去掉 -s 标志。
CFLAGS  =-Wall -O -g -fomit-frame-pointer \        // 添加 -g 标志。
```

进入内核源代码目录后，利用 find 命令我们可以找到以下所有需要修改的 Makefile 文件：

```
[root@plinux linux-0.1X]# find ./ -name Makefile
./fs/Makefile
./kernel/Makefile
./kernel/chr_drv/Makefile
./kernel/math/Makefile
./kernel/blk_drv/Makefile
./lib/Makefile
./Makefile
./mm/Makefile
[root@plinux linux-0.1X]#
```

另外，由于此时编译出的内核代码模块中含有调试信息，因此 system 模块大小可能会超过写入内核代码映像文件的默认最大值 SYSSIZE = 0x3000（定义在 boot/bootsect.s 文件第 6 行）。我们可以按以下方法修改源代码根目录中的 Makefile 文件中产生 Image 文件的规则，即把内核代码模块 system 中的符号信息去掉后再写入 Image 文件中，而原始带符号信息的 system 模块保留用作 gdb 调试器使用。注意，目标的实现命令需要以一个制表符（TAB）作为一行的开始。

```
Image: boot/bootsect boot/setup tools/system tools/build
        cp -f tools/system system.tmp
        strip system.tmp
        tools/build boot/bootsect boot/setup system.tmp $(ROOT_DEV) $(SWAP_DEV) > Image
        rm -f system.tmp
        sync
```

当然，我们也可以把 boot/bootsect.s 和 tools/build.c 中的 SYSSIZE 值修改成 0x8000 来处理这种情况。

## 17.11.3 调试方法和步骤

下面我们根据在现代 Linux 系统（例如 RedHat 或 Fedora）上和运行在 Bochs 中 Linux 0.1X 系统上编译出的内核代码分别来说明调试方法和步骤。下面仅给出 0.11 内核代码的调试方法和步骤，0.12 内核的调试方法和步骤完全一样。

### 17.11.3.1 调试现代 Linux 系统上编译出的 Linux 0.11 内核

假设我们的 Linux 0.11 内核源代码根目录是 linux-rh9-gdb/，则我们首先在该目录中按照上面方法修改所有 Makefile 文件，然后在 linux-rh9-gdb/目录下创建一个 bochs 运行配置文件并下载一个配套使用的根文件系统映像文件。我们可以直接从网站下载已经设置好的如下软件包来做实验：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.11-gdb-rh9-050619.tar.gz

使用命令“tar zxvf linux-gdb-rh9-050619.tar.gz”解开这个软件包后，可以看到其中包含以下几个文件和目录：

```
[root@plinux linux-gdb-rh9]# ls -l
total 1600
-rw-r--r--    1 root     root        18055 Jun 18 15:07 bochsrc-fd1-gdb.bxrc
drwxr-xr-x   10 root     root         4096 Jun 18 22:55 linux
-rw-r--r--    1 root     root      1474560 Jun 18 20:21 rootimage-0.11-for-orig
-rwxr-xr-x    1 root     root           35 Jun 18 16:54 run
[root@plinux linux--gdb-rh9]#
```

第 1 个文件 bochsrc-fd1-gdb.bxrc 是 Bochs 配置文件，其中已经把文件系统映像文件 rootimage-0.11-for-orig 设置为插入在第 2 个“软盘驱动器”中。这个 bochs 配置文件与其他 Linux 0.11 配置文件的主要区别是在文件头部添加有以下一行内容，表示当 bochs 使用这个配置文件运行时将在本地网络端口 1234 上侦听 gdb 调试器的命令：

```
gdbstub: enabled=1, port=1234, text_base=0, data_base=0, bss_base=0
```

上面第 2 项 linux/是 Linux 0.11 源代码目录，其中包含了已经修改好所有 Makefile 文件的内核源代码文件。第 3 个文件 rootimage-0.11-for-orig 是与这个内核代码配套的根文件系统映像文件。第 4 个文件是一个简单脚本程序，其中包含一行 bochs 启动命令行。运行这个实验的基本步骤如下：

1. 启动 X window 系统后打开两个终端窗口；
2. 在一个窗口中，把工作目录切换进 linux-gdb-rh9/目录中，并运行程序“./run”，此时该窗口中会显示一条等待 gdb 来连接的信息：“Wait for gdb connection on localhost:1234”，并且系统会创建一个 Bochs 主窗口（此时无内容）；
3. 在另一个窗口中，我们把工作目录切换到内核源代码目录中 linux-gdb-rh9/linux/，并运行命令：“gdb tools/system”；
4. 在运行 gdb 的窗口中键入命令“break main”和“target remote localhost:1234”，此时 gdb 会显示已经连接到 Bochs 的信息；
5. 在 gdb 环境中再执行命令“cont”，稍过一会 gdb 会显示程序停止在 init/main.c 的 main()函数处。

此后我们就可以使用 gdb 的命令来观察源代码和调试内核程序了。例如我们可以使用 list 命令来观察源代码、用 help 命令来取得在线帮助信息、用 break 来设置其他断点、用 print/set 来显示/设置一些变量值、用 next/step 来执行单步调试、用 quit 命令退出 gdb 等。gdb 的具体使用方法请参考 gdb 手册。下面是运行 gdb 和在其中执行的一些命令示例。

```
[root@plinux linux]# gdb tools/system                          // 启动 gdb 执行 system 内核模块。
GNU gdb Red Hat Linux (5.3post-0.20021129.18rh)
Copyright 2003 Free Software Foundation, Inc.
