汇编语言程序设计

1.指令集与计算机系统结构

通用计算机冯诺依曼系统架构:

- IO Device
- Control Unit
- Arithmetic/Logic Unit
- Memory Unit

指令系统:

- CISC（复杂指令系统） 代表：X86
- RISC（精简指令系统） 代表：MIPS/ARM/RISC-V

2.信息的表示和处理

2.1整数

2.1.0预备知识

1 Byte = 8 bit;

X86下，**1 Word = 2 Byte**，MIPS或者RISC-V下，**1 Word = 4 Byte。**

2.1.1逻辑运算

四种逻辑运算：**与**（AND，&）、**或**（OR，|）、**非**（NOT，~）、**异或**（XOR，^）

逻辑运算按位进行

2.1.2数的机器表示

机器字长：一般指计算机进行一次整数运算所能处理的二进制数据位数。分为32位字长和64位字长。在内存中，相邻机器字的地址相差4（32-bit）或者8（64-bit）。

32位机的地址表示空间大约为4GB。原因是32位机的寻址空间大小为2^{32}，如果按照1个字节分配一个内存地址的话，这个大小相当于4GB（一个字节是计算机中最小的可寻址的内存单位）。

2.1.2.1机器字内的字节序：

- 大端（Big Endian）：低位字节占据高地址。
- 小端（Little Endian）：高位字节占据高地址。

2.1.2.2C语言中基本数据类型的大小(in Bytes)：

Data Type	Typical 32-bit	X86-32	X86-64
char	1	1	1
short	2	2	2
int	4	4	4
long	4	4	8(Linux)
long long	8	8	8
float	4	4	4
double	8	8	8
pointer	4	4	8

机器字长指明了指针数据的标称大小，可以看到在上表中指针类型变量在32位机和64位机上的大小是不同的。

2.1.2.3计算机中整数的二进制编码方式

- 无符号数：原码表示

  > 注：实际上，原码也可以将第一位设置为符号位，只不过其只是表示正负，不带有权重。

- 带符号数：补码表示。$B2T(X) = -x_{w-1} * 2^{w-1} + \sum_{i=0}^{w-2} x_i * 2^i$，其中w表示字长。对于补码，最左端的bit（Most Significant Bit）是符号位。**非负数的补码就是它的原码，负数的补码则是它的相反数的补码按位取反再加一。**

  > 注：反码：一般用来在原码和补码间进行过渡。正数的反码就是它本身，负数的反码则是对其相反数逐位取反，同时保持符号位为1。因此，负数的补码就是它的反码+1。
  >
  > 补码的一个好处在于，在表示有符号的数时，与原码或是反码不同，其表示中不存在+0和-0。

- 无符号数与有符号数的转换：$u(x) = \begin{cases} x & x \geq 0 \\ x + 2^w & x < 0 \end{cases}$ 其中，u(x)表示无符号数，x表示相同二进制串表示的有符号数，w表示字长。特别的，对于负数x，在二进制意义下有$[x]_{补} = 2^w + x\ (x < 0)$。

> 注：由于$[x]_{补} = (-x)_{反} + 1\ (x < 0)$，因此$[x]_{补} - 1 + (-x) = 2^w - 1$，也就是$[x]_{补} = 2^w + x\ (x < 0)$。

- 带符号整数的取值范围（以字长=8为例）：

Type	Decimal	Hex	Binary
UMax	255	FF	1111 1111
TMax	127	7F	0111 1111
TMin	-128	80	1000 0000
-1	-1	FF	1111 1111
0	0	00	0000 0000

2.1.3整数运算

2.1.3.1补码加法公式

$$[x]_{补} + [y]_{补} \equiv [x+y]\ (mod\ 2^w)$$

> 注：对x、y分别讨论大于或小于零的情况即可。

意义：负整数用补码表示后，可以和正整数一样来处理，这样，处理器里的运算器只需要一个加法器就可以实现。

2.1.3.2C语言中的无符号数与带符号数

对于常数，C语言默认为带符号数；而如果无符号数和带符号数混合使用，则**带符号数默认转换为无符号数。**

示例：

```
/*this code is buggy*/
#define DELTA sizeof(int)
int i;
for (i = cnt; i - DELTA >= 0; i -= DELTA)
    ...
```

注意，由于`sizeof(int)`返回的为为无符号整数，因此`i-DELTA`会被自动转换为无符号整数，从而循环永远不会终止。

2.1.3.3无符号数的加法

$$UAdd_w(u,v) = \begin{cases} u+v & u+v < 2^w \\ u+v-2^w & u+v \le 2^w \end{cases}$$

补码的加法与无符号数的加法一致，但是存在正溢出和负溢出的问题。

2.1.3.4移位（除以2的k次幂）

对于无符号数，在移位时会采用逻辑位移；而对于带符号数，在移位时会采用算术位移（移位时在左侧补充的数码与原先的符号位数码相同）。

需要注意的是，对于带符号整数中的负数，在向右移位时会产生舍入错误（其需要向零舍入，而非向下舍入）。但是，我们可以在移位前设置**偏置**值来修正这种不合适的舍入。因此，当待操作的x<0时，需要给x加上2^w-1，其中w为将要移位的位数。C表达式的一种写法如下：

```
return (x < 0 ? x + (1 << w) - 1 : x) >> w;
```

计算机执行的“整数”运算实际上是一种**模运算**的形式，表示数字的有限字长限制了可能的值的取值范围。

2.2.浮点数

2.2.1浮点数的标准

IEEE在1985年建立浮点数的标准，用二进制分别表示浮点数的整数部分和小数部分。但也有很大局限性，原因是它只能够表示类似于$x/2^k$这种类型的数据。

二进制小数

考虑一个二进制小数$b = b_m b_{m-1} \cdots b_1 b_0 . b_{-1} b_{-2} \cdots b_{-(n-1)} b_{-n} \quad b_i \in \{0, 1\}$

这种表示方法表示的数b的定义如下：

$$b = \sum_{i=-n}^{i=m} 2^i * b_i$$

浮点数的数字形式:

IEEE浮点数标准用$x = (-1)^s M 2^E$来表示一个数：

- **符号**（sign）：s决定这个数是负数还是正数，而对于数值0的符号位解释会作为特殊情况处理。
- **尾数**（significand）：M是一个二进制小数，它的范围是$1 \sim 2 - \epsilon$，或者是$0 \sim 1 - \epsilon$。
- **阶码**（exponent）：E的作用是对浮点数加权，这个权重是2的E次幂（E可能是负数）。

将浮点数的位表示划分为三个字段，分别对这些值进行编码：

- 一个单独的符号位s直接编码符号s。
- k位的阶码字段$exp = e_{k-1} \cdots e_1 e_0$编码阶码E。
- n位小数字段$frac = f_{n-1} \cdots f_1 f_0$编码尾数M，但是编码出来的值也**依赖于阶码字段的值是否等于0。**

2.2.1.1规格化浮点数

这是最普遍的情况。当exp的位表达既不全为0，也不全为1时，都属于这种情况。

在这种情况中，**阶码**字段被解释为以**偏置（biased）**形式表示的有符号整数。也就是说，阶码的值是$E = e - Bias$，其中e是无符号数，而**Bias是一个等于$2^{k-1} - 1$（单精度是127，双精度是1023）的偏置值。**由此产生的指数的取值范围，对于单精度是$-126 \sim 127$，对于双精度则是$-1022 \sim 1023$。

小数字段$frac$被解释为描述小数值f，其中$0 \leq f < 1$。尾数M就定义为$M = 1 + f$。这种方式也叫做**隐含的以1开头的表示**，原因在于我们总可以通过调整阶码，使得尾数M在范围[1,2)之间，这样我们就可以轻松获得一个额外的精度位。

2.2.1.2非规格化浮点数

当阶码域的位表达为全0时，所表示的数为**非规格化**形式。在这种情况下，阶码值是$E = 1 - bias$，而尾数的值是$M = f$，不包含隐含的开头的1。

> 后文将会提到，这里将阶码值设置为$E = 1 - bias$而不是$E = -bias$是为了让非规格化值**平滑转换**到规格化值。

非规格化值有两个主要用途：

- 首先，它们提供了一种表示数值0的方法（因为在规格化浮点数中，尾数M始终大于1）。需要注意的是，这种方法表示出来的0由于符号位的不同会产生+0和-0。
- 其次，非规格化浮点数的重要功能在于表示那些非常接近于0.0的数。

2.2.1.3特殊值

这一类数值在阶码的位表达中**全为1**时出现。当小数域全为0时，得到的值表示无穷，符号位为0时表示$+\infty$，符号位为1时表示$-\infty$。当我们把两个非常大的数相乘，或者除以0时，无穷就能够表示这种情况下**溢出**的结果。而当小数域非零时，这一结果被称为"NaN"，即“Not a Number”的缩写。这用来表示一些不被允许的运算（比如$\sqrt{-1}$）以及一些未初始化的数据。