GDB is free software, covered by the GNU General Public License, and you are
welcome to change it and/or distribute copies of it under certain conditions.
Type "show copying" to see the conditions.
There is absolutely no warranty for GDB.  Type "show warranty" for details.
This GDB was configured as "i386-redhat-linux-gnu"...
(gdb) break main                                               // 在 main()函数处设置断点。
Breakpoint 1 at 0x6621: file init/main.c, line 110.
(gdb) target remote localhost:1234                             // 与 Bochs 连接。
Remote debugging using localhost:1234
0x0000fff0 in sys_mkdir (pathname=0x0, mode=0) at namei.c:481
481     namei.c: No such file or directory.
        in namei.c
(gdb) cont                                                     // 继续执行至断点处。
Continuing.
Breakpoint 1, main () at init/main.c:110                       // 程序在断点处停止运行。
110             ROOT_DEV = ORIG_ROOT_DEV;
(gdb) list                                                     // 查看源代码。
105     {                       /* The startup routine assumes (well, ...) this */
106     /*
107      * Interrupts are still disabled. Do necessary setups, then
108      * enable them
109      */
110             ROOT_DEV = ORIG_ROOT_DEV;
111             drive_info = DRIVE_INFO;
112             memory_end = (1<<20) + (EXT_MEM_K<<10);
113             memory_end &= 0xfffff000;
114             if (memory_end > 16*1024*1024)
(gdb) next                                                     // 单步执行。
111             drive_info = DRIVE_INFO;
(gdb) next                                                     // 单步执行。
112             memory_end = (1<<20) + (EXT_MEM_K<<10);
(gdb) print /x ROOT_DEV                                        // 打印变量 ROOT_DEV 的值。
$3 = 0x21d                                                     // 第 2 个软盘设备号。
(gdb) quit                                                     // 退出 gdb 命令。
The program is running.  Exit anyway? (y or n) y
[root@plinux linux]#
```

在 gdb 中进行内核源代码调试时，有时会显示源程序没有找到的问题，例如 gdb 有时会显示“memory.c: No such file or directory”，这是由于在编译 mm/下的 memory.c 等文件时，Makefile 文件指示 ld 链接器把生成的 mm/下的文件模块链接生成了可重定位的模块 mm.o，并且在源代码根目录 linux/下再次作为 ld 的输入模块。因此，我们可以把这些文件复制到 linux/目录下重新进行调试操作。

### 17.11.3.2 调试 Linux 0.1X 系统上编译出的 0.1X 内核

为了在 RedHat 9 等现代 Linux 操作系统中调试 Linux 0.1X 系统上编译出的内核，那么我们在修改和编译出内核映像文件 Image 之后，需要把整个 0.1X 内核源代码目录复制到 Redhat 或 Fedora 系统中。然后按照上面类似的步骤进行操作。我们可以使用前面介绍的 linux-0.1X 环境编译内核，然后对这个包含 Image 文件的内核源代码目录树进行压缩，再使用 mcopy 命令写到 Bochs 的第 2 个软盘映像文件中，最后利用 WinImage 软件或者 mount 命令取出其中的压缩文件。下面给出编译和取出文件过程的基本步骤。

1. 在 Bochs 下运行 Linux-0.1X 系统，进入目录/usr/src/，并创建目录 linux-gdb；
2. 使用命令先复制整个 0.1X 内核源代码树：“cp -a linux linux-gdb/”。然后进入 linux-gdb/linux/目录，按照上面所述方法修改所有 Makefile 文件，并编译内核；
3. 回到/usr/src/目录，用 tar 命令对 linux-gdb/目录进行压缩，得到 linux-gdb.tgz 文件；
4. 把压缩文件复制到第 2 个软盘（b 盘)映像文件中：“mcopy linux-gdb.tgz b:”。如果 b 盘空间不够，请先使用删除文件命令“mdel b: 文件名”在 b 盘上腾出一些空间。
5. 如果主机环境是 windows 操作系统，那么请使用 WinImage 取出 b 盘映像文件中的压缩文件，并通过 FTP 服务器或使用其他方法放到 Redhat 系统中；如果主机环境原来就是 Redhat 或其他现代 Linux 系统，那么可以使用 mount 命令加载 b 盘映像文件，并从中复制出压缩内核文件。
6. 在现代 Linux 系统上解压复制出的压缩文件，会生成包含 0.1X 内核源代码目录树的 linux-gdb/目录。进入 linux-gdb/目录，创建 bochs 配置文件 bochsrc-fd1-gdb.bxrc。这个配置文件也可以直接取自于 linux-0.11-devel 软件包中的 bochsrc-fdb.bxrc 文件，并自行添加上 gdbstub 参数行。再从 oldlinux.org 网站上下载 rootimage-0.11 根文件系统软盘映像文件，同样保存在 linux-gdb/目录中。

此后我们可以继续按照上一小节的步骤执行源代码调试实验。下面是上述步骤的一个示例，我们假设主机环境是 Redhat 9 系统，并在其上运行 Bochs 中的 Linux 0.11 系统。

```
[/usr/root]# cd /usr/src                          // 进入源代码目录。
[/usr/src]# mkdir linux-gdb                       // 创建目录 linux-gdb。
[/usr/src]# cp -a linux linux-gdb/                // 把内核源代码树复制到 linux-gdb/中。
[/usr/src]# cd linux-gdb/linux
[/usr/src/linux-gdb/linux]# vi Makefile           // 修改所有 Makefile 文件。
...
[/usr/src/linux-gdb/linux]# make clean; make      // 编译内核。
...
[/usr/src/linux-gdb/linux]# cd ../../
[/usr/src]# tar zcvf linux-gdb.tgz linux-gdb      // 创建压缩文件 linux-gdb.tgz。
...
[/usr/src]# mdir b:                               // 查看 b 盘映像文件内容。
 Volume in drive B is Bt
 Directory for B:/
LINUX-GD TGZ      827000    6-18-105  10:28p
TPUT     TAR      184320    3-09-132   3:16p
LILO     TAR      235520    3-09-132   6:00p
SHOELA~1 Z        101767    9-19-104   1:24p
SYSTEM   MAP       17771   10-05-104  11:22p
       5 File(s)      90624 bytes free
[/usr/src]# mdel b:linux-gd.tgz                   // 空间不够，于是删除 b 盘上文件。
[/usr/src]# mcopy linux-gdb.tgz b:                // 把 linux-gdb.tgz 复制到 b 盘上。
Copying LINUX-GD.TGZ
[/usr/src]#
```

关闭 Bochs 系统后，我们在 b 盘映像文件中得到名称为 LINUX-GD.TGZ 的压缩文件。在 Redhat 9 Linux 主机环境下利用下面命令序列可以建立起调试实验目录。

```
[root@plinux 0.11]# mount -t msdos diskb.img /mnt/d4 -o loop,r     // 加载 b 盘映像文件。
[root@plinux 0.11]# ls -l /mnt/d4                                  // 查看 b 盘中内容。
total 1234
-rwxr-xr-x    1 root     root       235520 Mar  9  2032 lilo.tar
-rwxr-xr-x    1 root     root       723438 Jun 19  2005 linux-gd.tgz
-rwxr-xr-x    1 root     root       101767 Sep 19  2004 shoela~1.z
-rwxr-xr-x    1 root     root        17771 Oct  5  2004 system.map
-rwxr-xr-x    1 root     root       184320 Mar  9  2032 tput.tar
[root@plinux 0.11]# cp /mnt/d4/linux-gd.tgz .                      // 复制 b 盘中的压缩文件。
[root@plinux 0.11]# umount /mnt/d4                                 // 卸载 b 盘映像文件。
[root@plinux 0.11]# tar zxvf linux-gd.tgz                          // 解压文件。
...
[root@plinux 0.11]# cd linux-gdb
[root@plinux linux-gdb]# ls -l
total 4
drwx--x--x   10 15806    root         4096 Jun 19  2005 linux
[root@plinux linux-gdb]#
```

此后我们还需要在 linux-gdb/目录下创建 Bochs 运行配置文件 bochsrc-fd1-gdb.bxrc，并且下载软盘根文件系统映像文件 rootimage-0.11。为方便起见，我们还可以创建只包含“bochs -q -f bochsrc-fd1-gdb.bxrc”一行内容的脚本文件 run，并把该文件属性设置成可执行。另外，oldlinux.org 上已经为大家制作好一个可以直接进行调试实验的软件包，其中包含的内容与直接在 Redhat 9 下编译使用的软件包内容基本相同：

http://oldlinux.org/Linux.old/bochs/linux-0.11-gdb-050619.tar.gz

# 参考文献


[1] Intel Co. INTEL 80386 Programmer's Reference Manual 1986, INTEL CORPORATION,1987.

[2] Intel Co. IA-32 Intel Architecture Software Developer's Manual Volume.3:System Programming Guide. http://www.intel.com/, 2005.

[3] James L. Turley. Advanced 80386 Programming Technigues. Osborne McGraw-Hill,1988.

[4] Brian W. Kernighan, Dennis M. Ritchie. The C programming Language. Prentice-Hall 1988.

[5] Leland L. Beck. System Software: An Introduction to Systems Programming,3nd. Addison-Wesley,1997.

[6] Richard Stallman, Using and Porting the GNU Compiler Collection,the Free Software Foundation, 1998.

[7] The Open Group Base Specifications Issue 6 IEEE Std 1003.1-2001, The IEEE and The Open Group.