2.2.1.4浮点数示例

以8位浮点数格式为例，其中有4位阶码位和3位小数位，偏置量$Bias = 2^{4-1} - 1 = 7$。

描述	位表示	e	E	2^E	f	M	$2^E \times M$	值	十进制
0	0 0000 000	0	-6	$\frac{1}{64}$	$\frac{0}{8}$	$\frac{0}{8}$	$\frac{0}{512}$	$\frac{0}{512}$	0.0
最小正非规格化数	0 0000 001	0	-6	$\frac{1}{64}$	$\frac{1}{8}$	$\frac{1}{8}$	$\frac{1}{512}$	$\frac{1}{512}$	0.001953
最大非规格化数	0 0000 111	0	-6	$\frac{1}{64}$	$\frac{7}{8}$	$\frac{7}{8}$	$\frac{7}{512}$	$\frac{7}{512}$	0.013672
最小规格化数	0 0001 000	1	-6	$\frac{1}{64}$	$\frac{0}{8}$	$\frac{8}{8}$	$\frac{8}{512}$	$\frac{1}{64}$	0.015625
1	0 0111 000	7	0	1	$\frac{0}{8}$	$\frac{8}{8}$	$\frac{8}{8}$	1	1.0
最大规格化数	0 1110 111	14	7	128	$\frac{7}{8}$	$\frac{15}{8}$	$\frac{1920}{8}$	240	240.0
无穷大	0 1111 000	—	—	—	—	—	—	∞	—

这里即可观察到最大非规格化数到最小规格化数的平滑转变，同时，当数值超过最大规格化数所能表示的值时，就会溢出到∞。

这种表示具有一个有趣的属性，那就是假如我们将表中的值的位表达式解释为无符号整数，它们就是按照升序排列的，**恰好与它们所表示的浮点数一样**。而当处理负数时，由于位表达式开头有1，因此它们是按照降序出现的。

举例：将整数12345转换为单精度浮点数形式

注意到12345具有二进制表达$[11000000111001]_2$，通过将小数点左移13位，就可以构建这个数的一个规格化表示：$12345 = 1.1000000111001_2 \times 2^{13}$。于是其浮点数形式的小数部分应为$[10000001110010000000000]_2$。为了构造阶码，我们将移位数13加上偏置量$2^7 - 1 = 127$，得到140，其二进制表达为$[10001100]_2$。再加上符号位0，即可得到12345的单精度浮点数形式$[01000110010000001110010000000000]_2$。

2.2.2浮点数的舍入

由于浮点数的表示范围和精度受限，所以浮点运算只能近似地表示实数运算。因此，对于一个值x，我们有时只能找到最接近的匹配值x'来“**代表**”x，这个过程就称为**舍入**（Round）。通常的舍入大致有四种方式：向偶数舍入、向零舍入、向下舍入以及向上舍入。这其中，**向偶数舍入**（Round-to-Even）是默认的方式。

> 为什么选用向偶数舍入呢？如果采用其他三种方式，很容易在计算这些数的平均值等统计过程中引入统计偏差，而向偶数舍入的方式避免了这种情况的发生。

向偶数舍入，也称为**向最近的值舍入**。故名思义，它会首先将一个值向离它最近的整数值进行舍入。但是，当某一个值恰好落在这样的两个整数之间时，它会优先向**偶数**进行舍入。

> 一组数向偶数舍入的结果如下：
>
> | 数值 | 1.40 | 1.60 | 1.50 | 2.50 | -1.50 |
> | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
> | 向偶数舍入 | 1 | 2 | 2 | 2 | -2 |

相似的，当向二进制小数来应用向偶数舍入法时，我们将**最低有效位的值0认为是偶数，而将值1认为是奇数**。因此，一般来说，只有 形如$[XX\cdots X.YY\cdots Y100\cdots]_2$的二进制位模式才会产生"向偶数舍入"的特殊效果，其中X和Y表示任意值，最右边的Y就是要舍入的位置。原因在于只有这种位模式表示两个可能的结果的中间值。

2.2.3浮点数的运算

> IEEE标准中指定浮点数运算行为方法的一个优势在于，它可以独立于任何具体的硬件或者软件实现。

我们把浮点数x和y看作实数，而某个运算$\bigotimes$定义在实数上，则定义$x \bigotimes y = Round(x \bigotimes y)$。

值得注意的是，浮点数的运算满足**交换律**，但不满足**结合律**以及**分配律**。例如，使用单精度浮点，表达式$(3.14 + 1e10) - 1e10$求值得到0.0——因为舍入，值3.14会丢失；而另一方面，表达式$3.14 + (1e10 - 1e10)$会得到正确的结果3.14。因此，必须**非常小心地使用浮点数运算**。此外，由于浮点数在溢出时并不会发生正负的颠倒，而是溢出为$+/-\infty$，因此浮点数具有一些特殊的单调性（无符号数或是补码的乘法则没有这些单调性）：

$$
\begin{aligned}
a \geq b \text{ 且 } c \geq 0 \quad &\Rightarrow \quad a *^f c \ \geq \ b *^f c \\
a \geq b \text{ 且 } c \leq 0 \quad &\Rightarrow \quad a *^f c \ \leq \ b *^f c
\end{aligned}
$$

2.2.4C语言中的浮点数

- 单精度浮点数$float$：exp域宽度为8bits，$frac$域宽度为23bits，共32bits。
- 双精度浮点数$double$：exp域宽度为11bits，$frac$域宽度为52bits，共64bits。

不同数据间进行强制类型转换的规则：

- *int*转换为*flloat*：数字不会溢出，但是可能被舍入。
- *int*或*float*转换为*double*：由于*double*的精度更高且范围更大，能够保留精确的数值。
- *double*转换为*float*：数字可能会溢出，还可能会被舍入。
- *float*或*double*转换为*int*：首先，值将会向0舍入；其次，值可能会溢出，C语言标准对于这种情况会指定固定的结果。如与Intel兼容的微处理器就会指定$[10\cdots00]_2(TMin_w)$为这种情况下的**整数不确定值**。一个从浮点数到整数的转换，如果不能为浮点数找到一个合理的整数近似值，就会产生这样一个值。例如，`(int)1e10`就会得到-2147483648，即$TMin_{32}$。

3.程序的机器级表示

GCC C语言编译器以**汇编代码**的形式产生输出。**汇编代码**是**机器代码**的文本表示，给出程序中的每一条指令。然后GCC调用**汇编器**和**编译器**，根据汇编代码生成可执行的机器代码。

机器级程序和它们的汇编代码表示与C程序的差别很大。其中各种数据类型的差别很小，程序是以指令序列来表示的。相较于高级语言编写的程序，汇编代码的编译与执行是与特定的机器密切相关的。但是，能够阅读和理解汇编代码依然是一项很重要的技能。原因在于我们可以理解编译器的优化能力，分析代码中隐含的低效率，并进而实现优化程序的目的。

3.1程序编码

3.1.0程序进行编码的过程

```
# Unix命令行编译代码
linux> gcc -Og -o p p1.c p2.c
```

命令gcc指的就是GCC C编译器。编译选项$-Og$告诉编译器使用会生成符合原始C代码整体结构的机器代码的优化等级。实际上，如果指定较高级别的优化等级（比如$-O1$、 $-O2$等），其产生的汇编代码会严重变形。

实际上，gcc命令调用了一整套的程序，将源代码转化为可执行代码。首先，**C预处理器拓展源代码**，插入所有使用`#include`命令指定的文件，并扩展所有用`#define`声明指定的宏。其次，**编译器**产生两个源文件的**汇编代码**，名字分别为*p1.s*和*p2.s*。接下来，**汇编器**会将汇编代码转化成**二进制目标代码**文件*p1.o*和*p2.0*。目标代码是机器代码的一种形式，它包含所有指令的二进制表示，但是还没有填入全局值的地址。最后，**链接器**将两个目标代码文件与实现库函数（例如*printf()*）的代码合并，并产生最终的可执行代码文件*p*（由命令行指示符*-o p*指定的）。

3.1.1机器级代码

计算机系统使用了多种不同形式的抽象，其中有两种抽象尤为重要：

- 由**指令集体系结构或指令集架构（ISA）**来定义机器级程序的格式和行为，它定义了处理器状态、指令的格式，以及每条指令对状态的影响。

  > 大多数ISA，包括x86-64，将程序的行为描述成好像每条指令都是按顺序执行的。但是，处理器的硬件结构远比描述的精细复杂，它们并发地执行每个指令，但是可以采取措施保证整体行为与ISA指定的顺序执行的行为完全一致。

- 机器级程序使用的内存地址是**虚拟地址**，提供的内存模型看上去是一个非常大的字节数组。程序内存用虚拟地址来寻址，操作系统负责管理虚拟地址空间，将虚拟地址翻译成实际处理器内存中的物理地址。

在x86-64的机器代码中，一些通常对C语言程序员隐藏的处理器状态都是可见的：

- **程序计数器**（通常称为“PC”）给出将要执行的下一条指令在内存中的地址，指令寄存器的名称为$\%rip$。
- **整数寄存器文件**包含16个命令的位置，分别存储64位的值。这些寄存器存储着地址或整数数据。有的寄存器被用来记录某些重要的程序状态，而其他的寄存器用来保存临时数据，例如过程的参数和局部变量，以及函数的返回值。
- **条件码寄存器**保存着最近执行的算术或逻辑指令的状态信息。它们用来实现控制或数据流中的条件变化，比如用来实现*if*和*else*语句。
- 一组向量寄存器可以存放一个或多个整数或浮点数值。