[8] David A Rusling, The Linux Kernel, 1999. http://www.tldp.org/

[9] Linux Kernel Source Code，http://www.kernel.org/

[10] Digital co.ltd. VT100 User Guide, http://www.vt100.net/

[11] Clark L. Coleman. Using Inline Assembly with gcc. http://oldlinux.org/Linux.old/

[12] John H. Crawford, Patrick P. Gelsinger. Programming the 80386. Sybex, 1988.

[13] FreeBSD Online Manual, http://www.freebsd.org/cgi/man.cgi

[14] Andrew S.Tanenbaum 著 陆佑珊、施振川译，操作系统教程 MINIX 设计与实现. 世界图书出版公司，1990.4

[15] Maurice J. Bach 著，陈葆珏，王旭，柳纯录，冯雪山译，UNIX 操作系统设计. 机械工业出版社，2000.4

[16] John Lions 著，尤晋元译，莱昂氏 UNIX 源代码分析，机械工业出版社，2000.7

[17] Andrew S. Tanenbaum 著 王鹏，尤晋元等译，操作系统：设计与实现（第 2 版），电子工业出版社，1998.8

[18] Alessandro Rubini，Jonathan 著，魏永明，骆刚，姜君译，Linux 设备驱动程序，中国电力出版社，2002.11

[19] Daniel P. Bovet, Marco Cesati 著, 陈莉君，冯锐，牛欣源 译，深入理解 LINUX 内核, 中国电力出版社 2001.

[20] 张载鸿. 微型机(PC 系列)接口控制教程, 清华大学出版社，1992.

[21] 李凤华，周利华，赵丽松. MS-DOS 5.0 内核剖析. 西安电子科技大学出版社，1992.

[22] W.Richard Stevens 著 尤晋元等译，UNIX 环境高级编程. 机械工业出版社，2000.2

[23] P.J. Plauger. The Standard C Library. Prentice Hall, 1992

[24] Free Software Foundation. The GNU C Library. http://www.gnu.org/ 2001

[25] Bochs simulation system. http://bochs.sourceforge.net/

[26] Brennan "Bas" Underwood. Brennan's Guide to Inline Assembly. http://www.rt66.com/~brennan/

[27] John R. Levine. Linkers & Loaders. http://www.iecc.com/linker/

[28] Randal E. Bryant, David R. O'Hallaron 著. 龚奕利, 雷迎春译. 深入理解计算机系统. 中国电力出版社 2004

[29] Intel. Data Sheet: 8254 Programmable Interval Timer. 1993.9

[30] Intel. Data Sheet: 8259A Programmable Interrupt Controller. 1988.12

[31] Intel. Data Sheet: 82077A CHMOS Single-chip Floppy Disk Controller. 1994.5

[32] Robert Love 著，陈莉君，康华，张波译，Linux 内核设计与实现，机械工业出版社，2004.11

[33] Adam Chapweske. The PS/2 Keyboard Interface. http://www.computer-engineering.org/

[34] Dean Elsner, Jay Fenlason & friends. Using as: The GNU Assembler. http://www.gnu.org/ 1998

[35] Steve Chamberlain. Using ld: The GNU linker. http://www.gnu.org/ 1998

[36] Michael K. Johnson. The Linux Kernel Hackers' Guide. http://www.tldp.org/ 1995

[37] Richard F. Ferraro. Programmer’s Guide to the EGA, VGA, and Super VGA Cards. 3rd ed. Addison-Wesley, 1995.

附录

# 附录1 ASCII 码表

| 十进制 | 十六进制 | 字符 | 十进制 | 十六进制 | 字符 | 十进制 | 十六进制 | 字符 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 0 | 00 | NUL | 43 | 2B | + | 86 | 56 | V |
| 1 | 01 | SOH | 44 | 2C | , | 87 | 57 | W |
| 2 | 02 | STX | 45 | 2D | - | 88 | 58 | X |
| 3 | 03 | ETX | 46 | 2E | . | 89 | 59 | Y |
| 4 | 04 | EOT | 47 | 2F | / | 90 | 5A | Z |
| 5 | 05 | ENQ | 48 | 30 | 0 | 91 | 5B | [ |
| 6 | 06 | ACK | 49 | 31 | 1 | 92 | 5C | \ |
| 7 | 07 | BEL | 50 | 32 | 2 | 93 | 5D | ] |
| 8 | 08 | BS | 51 | 33 | 3 | 94 | 5E | ^ |
| 9 | 09 | TAB | 52 | 34 | 4 | 95 | 5F | _ |
| 10 | 0A | LF | 53 | 35 | 5 | 96 | 60 | ` |
| 11 | 0B | VT | 54 | 36 | 6 | 97 | 61 | a |
| 12 | 0C | FF | 55 | 37 | 7 | 98 | 62 | b |
| 13 | 0D | CR | 56 | 38 | 8 | 99 | 63 | c |
| 14 | 0E | SO | 57 | 39 | 9 | 100 | 64 | d |
| 15 | 0F | SI | 58 | 3A | : | 101 | 65 | e |
| 16 | 10 | DLE | 59 | 3B | ; | 102 | 66 | f |
| 17 | 11 | DC1 | 60 | 3C | < | 103 | 67 | g |
| 18 | 12 | DC2 | 61 | 3D | = | 104 | 68 | h |
| 19 | 13 | DC3 | 62 | 3E | > | 105 | 69 | i |
| 20 | 14 | DC4 | 63 | 3F | ? | 106 | 6A | j |
| 21 | 15 | NAK | 64 | 40 | @ | 107 | 6B | k |
| 22 | 16 | SYN | 65 | 41 | A | 108 | 6C | l |
| 23 | 17 | ETB | 66 | 42 | B | 109 | 6D | m |
| 24 | 18 | CAN | 67 | 43 | C | 110 | 6E | n |
| 25 | 19 | EM | 68 | 44 | D | 111 | 6F | o |
| 26 | 1A | SUB | 69 | 45 | E | 112 | 70 | p |
| 27 | 1B | ESC | 70 | 46 | F | 113 | 71 | q |
| 28 | 1C | FS | 71 | 47 | G | 114 | 72 | r |
| 29 | 1D | GS | 72 | 48 | H | 115 | 73 | s |
| 30 | 1E | RS | 73 | 49 | I | 116 | 74 | t |
| 31 | 1F | US | 74 | 4A | J | 117 | 75 | u |
| 32 | 20 | (space) | 75 | 4B | K | 118 | 76 | v |
| 33 | 21 | ! | 76 | 4C | L | 119 | 77 | w |
| 34 | 22 | " | 77 | 4D | M | 120 | 78 | x |
| 35 | 23 | # | 78 | 4E | N | 121 | 79 | y |
| 36 | 24 | $ | 79 | 4F | O | 122 | 7A | z |
| 37 | 25 | % | 80 | 50 | P | 123 | 7B | { |
| 38 | 26 | & | 81 | 51 | Q | 124 | 7C | \| |
| 39 | 27 | ' | 82 | 52 | R | 125 | 7D | } |
| 40 | 28 | ( | 83 | 53 | S | 126 | 7E | ~ |
| 41 | 29 | ) | 84 | 54 | T | 127 | 7F | DEL |
| 42 | 2A | * | 85 | 55 | U | | | |

# 附录2 常用 C0、C1 控制字符表

常用 C0 控制字符表

| 助记符 | 代码值 | 采取的行动 |
|---|---|---|
| NUL | 0x00 | Null -- 在接收到时忽略（不保存在输入缓冲中）。 |
| ENQ | 0x05 | Enquiry -- 传送应答消息。 |
| BEL | 0x07 | Bell -- 发声响。 |
| BS | 0x08 | Backspace -- 将光标左移一个字符。若光标已经处在左边沿，则无动作。 |
| HT | 0x09 | Horizontal Tabulation -- 将光标移到下一个制表位。若右侧已经没有制表位，则移到右边缘处。 |
| LF | 0x0a | Linefeed -- 此代码导致一个回车或换行操作（见换行模式）。 |
| VT | 0x0b | Virtical Tabulation -- 作用如 LF。 |
| FF | 0x0c | Form Feed -- 作用如 LF。 |
| CR | 0x0d | Carriage Return -- 将光标移到当前行的左边缘处。 |
| SO | 0x0e | Shift Out -- 使用由 SCS 控制序列选择的 G1 字符集。G1 可指定 5 种字符集之一。 |
| SI | 0x0f | Shift In -- 使用由 SCS 控制序列选择的 G0 字符集。G0 可指定 5 种字符集之一。 |
| DC1 | 0x11 | Device Control 1 -- 即 XON。使终端重新继续传输。 |
| DC3 | 0x13 | Device Control 3 -- 即 XOFF。使中断除发送 XOFF 和 XON 外，停止发送其他所有代码。 |
| CAN | 0x18 | Cancel -- 若在控制序列期间发送，则序列不会执行而立刻终止。同时显示出错字符。 |
| SUB | 0x1a | Substitute -- 作用同 CAN。 |