程序的内存包括：程序的可执行机器代码，操作系统需要的一些信息，用来管理过程调用和返回的运行时栈，以及用户分配的内存块（比如调用*malloc*库函数分配的）。在C语言中所实现的模型、数据结构、对象等等，在机器代码中都被用一组连续的字节来表示。汇编代码不区分有符号或无符号整数，不区分各种类型的指针，甚至于不区分指针和整数。一条机器指令只能执行一个非常基本的操作，例如**将存放在寄存器中的两个数字相加**，**在存储器和寄存器之间传送数据**，或是**条件分支转移到新的指令地址**。

3.1.2汇编代码示例

C语言代码文件*test.c*如下：

```
long mult2(long, long);

void mulstore(long x, long y, long* dest)
{
    long t = mult2(x, y);
    *dest = t;
}
```

命令行使用-S选项可得到汇编代码：

```
linux> gcc -Og -S test.c
```

生成的汇编代码如下：

```
    .file   "test.cpp"
    .text
    .globl  _Z8mulstorellPl
    .type   _Z8mulstorellPl, @function
_Z8mulstorellPl:
.LFB0:
    .cfi_startproc
    endbr64
    pushq   %rbx
    .cfi_def_cfa_offset 16
    .cfi_offset 3, -16
    movq    %rdx, %rbx
    call    _Z5mult2ll@PLT
    movq    %rax, (%rbx)
    popq    %rbx
    .cfi_def_cfa_offset 8
    ret
    .cfi_endproc
.LFE0:
    .size   _Z8mulstorellPl, .-_Z8mulstorellPl
    .ident  "GCC: (Ubuntu 9.3.0-17ubuntu1~20.04) 9.3.0"
    .section    .note.GNU-stack,"",@progbits
    .section    .note.gnu.property,"a"
    .align 8
    .long    1f - 0f
    .long    4f - 1f
    .long    5
0:
    .string  "GNU"
1:
    .align 8
    .long    0xc0000002
    .long    3f - 2f
2:
    .long    0x3
3:
    .align 8
4:
```

其中，所有以"."开头的行都是指导**汇编器**和**链接器**工作的伪指令，通常我们可以忽略。GCC产生的汇编代码不提供任何程序或是它如何工作的描述，而汇编语言程序员在写代码时通常都会带上注释，简单地描述指令的效果以及它和原始C语言代码中的计算操作的关系。

除以“.”开头的行外，每个缩进的行通常都代表一条机器指令。这里：

```
_Z8mulstorellPl:
    endbr64
    pushq   %rbx
    movq    %rdx, %rbx
    call    _Z5mult2ll@PLT
    movq    %rax, (%rbx)
    popq    %rbx
    ret
```

比如，`pushq`表示将寄存器`%rbx`中的内容压入程序栈，`endbr64`代表64位结束分支，用于确保程序在间接跳转后进入有效位置。

当我们使用“-c”命令行选项`linux> gcc -Og -c test.c`时，就会产生二进制目标代码文件*test.o*。其中的一段18字节序列的十六进制表示"f3 0f 1e fa 53 48 89 d3 e8 00000000 48 80 03 5b c3"就是上面的汇编指令对应的目标代码。

要查看机器代码文件的内容，一种被称为**反汇编器**的程序非常有用。这些程序根据机器代码产生一种类似于汇编代码的格式。Linux系统中，采用带“-d”命令行标志的程序*OBJDUMP*可以充当这个角色：

```
linux> objdump -d test.o
```

结果如下：

```
0000000000000000 <_Z8mulstorellPl>:
   0:   f3 0f 1e fa             endbr64
   4:   53                      push   %rbx
   5:   48 89 d3                mov    %rdx,%rbx
   8:   e8 00 00 00 00          callq  d <_Z8mulstorellPl+0xd>
   d:   48 89 03                mov    %rax,(%rbx)
  10:   5b                      pop    %rbx
  11:   c3                      retq
```

我们可以看到，按照前面给出的字节顺序排列的18个十六进制字节值，且它们分成了若干组，每组有1~5个字节。每组都是一条指令，右边则是等价的汇编语言。其中一些关于机器代码和它反汇编的特性值得注意：

- x86-64的指令长度从1到15个字节不等。指令越常用，操作数越少，所需要的字节数一般来说越少。
- 设计指令格式的方式是，从某个指定位置开始，可以将字节**唯一地**解码成机器指令。
- **反汇编器只是基于机器代码文件中的字节序列来确定汇编代码，它不需要访问该程序的源代码或是汇编代码。**
- 反汇编器使用的指令命名规则和GCC生成的汇编代码使用的有些细微的区别。许多指令结尾的“q”表示大小指示符，有些情况下可以省略。

  > 大多数GCC生成的汇编代码指令都有一个字符的后缀，表明操作数的大小。

C声明	Intel数据类型	汇编代码后缀	大小（字节数）
char	字节	b	1
short	字	w	2
int	双字	l	4
long	四字	q	8
char*	四字	q	8
float	单精度	s	4
double	双精度	l	8

注：64位机器中，指针长8字节。汇编代码使用后缀"l"来表示4字节整数和8字节双精度浮点数并不会产生歧义，因为**浮点数使用的是一组完全不同的指令和寄存器**。

实际生成可执行文件时，还需要进行**链接**的操作，生成的可执行文件的代码经反汇编后会产生汇编代码。与不经过链接而只通过编译就生成的汇编代码相比，主要的区别是左边列出的**地址**不同，这是因为链接器将这段代码的地址移到了一段不同的地址范围中，且链接器填上了*callq*指令调用的函数的地址。此外，有时在程序末尾还会多处几行十六进制表示为"90"且显示命令为*nop*的行。通常这种操作是为了使得函数代码变为"整字节"（比如16字节），指令实际上对程序没有影响，但就存储器的系统性能而言，能够更好地放置下一个代码块。

注：本节中使用的是ATT格式的汇编代码，这是GCC等工具的默认格式。此外，还有Intel格式的汇编代码，修改命令为`linux> gcc -Og -S -masm=intel test.c`即可生成Intel格式的汇编代码。

由于有些机器特性是C程序访问不到的（比如每次x86-64处理器在执行算术或逻辑运算时，如果得到的运算结果的低8位中有偶数个1，就会自动地将一个名为"PF"（"parity flag"奇偶标志）的1位条件码标志设为1，否则设为0）。因此，在程序中插入几条汇编代码指令就能很容易地完成这项任务。插入汇编代码有两种方法：

- 可以编写完整的函数，放进一个独立的汇编代码文件中，再让编译器和链接器把它和用C语言书写的代码合并起来。
- 可以使用GCC的内联汇编特性，用asm伪指令在C程序中包含简短的汇编代码。

3.2 信息的访问

一个x86-64的中央处理单元（CPU）中包含一组16个存储64位值的**通用目的寄存器**，这些寄存器用来存储**整数数据**和**指针**。它们的名字都以*%r*开头，不过后面还跟着一些不同的命名规则的名字。

编号	64位	32位	16位	8位	用途
1	%rax	%eax	%ax	%al	返回值
2	%rbx	%ebx	%bx	%bl	**被调用者**保存
3	%rcx	%ecx	%cx	%cl	第4个参数
4	%rdx	%edx	%dx	%dl	第3个参数
5	%rsi	%esi	%si	%sil	第2个参数
6	%rdi	%edi	%di	%dil	第1个参数
7	%rbp	%ebp	%bp	%bpl	**被调用者**保存
8	%rsp	%esp	%sp	%spl	栈指针
9	%r8	%r8d	%r8w	%r8b	第5个参数
10	%r9	%r9d	%r9w	%r9b	第6个参数
11	%r10	%r10d	%r10w	%r10b	**调用者**保存
12	%r11	%r11d	%r11w	%r11b	**调用者**保存
13	%r12	%r12d	%r12w	%r12b	**被调用者**保存
14	%r13	%r13d	%r13w	%r13b	**被调用者**保存
15	%r14	%r14d	%r14w	%r14b	**被调用者**保存
16	%r15	%r15d	%r15w	%r15b	**被调用者**保存

如上表所示，指令可以对这16个寄存器的低位字节中存放的不同大小的数据进行操作，可以访问**最低的字节、最低的两位字节、最低的四位字节、整个寄存器**。当操作少于8个字节时，有两条规则：

1. 生成1字节或2字节数字的指令会保持剩下的字节不变。
2. 生成4字节数字的指令会把**高位的4个字节置为0**。

3.2.1操作数

大多数指令都有一个或多个**操作数**（operand），指示出执行一个操作中所要使用的**源数据**，以及放置结果的**目的位置**。由于源数据可以以常数形式给出，也可以从寄存器或是内存中读出，因此操作数一般被分为3类：

- **立即数**（immediate）：用来表示常数值。ATT格式的汇编代码中，立即数的书写方式为**"$"后加上一个用标准C表示法表示的整数**，如$-577以及$0x1F。

  > 如果不同的指令允许的立即数值范围不同，汇编器会自动选择**最紧凑**的方式进行数值编码。

- **寄存器**（register）：用来表示某个寄存器的内容。我们用符号r_a来表示任意寄存器a，用**引用$R[r_a]$来表示它的值**。这里是将寄存器集合看成一个数组R，用寄存器标识符作为索引。
- **内存引用**（memory）：根据计算出来的**有效地址**来访问某个内存位置。我们将内存看成一个很大的字节数组，用符号$M_b[Addr]$**来表示对存储在内存中从地址$Addr$开始的b个字节值的引用**。通常可以省略下标b。

在实际应用中，$Imm(r_b, r_i, s)$**是最常用的寻址模式。**这样的引用由4个部分组成：一个**立即数偏移**Imm，一个**基址寄存器**r_b，一个**变址/索引寄存器**r_i和一个**比例因子**s。这里s必须是1，2，4或者8。基址或是变址寄存器都必须是64位寄存器。有效地址被计算为$Imm + R[r_b] + R[r_i] \times s$。引用数组元素时，就会用到这种通用形式。其他形式都是省略了某些部分的特殊情况。

特别注意，对于大部分指令，当**操作数中包含括号，或是仅仅有一个立即数（前面没有"$"符号），都表示在对应的内存中读取值。**当操作数为单独的一个寄存器时，表示寄存器寻址，取出对应寄存器中的值。

> 基址寄存器和变址寄存器可以理解为，基址寄存器中保存一个数组的起始位置，变址寄存器中保存某一元素与起始位置的相对偏移（下标），二者相加得到真实的元素地址。

3.2.2数据传送指令

最频繁使用的指令是将数据从一个位置复制到另一个位置的指令。最简单形式的数据传送指令为MOV类。

MOV类由四条指令 组成，包括movb、movw、movl、movq和movabsq（**注意这里的MOV均为拷贝粘贴，而非剪切粘贴）。这些指令所能执行的操作都是相同的，主要区别在于它们操作的数据大小不同，分别是1，2， 4， 8和8字节。**值得注意的是，**只有最后一条指令是处理64位立即数数据的。**常规的movq只能以表示32位补码数字的立即数作为源操作数，然后把这个值**符号扩展**得到64位的值。movabsq则能够以任意64位立即数值作为源操作数，并且只能以寄存器作为目的地。

在MOV指令中，**源操作数**指定的值是一个立即数，存储在寄存器中或者内存中。**目的操作数**指定一个位置，要么是一个寄存器，要么是一个内存地址。此外，x86-64加入了一条限制：**传送指令的两个操作数不能都指向内存地址。**因此，将一个值从一个内存地址复制到另一个内存地址需要两条指令。当然，寄存器部分的大小必须与指令最后一个字符所指定的大小匹配。需要注意的是，movl指令在以寄存器作为目的时，它会把该寄存器的**高位4字节设置为0。**

> x86-64的惯例：任何为寄存器生成32位值的指令都会把该寄存器的高位部分置为0。

在将较小的源值复制到较大的目的时，还可以使用另两类数据移动指令，分别是MOVZ类和MOVS类。二者的区别在于，前者把目的中剩余的字节填充为0，后者则通过符号位扩展来填充。MOVS类有一条特殊的命令：cltq，它没有操作数，总是以寄存器%eax作为源，%rax作为符号扩展结果的目的。它的效果与`movslq %eax %rax`完全一致，不过编码更加紧凑。

在数据的传输比如函数调用过程中，比如函数的调用与返回，**局部变量通常是保存在寄存器中，而不是内存中**（访问寄存器比访问内存要快得多）；并且C语言中所谓的"指针"实际上就是地址，间接引用指针就是将该指针放在一个寄存器中，然后在内存引用中使用这个寄存器。

3.2.3压入和弹出栈数据

栈是一种遵循"**后进先出**"规则的数据结构，通过push操作将数据压入栈中，通过pop操作删除数据；它具有一个属性：弹出的值始终是最近被压入且仍然在栈中的值。插入或删除元素的一端称为**栈顶**，栈顶元素的地址是所有栈中元素地址中**最低的。栈指针%rsp**保存着栈顶元素的地址。

入栈和出栈指令如下（以插入、弹出四字数据为例）：

指令	效果	描述	等价汇编代码
pushq S	$R[\%rsp] \leftarrow R[\%rsp] - 8$ $M[R[\%rsp]] \leftarrow S$	将四字压入栈	$subq\ \ \$8, \%rsp$ $movq\ \ \%rbq, (\%rsp)$
popq D	$D \leftarrow M[R[\%rsp]]$ $R[\%rsp] \leftarrow R[\%rsp] + 8$	将四字弹出栈	$movq\ \ (\%rsp), \%rax$ $addq\ \ \$8, \%rsp$

此外，由于栈和程序代码以及其他形式的程序数据都是放在同一内存中，所以程序可以通过标准的内存寻址方式来访问栈中的任意位置上的元素。例如，上表中，指令“$movq\ \ 8(\%rsp),\%rdx$”就会将第二个四字从栈中复制到寄存器$\%rdx$中。

3.3算术和逻辑操作

算术和逻辑操作被分为四组，分别为**加载有效地址**、**一元操作**、**二元操作**和**移位**。所有指令类都有各种带有不同大小操作数的变种（只有leaq没有其他大小的变种），例如addb、addw、addl、addq分别表示字节加法、字加法、双字加法和四字加法。各种整数算术运算的指令如下：

指令	效果	描述
$leaq\ \ S,D$	$D\leftarrow\&S$	加载有效地址
$INC\ \ D$ $DEC\ \ D$ $NEG\ \ D$ $NOT\ \ D$	$D\leftarrow D+1$ $D\leftarrow D-1$ $D\leftarrow -D$ $D\leftarrow\sim D$	加一 减一 取负 取补
$ADD\ \ S,D$ $SUB\ \ S,D$ $IMUL\ \ S,D$ $XOR\ \ S,D$ $OR\ \ S,D$ $AND\ \ S,D$	$D\leftarrow D+S$ $D\leftarrow D-S$ $D\leftarrow D*S$ $D\leftarrow D\wedge S$ $D\leftarrow D\|S$ $D\leftarrow\&S$	加 减 乘 异或 或 与
$SAL\ \ k,D$ $SHL\ \ k,D$ $SAR\ \ k,D$ $SHR\ \ k,D$	$D\leftarrow D<<k$ $D\leftarrow D<<k$ $D\leftarrow D>>_A k$ $D\leftarrow D>>_L k$	左移 左移（等同于SAL） 算术右移 逻辑右移

3.3.1加载有效地址

加载有效地址的指令*leaq*实际上是*movq*指令的变形。该指令可以将有效地址写入到目的操作数，目的操作数必须是一个寄存器。此外，它还可以**简洁地**描述普通的算术操作。例如，如果寄存器$\%rdx$的值为x，那么指令$leaq\ 7(\%rdx,\%rdx,4),\%rax$将设置寄存器$\%rax$的值为$5x+7$。

> 注意，如果这里的指令为$movq\ 7(\%rdx,\%rdx,4),\%rax$，会将$\%rax$的值设为$M[5x+7]$。这即为*movq*指令与*leaq*指令的区别。

3.3.2 一元和二元操作

第二组的操作是一元操作，即**只有一个操作数**，既是源又是目的。

第三组是二元操作，即**有两个操作数**，其中第二个操作数既是源又是目的。例如，指令$subq\ \ \%rax,\%rdx$将使寄存器$\%rdx$的值减去$\%rax$的值。值得注意的是，当第二个操作数为内存地址时，处理器必须从内存中读出值，执行操作，再把结果写回内存，这样就增加了时间上的消耗。

3.3.3移位操作

最后一组是移位操作，先给出移位量，然后第二项给出的是要移位的数。移位量可以是一个**立即数**，或者放在**单字节寄存器**$\%cl$中。注意，虽然一个字节的移位量使得移位量的编码范围可以得到$2^8-1=255$，但是x86-64中，当移位操作对w位长的数据值进行操作时，移位量是由$\%cl$寄存器的低m位决定的，这里$2^m=w$，高位会被忽略。

左移指令SAL和SHL分别表示**算术左移**与**逻辑左移**，从效果来说没有区别，都是在右侧补零。而右移指令SAR和SHR分别执行**算术移位**和**逻辑移位**，SAR在左侧补的是符号位。移位操作的目的操作数可以是一个寄存器或是一个内存位置。

> 可以看到，大部分的指令既可以用于无符号运算，也可以用于补码运算，只有右移操作要求区分有符号数和无符号数。这个特性使得补码运算成为实现有符号整数运算的一种比较好的方法。

3.3.4特殊的算术操作

我们知道，两个64位有符号或无符号整数相乘得到的乘积需要128位来表示。x86-64指令集对128位（16字节）数的操作提供有限的支持，Intel把16字节的数称为八字（oct word）。