| ESC | 0x1b | Escape -- 产生一个转义控制序列。 |
| DEL | 0x7f | Delete -- 在输入时忽略（不保存在输入缓冲中）。 |

常用 C1 控制字符表。

| 助记符 | 代码值 | 7B 表示 | 采取的行动 |
|---|---|---|---|
| IND | 0x84 | ESC D | Index -- 光标在同列下移一行。若光标已在底行，则执行滚屏操作。 |
| NEL | 0x85 | ESC H | Next Line --光标移动到下一行头一列。若光标已在底行，则执行滚屏操作。 |
| HTS | 0x88 | ESC E | Horizontal Tab Set -- 在光标处设置一个水平制表位。 |
| RI | 0x8d | ESC M | Reverse index -- 光标在同列上移一行。若光标已在顶行，则执行滚屏操作。 |
| SS2 | 0x8e | ESC N | Single Shift G2 -- 为显示下一个字符临时调用 GL 中 G2 字符集。G2 由选择字符集（SCS）控制序列指定（参见下面转义序列和控制序列表）。 |
| SS3 | 0x8f | ESC O | Single Shift G3 -- 为显示下一个字符临时调用 GL 中 G3 字符集。G3 由选择字符集（SCS）控制序列指定（参见下面转义序列和控制序列表）。 |
| DCS | 0x90 | ESC P | Device Control String -- 作为设备控制字符串的起始限定符。 |
| CSI | 0x9b | ESC [ | Control Sequence Introducer -- 作为控制序列引导符。 |
| ST | 0x9c | ESC \ | String Terminator -- 作为 DCS 串的结尾限定符。 |

# 附录3 常用转义序列和控制序列

| 序列和名称 | 说明 |
| --- | --- |
| ESC ( Ps 和 ESC ) Ps<br>选择字符集 | Select Character Set (SCS) -- G0 和 G1 字符集可以分别指定 5 种字符集之一。'ESC ( Ps' 指定 G0 所用的字符集，'ESC ) Ps' 指定 G1 所用的字符集。参数 Ps：A - UK 字符集；B - US 字符集；0 - 图形字符集；1 - 另选 ROM 字符集；2 - 另选 ROM 特殊字符集。<br>一个终端可以显示最多 254 个不同的字符，然而终端只在其 ROM 中保存了 127 个显示字符。你必须为其他 127 个显示字符安装另外的字符集 ROM。在某一个时刻，终端能够选择 94 个字符（一个字符集）。因此，终端可以使用五个字符集之一，其中有些字符出现在多个字符集中。在任一时刻，终端可以使用两个活动字符集。计算机可以使用 SCS 序列把任意两个字符集指定为 G0 和 G1。此后使用单个控制字符就可以在这两个字符集之间进行切换。换进（Shift In - SI，14）控制字符调入 G0 字符集，而换出（Shift Out - SO，15）控制字符则可以调入 G1 字符集。指定的字符集呈现为当前使用字符集，直到终端收到另外一个 SCS 序列。 |
| ESC [ Pn A<br>光标上移<br>（终端←→主机） | Cursor Up (CUU) -- CUU 控制序列把光标上移但列位置不变。移动字符位置数由参数确定。如果参数是 Pn，则光标上移 Pn 行。光标最多上移到顶行。注意，Pn 是一个 ASCII 码数字变量。如果你没有选择参数或参数值为 0，那么终端将假定参数值为 1。 |
| ESC [ Pn B 或 ESC [ Pn e<br>光标下移<br>（终端←→主机） | Cursor Down (CUD) -- CUD 控制序列把光标下移但列位置不变。移动字符位置数由参数确定。如果参数是 1 或 0，则光标下移 1 行。如果参数是 Pn，则光标下移 Pn 行。光标最多下移到底行。 |
| ESC [ Pn C 或 ESC [ Pn a<br>光标右移<br>（终端←→主机） | Cursor Forward (CUF) -- CUF 控制序列把当前光标向右移动。移动位置数由参数确定。如果参数是 1 或 0，则移动 1 个字符位置。如果参数值是 Pn，则光标移动 Pn 个字符位置。光标最多移动到右边界。 |
| ESC [ Pn D<br>光标左移<br>（终端←→主机） | Cursor Backward (CUB) -- CUB 控制序列把当前光标向左移动。移动位置数由参数确定。如果参数是 1 或 0，则移动 1 个字符位置。如果参数值是 Pn，则光标移动 Pn 个字符位置。光标最多移动到左边界。 |
| ESC [ Pn E<br>光标向下移动 | Cursor Next Line (CNL) -- 该控制序列把光标移动到下面第 Pn 行第 1 个字符上。 |
| ESC [ Pn F<br>光标向上移动 | Cursor Last Line (CLL) -- 该控制序列把光标向上移动到第 Pn 行第 1 个字符上。 |
| ESC [ Pn G 或 ESC [ Pn `<br>光标水平移动 | Cursor Horizon Absolute (CHA) -- 该控制序列把光标移动到当前行第 Pn 个字符处。 |
| ESC [ Pn ; Pn H 或<br>ESC [ Pn;Pn f<br>光标定位 | Cursor Position (CUP)，Horizontal And Vertical Position(HVP) -- CUP 控制序列把当前光标移动到参数指定的位置处。两个参数分别指定行、列值。若值为 0 则同 1，表示移动 1 个位置。在不含参数的默认条件下等同于把光标移动到 home 位置（即 ESC [ H）。 |