一些特殊的算术操作如下：

指令	效果	描述
$imulq \quad S$ $mulq \quad S$	$R[\%rdx]:R[\%rax] \leftarrow S \times R[\%rax]$ $R[\%rdx]:R[\%rax] \leftarrow S \times R[\%rax]$	有符号全乘法 无符号全乘法
$cqto$	$R[\%rdx]:R[\%rax] \leftarrow$ 符号扩展$(R[\%rax])$	**转换为八字**
$idivq \quad S$	$R[\%rdx] \leftarrow R[\%rdx]:R[\%rax] \ mod \ S$ $R[\%rax] \leftarrow R[\%rdx]:R[\%rax] \div S$	**有符号除法**
$divq \quad S$	$R[\%rdx] \leftarrow R[\%rdx]:R[\%rax] \ mod \ S$ $R[\%rax] \leftarrow R[\%rdx]:R[\%rax] \div S$	**无符号除法**

由前文我们可以看到，*imulq*有一种形式是作为IMUL指令类中的一种，这种形式的*imulq*指令是一个"**双操作数**"乘法指令，从两个64位操作数产生一个64位乘积。而在这里，x86-64指令集还提供了两条不同的"**单操作数**"乘法指令，以计算两个64位值的全128位乘积——一个是无符号数乘法（*mulq*），而另一个是补码乘法（*imulq*）。这两条指令都要求**一个参数必须在寄存器**$\%rax$中，而**另一个作为指令的源操作数**给出，然后**把乘积存放在寄存器**$\%rdx$**（高64位）和**$\%rax$**（低64位）**中。汇编器可以通过*imulq*后的**操作数数目**来分辨想用哪条指令。对于除法指令同理，$idivq$**和**$divq$**会将寄存器**$\%rdx$**（高64位）和**$\%rax$**（低64位）中的128位数作为被除数**，而除数则由指令中的操作数来给出。指令将**商存储在寄存器**$\%rax$中，而将**余数存储在寄存器**$\%rdx$中。

当然，对于大部分的除法操作来说，被除数应当是一个64位的值，因此寄存器$\%rdx$中的值应置为**全零**（无符号）或是**符号位**（有符号）。这个操作是通过指令*cqto*来完成。指令*cqto*不需要操作数，它会隐含读出$\%rax$的符号位。对于无符号数，这一操作通常通过指令"$movq \ \$0, \%rdx$"来实现。

乘法的示例：代码如下：

```
#include <inttypes.h>

typedef unsigned __int128 uint128_t;

void store_uprod(uint128_t *dest, uint64_t x, uint64_t y)
{
    *dest = x * (uint128_t) y;
}
```

生成的汇编代码如下：

```
# dest in %rcx, x in %rdx, y in %r8
_Z11store_uprodPoyy:
    movq    %rdx, %rax      #copy x to multiplicand
    mulq    %r8             #multiply x by y
    movq    %rax, (%rcx)    #store lower 8 bytes at dest
    movq    %rdx, 8(%rcx)   #store upper 8 bytes at dest+8(Little Endian)
    ret
```

3.4控制

对于C语言中的某些结构，比如条件语句、循环语句等，要求有条件的执行，**根据测试的结果来决定操作执行的顺序。**机器代码提供两种基本的低级机制来实现有条件的行为。

通常，C语言中的语句和机器代码中的指令都是按照它们在程序中出现的次序**顺序执行。**用*jump*指令即可以改变一组机器代码指令的执行顺序，指定控制被传递到程序的某个其他部分。

3.4.1条件码

除了整数寄存器，CPU还维护着一组单个位的**条件码（condition code）寄存器**，它们描述了最近的算术或逻辑操作的属性。最常用的条件码有：

- CF：**进位**标志。最近的操作使最高位产生了进位。可用来检查无符号数的溢出。
- ZF：**零**标志。最近的操作得出的结果为0。
- SF：**符号**标志。最近的操作得到的结果为负数。
- OF：**溢出**标志。最近的操作导致一个补码溢出（包括正溢出和负溢出）。

由于leaq指令是用来进行地址计算的，因此它不会改变任何条件码。除此之外，涉及整数运算的所有指令都会设置条件码。对于逻辑操作，例如XOR，进位标志和溢出标志会设置成0；对于移位操作，进位标志将设置为最后一个被移出的位（左移时，储存的为最低位；右移时相反），而溢出标志将被设置为0；INC和DEC会设置溢出和零标志，但是不会改变进位标志。

除了涉及整数运算的指令之外，还有两类指令CMP和$TEST$，它们**只设置条件码而不改变任何其他寄存器。**它们的指令如下

$$CMP \quad S_1, S_2 \quad 基于S_2 - S_1进行比较$$
$$TEST \quad S_1, S_2 \quad 基于S_1 \& S_2进行测试$$

注意到，在ATT格式中，列出的操作数的顺序是相反的，如果两个操作数相等，这些CMP指令会将零标志设置为1，而其他的标志可以用来确定两个操作数之间的大小关系。$TEST$指令的行为与AND指令一样，除了它只改变条件码。典型用法是，设置两个操作数一样，利用$TEST$可判断操作数为正值、0还是负值。

条件码一般不会直接访问，常用的方法有三种：

- 可以根据条件码的某种组合，将一个字节设置为0或1。
- 可以条件跳转到程序的某个其他的部分。
- 可以有条件地传送数据。

这一整类指令被称为SET指令，这些指令名字的不同后缀指明了它们所考虑的**条件码的组合**，而不是操作数大小。一条SET指令的目的操作数必须是**低位单字节寄存器元素**之一，或是**一个字节的内存位置**，指令会将这个字节设置为0或1。需要特别注意的是，在进行大小比较时，对于有符号与无符号整数，指令是不同的。例如，指令$setl$表示有符号数的“小于”比较，而指令$setb$表示无符号数的“低于”比较。而对于有符号和无符号整数通用的指令有$sete$、$setne$、$sets$、$setns$等，分别用来判断相等、不等、负数、非负数。

> 注：（一个例子）指令$setl$（用于比较有符号数的小于）的效果如下

> $$D \leftarrow SF \wedge OF$$
>
> 当没有发生溢出时，OF为0（OF设置为0就表示无溢出），我们有$a -_w^t b < 0$时$a < b$，当且仅当SF被设置为1时成立；另一方面，当发生溢出时，OF为1，显然这时只有下溢才满足$a < b$，而发生溢出且为下溢时当且仅当$a -_w^t b > 0$，也即SF被设置为0。因此，溢出和符号位的条件码的异或提供了$a < b$是否为真的测试。

3.4.2跳转指令

跳转指令会导致执行切换到程序中一个全新的位置，在汇编代码中，这些跳转的目的地通常用一个**标号**指明。

跳转指令分为**条件跳转**和**无条件跳转**。jmp指令就是无条件跳转，但是它可以是**直接跳转**，即跳转目标是作为指令的一部分编码的；或是**间接跳转**，即跳转目标是从寄存器或内存位置中读出的。直接跳转的跳转目标是直接作为标号给出的，例如$jmp \quad .L_1$；间接跳转的写法是**“*”后跟一个操作数指示符，按照操作数格式进行寻址**。例如，指令“$jmp \quad *\%rax$”指用寄存器$\%rax$中的值作为跳转目标，而指令“$jmp \quad *(\%rax)$”则以$\%rax$中的值作为读地址，从内存中读出跳转目标。

条件跳转的指令有很多，它们根据条件码的某种组合，或者**跳转**，或者**继续执行代码序列中的下一条指令**。这些指令的**名字和跳转**条件与SET指令的名字和设置条件时相匹配的。**条件跳转必须为直接跳转。**

跳转指令的编码方式有两种，分别为**PC相对的**和**绝对地址编码**。前者会将**目标指令的地址与紧跟在跳转指令后面那条指令的地址之间的差值**作为编码，地址偏移量可以编码为1，2或4字节。后者则是给出绝对地址，用4个字节直接给出目标。PC相对的进行编码的优势在于，其指令编码很简洁，且程序链接后，目标代码可以不做改变就移到内存中的不同位置。

> 例：下面是跳转指令的一个示例，跳转目标的编码是PC相对的，并且是一个按照小端法编码的4字节补码数。
>
> ```
> 4005eb: e9 73 ff ff ff      jmpq
> 4005ed: 90                  nop
> ```
>
> 则跳转目标的地址应为0x400560。

3.4.3实现条件分支

3.4.3.1用条件控制实现条件分支

C语言中的$if-else$语句的通用形式模板如下：

```
if (test-expr)
    then-statement
else
    else-statement
```

对于这种通用形式，汇编是按通常会使用下面这种形式，这里，使用C语法来描述控制流：

```
    if (!t)
        goto false;
    then-statement
    goto done;
false:
    else-statement
done:
```

也就是说，汇编器为*then-statement*和*else-statement*产生各自的代码块，并插入条件和无条件分支。

3.4.3.2用条件传送来实现条件分支

在3.4.3.1中，程序采用“切换路径”的方式来实现条件分支。这种机制简单通用，但是在现代处理器上可能会非常低效。因此，可以采用一种替代的策略：**数据的条件转移**。简单来说，这种方法计算条件操作的两种结果，然后再根据条件是否满足来从中选取一个。只有在一些受限制的情况中，这种策略才可行，但是如果可行，就可以用一条**简单的条件传送指令**来实现它，其更符合现代处理器的性能特征。

条件传送的一个示例如下：

```
long absdiff(long x, long y){
    long result;
    if (x < y)
        result = y - x;
    else
        result = x - y;
    return result;
}
```

对应汇编代码：

```
# x in %rdi, y in %rsi
absdiff:
    movq    %rsi, %rax
    subq    %rdi, %rax      # rval = y - x
    movq    %rdi, %rdx
    subq    %rsi, %rdx      # eval = x - y
    comq    %rsi, %rdi      # Compare x:y
    cmovge  %rdi, %rax      # if x >= y, rval = eval
    ret
```

汇编代码中的关键指令$cmovge$即实现了**条件赋值**，并且注意到，汇编代码会**按照顺序**先执行第一个分支的指令再执行第二个分支的指令。

如果使用C语法来描述控制流，就应该为：

```
long absdiff(long x, long y){
    long result = y - x;
    long rresult = x - y;
    if (x >= y)
        result = rresult;
    return result.
}
```

> 注：为什么**基于条件数据传送的代码会比基于条件控制转移的代码性能好**?
>
> 这是因为，现代处理器通过**流水线**来获得高性能。在流水线中，一条指令的处理要经过一系列的阶段，每个阶段执行所需操作的一小部分（例如，从内存中取指令、确定指令类型、从内存中读数据、执行算术运算、向内存写数据、更新程序计数器等等）。这种方法通过**重叠连续指令**的步骤来获得高性能。例如，在取一条指令的**同时**，执行它前面一条指令的算术运算。但是，要做到这一点，就要求能够**事先确定要执行的指令序列**，这样才能保持流水线中充满了待执行的指令。当机器遇到（条件）分支时，只有当条件分支求值完成后，才能决定分支往哪走。现代处理器采用非常精密的**分支预测逻辑**来猜测每条跳转指令是否会执行。现代微处理器设计试图达到90%以上的正确率，只要它的猜测比较可靠，指令流水线中就会充满着指令；另一方面，如果错误预测一个跳转，就要求处理器丢掉它为该跳转指令后所有指令已做的工作，然后再开始用从正确位置处起始的指令

> 去填充流水线，这样就会浪费大约15~30个时钟周期，导致程序性能严重下降。而基于条件数据传送的控制流不依赖于数据，这使得处理器更容易保持流水线是满的。

与跳转指令类似，x86-64上的**条件传送指令**的名字和传送条件与SET指令的名字和设置条件是相匹配的，指令的结果取决于对应条件码的值。每条条件传送指令都有两个操作数，分别为源寄存器或者内存地址S，以及目的寄存器R。这其中，源和目的的值可以是16位、32位或64位长，但是不支持单字节的条件传送，**汇编器可以从目标寄存器的名字推断出条件传送指令的操作数长度**，因此对所有的操作数长度可以共用同一个指令名字。

当然，前面已经提到，**不是所有的条件表达式都可以用条件传送来进行编译。**因为，无论测试结果如何，我们会对"两个分支"的结果都进行求值。如果这两个表达式的其中一个可能产生错误条件或是副作用，就会导致非法的行为。例如，考虑这个代码`long cread(long *xp) {return (xp ? *xp : 0);}`。此外，使用条件传送也不总是会提高代码的效率。如果两个表达式中需要进行大量的计算，就会导致浪费，因此，编译器必须考虑**浪费的计算**和由于**分支预测错误**所造成的**性能处罚**之间的**相对性能。**对于GCC的实验表明，只有当两个表达式都很容易计算时，例如都只是一条加法指令，编译器才会使用条件传送。

3.4.4循环

C语言程序中提供了多重循环结构，即`do-while`、`while`和`for`。汇编中没有相应的指令存在，但可以用**条件测试和跳转**组合起来实现循环的效果。

3.4.4.1$do-while$循环

C语言示例如下：

```
long fact_do(long n){
    long result = 0;
    do{
        result *= n;
        n -= 1;
    } while(n > 1);
    return result;
}
```

GCC产生的汇编代码如下：

```
fact_do
    movl    $1, %eax        # set result = 1
.L2:                    # loop:
    imulq   %rdi, %rax      # compute result *= n
    subq    $1, %rdi        # compute n -= 1
    cmpq    $1, %rdi        # compare n : 1
    jg      .L2             # if >, goto loop
    rep; ret                # return
```

> 注：汇编代码中的`rep`（或`repz`）是为了避免`ret`指令成为条件跳转指令的目标。根据Intel和AMD的文档中的说明，当`ret`指令是通过跳转指令到达时，处理器不能正确预测`ret`指令的目的。这里的`rep`指令就作为一种**空操作**，因此作为跳转目的而插入它。

汇编代码中，倒数第二行的`jg`指令是实现循环的关键指令，它决定了是需要继续重复还是退出循环。

> 注：编译器的"奇怪"行为：C语言编译器常常会重组计算，因此有些C代码中的变量在机器代码中没有对应的值；而有时，机器代码中又会引入源代码中不存在的新值；此外，编译器还常常试图将多个程序值映射到一个寄存器上，以此来**最小化寄存器的使用率。**

3.4.4.2 $while$循环

有很多种方法将`while`循环翻译成机器代码，GCC在代码生成中使用其中的两种方法。

1. 第一种翻译方法，被称为“**跳到中间**”，它执行一个无条件跳转到循环结尾处的测试，以此来执行**初始的测试**。可以用以下模板来表达：

```
    goto test;
loop:
    body-statement
test:
    t = test-expr;
    if (t)
        goto loop;
```

2. 第二种翻译方法，被称为“**guarded-do**”。它首先用条件分支，如果初始条件不成立就跳过循环，把代码变换为*do-while*策略。当使用较高优化等级编译时，例如使用命令行选项*-O1*，GCC就会采取这种策略。**利用这种实现策略，编译器常常可以优化初始的测试，例如在确保初始测试满足的情况下将其省去。**可以用以下模板来表达：

```
t = test-expr;
if (!t)
    goto done;
loop:
    body-statement
    t = test-expr
    if (t)
        goto loop
done:
```

3.4.4.3 for循环

由于任意一个for循环相当于在$while$循环前加上一个初始化表达式，在每次循环结束时加上一个更新表达式，因此GCC为for循环产生的代码时$while$循环的两种翻译之一，这取决于优化的等级。特别地，在C语言中执行*continue*语句将会导致程序直接跳到当前循环的末尾（注意不可直接跳过更新表达式），执行*break*语句则会导致程序直接跳出循环。

3.4.5 $switch$语句

switch（开关）语句可以根据一个**整数索引值**进行**多重分支**。在处理具有多种可能结果的测试时，这种语句不仅提高了C代码的可读性，而且通过使用**跳转表**这种数据结构使得实现更加高效。和使用一组很长的`if-else`语句相比，使用跳转表的优点是**执行开关语句的时间与开关情况的数量无关**。GCC会根据开关情况的数量和开关情况值的稀疏程度来翻译开关语句。当开关情况比较多（4个以上）并且值的范围跨度比较小时，就会使用跳转表。

下面是一个带有*switch*语句的C代码示例：

```
void switch_eg(long x, long n, long *dest){
    long val = x;
    switch(n)
    {
        case 100:
            val *= 13;
            break;
        case 102:
            val += 10;
```

```
            /* Fall through */
        case 103:
            val += 11;
            break;
        case 104:
        case 106:
            val *= val;
            break;
        default:
            val = 0;
    }
    *dest = val;
}
```

GCC生成的汇编代码如下：

```
switch_ed:
    subq    $100,%rsi
    cmpq    $6,%rsi
    ja      .L8
    jmp     *.L4(,%rsi, 8)
# jump table
    .section    .rodata
    .align      8   # align address to multiple of 8
.L4:
    .quad   .L3
    .quad   .L8
    .quad   .L5
    .quad   .L6
    .quad   .L7
    .quad   .L8
    .quad   .L7
# end jump table
.L3:
    leaq    (%rdi,%rdi,2),%rax
    leaq    (%rdi,%rax,4),%rdi
    jmp .L2
.L5:
    addq    $10,%rdi
.L6:
    addq    $11,%rdi
    jmp     .L2
.L7:
    imulq   %rdi,%rdi
    jmp     .L2
.L8:
    movl    $0,%edi
.L2:
    movq    %rdi,(%rdx)
    ret
```

可以看到，**编译器首先将n减去100，把取值范围移到0和6之间**（通常情况下，编译器可能会尝试将最小取值**转化为0**），并且利用无符号值，进一步简化了分支的可能性。执行*switch*语句的关键步骤是通过跳转表来访问代码位置，通过汇编代码中的`jmp *.L4(,%rsi, 8)`来实现。这是一个**间接跳转**，操作数指定一个内存位置，索引由寄存器$\%rsi$给出，这个寄存器保存着$(n-100)$的值。跳转表的声明在代码中由注释标出，这段声明表示，在叫做"**.rodata**"（只读数据，$Read-Only\ Data$）的目标代码文件的