| ESC [ Pn d<br>设置行位置 | Vertical Line Position Absolute -- 将光标移动到当前列的 Pn 行处。如果试图移动到最后一行下面，那么光标将停留在最后一行上。 |
| ESC [ s<br>保存光标位置 | Save Current Cursor Position -- 该控制序列与 DECSC 作用相同，除了光标所处显示页页号并不会保存。 |
| ESC [ u<br>恢复光标位置 | Restore Saved Cursor Position -- 该控制序列与 DECRC 作用相同，除了光标仍然处于同一显示页面而非移动到光标被保存的显示页。 |
| ESC D | Index (IND) -- 该控制序列使得光标下移 1 行，但列号不变。如果光标正处于底行，则会导致 |

| | |
|---|---|
| 索引 | 屏幕向上滚动 1 行。 |
| ESC M<br>反向索引 | Reverse Index (RI) -- 该控制序列是的光标上移 1 行，但列号不变。如果光标正处于顶行，则会导致屏幕向下滚动 1 行。 |
| ESC E<br>下移 1 行 | Next Line (NEL) -- 该控制序列将使得光标移动到下 1 行的左边开始处。如果光标正处于底行，则会导致屏幕向上滚动 1 行。 |
| ESC 7<br>保存光标 | Save Cursor (DECSC) -- 这个控制序列将导致光标位置、图形重现以及字符集被保存。 |
| ESC 8<br>恢复光标 | Restore Cursor (DECRC) -- 这个控制序列将导致先前保存的光标位置、图形重现以及字符集被恢复重置。 |
| ESC [ Ps; Ps; … ; Ps m<br>设置字符属性 | Select Graphic Rendition (SGR) --字符重显与属性是不改变字符代码前提下影响一个字符显示方式的特性。该控制序列根据参数设置字符显示属性。以后所有发送到终端的字符都将使用这里指定的属性，直到再次执行本控制序列重新设置字符显示的属性。参数 Ps：<br>0 - 无属性（默认属性）；1 - 粗体并增亮；4 - 下划线；5 - 闪烁；7 - 反显；22 - 非粗体；24 - 无下划线；25 - 无闪烁；27 - 正显；30--38 设置前景色彩；39 - 默认前景色（White）；40--48 - 设置背景色彩；49 - 默认背景色（Black）。30--37 和 40-47 分别对应颜色：Black、Red、Green、Yellow、Blue、Magenta、Cyan、White。 |
| ESC [ Pn L<br>插入行 | Insert Line (IL) -- 该控制序列在光标处插入 1 行或多行空行。操作完成后光标位置不变。当空行被插入时，光标以下滚动区域内的行向下移动。滚动出显示页的行就丢失。 |
| ESC [ Pn M<br>删除行 | Delete Line (DL) -- 该控制序列在滚动区域内，从光标所在行开始删除 1 行或多行。当行被删除时，滚动区域内的被删行以下的行会向上移动，并且会在最底行添加 1 空行。若 Pn 大于显示页上剩余行数，则本序列仅删除这些剩余行，并对滚动区域外不起作用。 |
| ESC [ Pn @<br>插入字符 | Insert Character (ICH) -- 该控制序列使用普通字符属性在当前光标处插入 1 个或多个空格字符。Pn 是插入的字符数。默认是 1。光标将仍然处于第 1 个插入的空格字符处。在光标与右边界的字符将右移。超过右边界的字符将被丢失。 |
| ESC [ Pn P<br>删除光标处字符 | DeleteCharacter (DCH) -- 该控制序列从光标处删除 Pn 个字符。当一个字符被删除时，光标右面的所有字符都左移。这会在右边界处产生一个空字符。其属性与最后一个左移字符相同。 |
| ESC [ Ps J<br>擦除字符 | Erase In Display (ED) -- 根据参数，该控制序列擦除部分或所有显示的字符。擦除操作从屏幕上移走字符但不影响其他字符。擦除的字符被丢弃。在擦除字符或行时光标位置不变。在擦除字符的同时，字符的属性也被丢弃。该控制序列擦除的任何整行将会把该行回置到单个字符宽度模式。参数 Ps：<br>0 - 擦除光标到屏幕底端所有字符；1 -擦除屏幕顶端到光标除所有字符；2 - 擦除整屏。 |
| ESC [ Ps K<br>行内擦除 | Erase In Line (EL) -- 根据参数擦除光标所在行的部分或所有字符。擦除操作从屏幕上移走字符但不影响其他字符。擦除的字符被丢弃。在擦除字符或行时光标位置不变。在擦除字符的同时，字符的属性也被丢弃。参数 Ps：<br>0 - 擦除光标到行末所有字符；1 - 擦除左边界到光标处所有字符；2 - 擦除一整行。 |
| ESC [ Pn ; Pn r<br>设置上下边界 | Set Top and Botttom Margins (DECSTBM)-- 该控制序列设置卷屏上下区域。滚屏边界是屏幕上的一个区域，通过从屏幕上卷走原字符我们其中可以接收新的字符。该区域通过屏幕顶端和低端边界来定义。第 1 个参数是滚屏区域的开始第 1 行，第 2 个参数是滚屏区域的最后 1 行。默认情况下是整个屏幕。最小的滚屏区域是 2 行，即顶边界行必须小于底边界行。光标将被放置在 home 位置。 |
| ESC [ Pn c 或 ESC Z<br>设备属性<br>（终端←→主机） | 为响应主机请求终端可以发送报告信息。这些信息提供了标识（终端类型）、光标位置和终端操作状态。共有两类报告：设备属性和设备状态报告。Device Attributes (DA) -- 主机通过发送不带参数或参数是 0 的 DA 控制序列要求终端发送一个设备属性（DA）控制序列（ESC Z 的作用与此相同），终端则发送以下序列之一来响应主机的序列： |

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| | 终端可选属性 | 发送序列 | 终端可选属性 | 发送序列 |
| | 无，VT101 | ESC [?1;0c | 处理器选项（STP） | ESC [?1;1c |
| | 高级视频（AVO）VT100 | ESC [?1;2c | AVO 和 STP | ESC [?1;3c |
| | 图形选项（GPO） | ESC [?1;4c | GPO 和 STP | ESC [?1;5c |
| | GPO 和 AVO，VT102 | ESC [?1;6c | GPO、STP 和 AVO | ESC [?1;7c |
| ESC c<br>复位到初始状态 | Reset To Initial State (RIS) -- 让终端复位到其初始状态，即刚打开电源的状态。复位阶段接收的字符将全部丢失。可以采用两种方式避免：1.（自动 XON/XOFF）在发送之后主机假设终端发送了 XOFF。主机停止发送字符直到接收到 XON。2. 延迟起码 10 秒，等待终端复位操作完成。 | | | |

# 附录4 第 1 套键盘扫描码集

| 键 (KEY) | 接通码 (MAKE) | 断开码 (BREAK) | 键 (KEY) | 接通码 (MAKE) | 断开码 (BREAK) | 键 (KEY) | 接通码 (MAKE) | 断开码 (BREAK) |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| A | 1E | 9E | 9 | 0A | 8A | [ | 1A | 9A |
| B | 30 | B0 | ` | 29 | 89 | INSERT | E0,52 | E0,D2 |
| C | 2E | AE | - | 0C | 8C | HOME | E0,47 | E0,97 |
| D | 20 | A0 | = | 0D | 8D | PG UP | E0,49 | E0,C9 |
| E | 12 | 92 | \ | 2B | AB | DELETE | E0,53 | E0,D3 |
| F | 21 | A1 | BKSP | 0E | 8E | END | E0,4F | E0,CF |
| G | 22 | A2 | SPACE | 39 | B9 | PG DN | E0,51 | E0,D1 |
| H | 23 | A3 | TAB | 0F | 8F | 向上箭头 | E0,48 | E0,C8 |
| I | 17 | 97 | CAPS | 3A | BA | 向左箭头 | E0,4B | E0,CB |
| J | 24 | A4 | 左 SHFT | 2A | AA | 向下箭头 | E0,50 | E0,D0 |
| K | 25 | A5 | 左 CTRL | 1D | 9D | 向右箭头 | E0,4D | E0,CD |
| L | 26 | A6 | 左 GUI | E0,5B | E0,DB | NUM LOCK | 45 | C5 |
| M | 32 | B2 | 左 ALT | 38 | B8 | KP / | E0,35 | E0,B5 |
| N | 31 | B1 | 右 SHFT | 36 | B6 | KP * | 37 | B7 |
| O | 18 | 98 | 右 CTRL | E0,1D | E0,9D | KP - | 4A | CA |
| P | 19 | 99 | 右 GUI | E0,5C | E0,DC | KP + | 4E | CE |
| Q | 10 | 90 | 右 ALT | E0,38 | E0,B8 | KP ENTER | E0,1C | E0,9C |
| R | 13 | 93 | APPS | E0,5D | E0,DD | KP . | 53 | D3 |
| S | 1F | 9F | ENTER | 1C | 9C | KP 0 | 52 | D2 |
| T | 14 | 94 | ESC | 01 | 81 | KP 1 | 4F | CF |
| U | 16 | 96 | F1 | 3B | BB | KP 2 | 50 | D0 |
| V | 2F | AF | F2 | 3C | BC | KP 3 | 51 | D1 |
| W | 11 | 91 | F3 | 3D | BD | KP 4 | 4B | CB |
| X | 2D | AD | F4 | 3E | BE | KP 5 | 4C | CC |
| Y | 15 | 95 | F5 | 3F | BF | KP 6 | 4D | CD |
| Z | 2C | AC | F6 | 40 | C0 | KP 7 | 47 | C7 |
| 0 | 0B | 8B | F7 | 41 | C1 | KP 8 | 48 | C8 |
| 1 | 02 | 82 | F8 | 42 | C2 | KP 9 | 49 | C9 |
| 2 | 03 | 83 | F9 | 43 | C3 | ] | 1B | 9B |
| 3 | 04 | 84 | F10 | 44 | C4 | ; | 27 | A7 |
| 4 | 05 | 85 | F11 | 57 | D7 | ' | 28 | A8 |
| 5 | 06 | 86 | F12 | 58 | D8 | , | 33 | B3 |
| 6 | 07 | 87 | PRNT SCRN | E0,2A, E0,37 | E0,B7, E0,AA | . | 34 | B4 |
| 7 | 08 | 88 | SCROLL | 46 | C6 | / | 35 | B5 |
| 8 | 09 | 89 | PAUSE | E1,1D,45 E1,9D,C5 | 无 | | | |

注 1：表中所有数值均为十六进制。

注 2：表中 KP -- KeyPad，表示数字小键盘上的键。

注 3：表中着色部分均为扩展按键。