段中，应该有一组7个“四”字（8个字节），**每个字的值都是与指定的汇编代码标号相关联的指令地址。**标号.$L4$标记出这个分配地址的起始。与这个标号相对应的地址会作为间接跳转的基地址。值得注意的是，由于C代码中`case 102`中没有`break`语句，因此汇编代码中对应部分（.L5）就没有跳转语句，当执行完后其会继续执行下一个块。

3.5过程

过程是软件中一种很重要的**抽象。**它提供了一种封装代码的方式，用一组指定的参数和一个可选的返回值实现了某种功能。过程的形式多样，包括**函数**（function）、**方法**（method）、**子例程**（subroutine）、**处理函数**（handler）等等。要提供对过程的机器级支持，在例如“P过程调用Q，Q执行后返回到P”这一动作中包括下面一个或多个机制：

1. **传递控制**：进入过程Q时，**程序计数器**（寄存器$\%rip$）必须被设置为Q的代码的**起始地址**，然后在返回时，要把程序计数器设置为P中调用Q后面那条指令的地址。
2. **传递数据**：P必须能够向Q提供一个或多个**参数**，Q能够向P返回一个**值。**
3. **分配和释放内存**：在开始时，Q可能需要为局部变量**分配**空间，而在返回前，又必须**释放**这些存储空间。

3.5.1运行时栈

C语言过程调用机制的一个关键特性在于使用了栈数据结构提供的**后进先出**的内存管理原则，这一原则恰好与C语言标准的**调用/返回机制**相吻合。x86-64的栈向**低地址**方向增长，而**栈指针**$\%rsp$**指向栈顶元素。**可以用$pushq$或$popq$指令将数据存入栈中或是从栈中取出。将栈指针**减少**一个量即可以为数据在栈上分配空间；类似地，可以通过**增加**栈指针来释放空间。

当x86-64过程需要的存储空间超过寄存器能够存放的大小时，就会在栈上分配空间，这个部分称为过程的**栈帧。**在这个空间中，过程可以保存寄存器的值、分配局部变量空间、为它调用的过程设置参数。大多数过程的栈帧都是定长的，在过程的开始就分配好了。而实际上，许多函数甚至根本不需要栈帧。当所有的局部变量都可以保存在寄存器中（通过寄存器，过程可以传递最多6个整数值，也就是指针和整数），而且该函数不会调用任何其他函数时，就可以这么处理。

3.5.2转移控制

将控制从函数P转移到函数Q只需要简单地把**程序计数器**（PC）设置为Q的代码的起始位置。不过，稍后从Q返回时，处理器必须记录好它需要继续P的执行的代码位置。这个信息是用指令”$call\quad Q$“调用过程Q来记录的。**该指令会将返回地址压入栈中，并将PC设置为Q的起始地址。**这里的返回地址是**紧跟**在$call$指令后面的那条指令的地址。对应的函数返回指令ret会**从栈中弹出返回地址，并将PC设为它。**注意，由于返回地址中是与P相关的状态，因此我们把这个返回地址当作**P栈帧的一部分。**

同跳转一样，调用可以是**直接**的，也可以是**间接**的。在汇编代码中，直接调用的目标是一个标号，而间接调用的目标是“*”后面跟一个操作数指示符。

3.5.3数据传送

x86-64中，大部分过程间的数据传送是通过**寄存器**实现的。例如，在函数调用时，参数可以在寄存器$\%rdi$、$\%rsi$和其他寄存器中传递。当过程P调用过程Q时，P的代码必须首先把参数复制到适当的寄存器中；当Q返回到P时，P的代码可以访问寄存器$\%rax$中的返回值。x86-64中最多可以通过寄存器传递6个整型变量，且寄存器的使用是有特殊顺序的，一般来说会按照以下顺序进行分配：
$\%rdi$、$\%rsi$、$\%rdx$、$\%rcx$、$\%r8$、$\%r9$（操作数大小为64位）。

如果一个函数有大于6个整型参数，则超过6个的部分就要通过栈来传递。假设过程P调用过程Q，且需要传递的参数个数为$n>6$。首先，P的栈帧必须要能够容纳7到n号参数的存储空间。函数调用时，首先要把参数1~6复制到对应的寄存器，把参数7~n放到栈上，而参数7位于栈顶。**当通过栈传递参数时，所有的数据大小都向8的倍数对齐。**

一个参数传递的示例：

```
void proc(long a1, long *a1p,
          int a2, int *a2p,
          short a3, short *a3p,
          char a4, char *a4p)
{
    *a1p += a1;
    *a2p += a2;
    *a3p += a3;
    *a4p += a4;
}
```

GCC产生的汇编代码如下：

```
# a1 in %rdi, a1p in %rsi, a2 in %edx, a2p in %rcx, a3 in %r8w, a3p in %r9
# a4(8 bits) in %rsp+8, a4p(64 bits) in %rsp + 16
proc:
    movq    16(%rsp), %rax
    addq    %rdi, (%rsi)
    addl    %edx, (%rcx)
    addw    %r8w, (%r9)
    movl    8(%rsp), %edx
    addb    %dl, (%rax)
    ret
```

可以看到，其中a4是通过$8(\%rsp)$的形式读出，a4p则是通过$16(\%rsp)$的形式读出。

3.5.4栈上的局部存储

某些情况下，一些局部数据不可以存放在寄存器中，而必须存放在内存中，一般有以下几种情况：

- 寄存器**不足够**存放所有的本地数据。
- 对一个局部变量使用**地址运算符"&"**，因此必须能够为它产生一个地址。
- 某些局部变量是**数组或结构**，因此必须能够通过数组或结构引用被访问到。

若对某个局部变量使用地址运算符，并将其存入栈上的空间来进行传递，则这种情况下通常需要用到$leaq$**指令**。例如，指令"$movq\ \ \$1, 8(\%rsp);\ \ leaq\ \ 8(\%rsp), \%rdi$"就将一个值为1的局部变量存在栈上距离栈顶8字节的地方，并将其**地址**传给寄存器$\%rdi$，这样函数在调用$\%rdi$的值时便相当于调用了一个指向这一局部变量的指针。在执行这一类操作的前后，程序需要分别**分配和释放**栈空间。

> 特性：可以直接访问不超过当前栈指针（%rsp）128字节的栈上空间。

3.5.5寄存器中的局部存储

寄存器组是唯一被所有过程共享的资源。虽然在任何给定时刻只有一个过程是活动的，我们仍然必须确保当一个过程（**调用者**）调用另一个过程（**被调用者**）时，被调用者不会覆盖调用者稍后会使用的寄存器值。为此，x86-64采用了一组统一的寄存器使用惯例。

寄存器$\%rbx, \%rbp$和$\%r12 \sim \%r15$被划分为**被调用者保存寄存器。**所有其他的寄存器，除了栈指针$\%rsp$外，都分类为**调用者保存寄存器。**对于**被调用者保存寄存器**，当过程P调用过程Q时，Q作为**被调用者**必须保存这些寄存器的值，要么就是**不去改变它**，要么就是**把原始值压入栈中，改变寄存器的值，然后在返回前从栈中弹出旧值。**压入栈中的值会在栈帧中创建标号为"**被保存的寄存器**"的一部分。有了这条惯例，P的代码就可以安心地把值保存在**被调用者保存寄存器**中。而对于**调用者保存寄存器**，意味着任何函数都能修改它们。

> 这里应该这样理解**调用者保存**：意指**调用者**有责任保存好这一部分数据，无论其他函数怎样修改这些寄存器，如果需要，调用者都应当可以自行恢复。**被调用者保存**同理。

3.5.6递归过程

前文中叙述的寄存器和栈的惯例使得x86-64过程能够**递归**地调用它们自身。一个递归调用自身的例子如下：

```
long rfact(long n){
    long result;
    if (n <= 1)
        result = 1;
    else
        result = n * rfact(n - 1);
    return result;
}
```

GCC产生的汇编代码如下：

```
# n in %rdi
rfact:
    pushq   %rbx                # save %rbx(上一次调用过程中的值)
    movq    %rdi, %rbx          # store n in callee-saved register %rbx
    movl    $1, %eax            # set return value = 1
    cmpq    $1, %rdi            # compare n : 1
    jle     .L35                # if <=, goto done
    leaq    -1(%rdi), %rdi      # compute n - 1
    call    rfact               # call rfact(n-1)
    imulq   %rbx, %rax          # multiply n by rfact(n-1)
.L35:                       # done:
    popq    %rbx                # restore %rbx
    ret                         # return
```

事实上，递归调用一个函数本身和调用其他函数是一样的。栈规则提供了一种机制，每次函数调用都有它自己私有的状态信息（**保存的返回值位置**和**被调用者寄存器保存的值**）存储空间。**栈分配和释放**的规则很自然地就与函数**调用-返回**的顺序匹配。

3.6数组分配和访问

C语言中的数组是一种将标量数据聚集成更大数据类型的方式。C语言实现数组的方式的方式非常简单，使得其很容易被翻译成机器代码。并且，优化编译器非常善于**简化数组索引所使用的地址计算。**

3.6.1基本原则与指针的运算

C语言允许对指针进行运算，并且，计算出来的值会根据该指针引用的数据类型的大小进行**伸缩。**

对于数据类型T和整形常数N，以及数组的声明“$T\ \ A[N]$;”，表示首先在内存中分配一个$L\cdot N$字节的**连续区域**，这里L即为数据类型T的大小（单位为字节）；其次，它引入了标识符A，可以用A来作为**指向数组开头的指针**，这个指针的值设为x_A。

对于C语言中的指针运算，假设int型数组E的**起始地址**和**整数索引**分别存放在寄存器$\%rsx$和$\%rcx$中。下面是一些与E有关的表达式以及对应汇编代码的示例：

表达式	类型	值	汇编代码
E	$int*$	x_E	$movq\ \ \%rdx,\%rax$
$E[0]$	int	$M[x_E]$	$movl\ \ (\%rdx),\%eax$
$E[i]$	int	$M[x_E+4i]$	$movl\ \ (\%rdx,\%rcx,4),\%eax$
$\&E[2]$	$int*$	x_E+8	$leaq\ \ 8(\%rdx),\%rax$
$E+i-1$	$int*$	x_E+4i-4	$leaq\ \ -4(\%rdx,\%rcx,4),\%rax$
$*(E+i-3)$	int	$M[x_E+4i-12]$	$movl\ \ -12(\%rdx,\%rcx,4),\%eax$
$\&E[i]-E$	$long$	i	$movq\ \ \%rcx,\%rax$

值得注意的是，计算同一数据结构中的两个指针之差，结果的数据类型为long。

3.6.2数组

3.6.2.1嵌套的数组

对于如下声明的数组`T D[R][C]`，编译器会在内存中按照“**行优先**”为其分配空间，把它看成R个含有C个T型数据的数组，它的数组元素$D[i][j]$的内存地址为$\&D[i][j]=x_D+L*(i*C+j)$（其中L是数据类型T以字节为单位的大小）。访问时，编译器会以**数组起始位置为基地址，偏移量为索引，计算期望元素的偏移量**。例如，对于一个二维数组`int A[5][3];`，当我们访问`A[i][j]`时，假设x_A、i、j分别存放在寄存器$\%rdi$、$\%rsi$、$\%rdx$中，汇编代码如下：

```
leaq    (%rsi,%rsi,2),%rax  # compute 3i
leaq    (%rdi,%rax,4),%rax  # compute xA+12i
movl    (%rax,%rdx,4),%rax  # read from M[xA+12i+4j]
```

3.6.2.2定长数组和变长数组

C语言编译器能够**优化**定长多维数组上的操作代码。历史上C语言只支持大小**在编译时就能确定的多维数组**，程序员在需要变长数组时必须得使用*malloc*或*calloc*这样的函数为这些数组分配存储空间，而且不得不显示地编码，用行优先索引将多维数组映射到一维数组。ISO C99中引入了一种功能，允许数组的维度是表达式，在数组被**分配**的时候才计算出来。注意，动态的版本中必须用**乘法指令**进行**跨维度**时下标的伸缩，而不能采用一系列的移位和加法。

如果允许使用优化，一般情况下，GCC可能会将所有的数组引用都转换成**指针间接引用**，并且其常常可以利用访问模式的**规律性**来优化索引的计算，识别出程序访问多维数组元素的**步长**。这样，就能避免一些移位时的乘法，不论是生成基于指针的代码还是基于数组的代码，这样的优化能够显著提高程序的性能。

一个示例如下：

```
int fix_prod_ele(fix_matrix A, fix_matrix B, long i, long k)
{
    long j;
    int result = 0;
    for (j = 0; j < N; j++)
        result += A[i][j] * B[j][k];
    return result;
}
```

编译器优化后的C代码如下：

```
int fix_prod_ele(fix_matrix A, fix_matrix B, long i, long k)
{
    int *Aptr = &A[i][0];
    int *Bptr = &B[0][k];
    int *Bend = &B[N][k];
    int result = 0;
    do                                  //No Need for initial test
    {
        result += *Aptr * *Bptr;
        Aptr++;                         //Move Aptr to next column
        Bptr += N;                      //Move Bptr to next row
    } while (Bptr != Bend);             //Test for stopping point
    return result;
}
```

3.7异质的数据结构

C语言提供了两种将不同类型的对象组合到一起创建数据类型的机制：**结构**，用关键字*struct*来声明，将多个对象集合到一个单位中；**联合**，用关键字*union*来声明，允许用几种不同的类型来引用一个对象。

3.7.1结构

C语言*struct*声明创建的数据类型将可能不同类型的对象聚合到一个对象中，用名字来引用结构的各个组成部分。结构的所有组成部分都存放在内存中一段**连续**的区域内，而**结构的指针**就是**结构中第一个字节的地址**。编译器会维护关于每个结构类型的信息，**指示**每个**字段**的**字节偏移**。它以这些**偏移**作为内存引用指令中的**位移**，从而产生对结构元素的引用。

要产生一个指向结构内部对象的指针，我们只需要将**结构的地址加上该字段的偏移量**。例如，对于结构：

```
struct demo{
    int i;
    int j;
    int a[10];
}
```

我们只需要一行汇编代码`leaq 8(%rdi,%rsi,4)`就可以产生C语句`&(demo->a[i])`的效果，访问到结构成员a[i]（假设*struct demo*类型的变量存放在寄存器$\%rdi$中，数组下标i存放在寄存器$\%rsi$中）。并且，需要了解的是，结构中各个字段的选取完全是在**编译时**处理的。机器代码**不包含**关于字段声明或字段名字的信息。

3.7.2联合

联合提供了一种规避C语言类型系统的方式，允许以**多种类型来引用同一个对象**，用关键字*union*来声明。一个联合中的所有字段引用的都是数据结构的**起始位置**。

一种应用情况是，我们事先知道对一个数据结构中的两个不同字段的使用是**互斥的**，那么将这两个字段声明为联合的一部分，而不是结构的一部分，会**减少分配空间的总量**。这样，**一个联合总的大小等于它最大字段的大小**。假设我们想实现一个二叉树的数据结构，每个叶字结点都有两个*double*类型的数据值，而每个内部节点都有指向两个孩子节点的指针，但是没有数据，声明如下：

```
struct node_t{
    nodetype_t type;                // type of node
    union{
        struct{
            struct node_t *left;
            struct node_t *right;
        } internal;
        double data[2];
    }
} info;
```

这个结构总共需要24个字节：*type*是4个字节，*info.internal.left*和*info.internal.right*各要8个字节，或是*info.data*需要16个字节，且在字段*type*和联合的元素之间需要4个字节的填充。

联合还可以用来访问**不同数据类型的位模式。**当用联合来将各种不同大小的数据类型结合到一起时，**字节顺序**问题就变得非常重要了（注意利用联合进行强制类型转换时，小端法机器和大端法机器上的字节顺序不同）。

3.7.3数据对齐

许多计算机系统对基本数据类型的**合法地址**做出了一些限制，要求某种类型对象的地址必须是某个值K（通常是2、4或8）的倍数。这种**对齐限制**简化了形成处理器和内存之间接口的**硬件设计。**当然，无论内存是否对齐，x86-64硬件都能正确工作，但是，对齐数据可以**提高内存系统的性能。**对齐原则是**任何K字节的基本对象的地址必须是K的倍数。**编译器也可以通过指令`.align 8`来指明**全局数据**所需的对齐。

对于包含结构的代码，编译器可能需要在字段的分配中插入**间隙**，以保证每个结构元素都满足它的对齐要求；并且，结构本身对它的起始地址也有一些对齐要求，因此，结构的末尾可能需要一些填充。

3.8机器级程序中控制与数据的结合

3.8.1GDB调试器

GNU的调试器GDB提供了许多有用的特性，支持机器级程序的运行时评估和分析，可以观察正在运行的程序，同时又对程序的执行有相当的控制。

3.8.2内存越界引用和缓冲区溢出

我们知道，C语言中对于数组引用不进行**边界检查**，并且**局部变量和状态信息**（例如保存的寄存器值和返回地址）都存放在栈中。这两种情况结合到一起就能导致严重的程序错误，**对越界的数组元素的写操作会破坏存储在栈中的状态信息。**

一种特别常见的状态破坏称为**缓冲区溢出。**例如，在栈中分配某个字符数组来保存一个字符串，但是字符串的长度超出了为数组分配的空间。如下所示就说明了这个问题：

```
void echo()
{
    char buf[8];
    gets(buf);
    puts(buf);
    return 0;
}
```

其中，`gets()`和`puts()`是库函数，`gets()`没有办法确定它是否为保存整个字符串分配了足够的空间。很多常用的库函数，都有这样一个属性——不需要告诉它们缓冲区的大小，就产生一个字节序列[97]。这样就会导致**缓冲区溢出漏洞。**上面C代码的GCC编译产生的机器代码如下：

```
echo:
    subq    $24, %rsp
    movq    %rsp, %rdi
    call    gets
    movq    %rsp, %rdi
    call    puts
    addq    $24, %rsp
    ret
```

可以看到，程序首先把栈指针减去了24，在栈上分配了24字节，字符数组buf就位于栈顶。并且，%rsp被复制到%rdi作为调用gets和puts的参数。但是，由于分配给buf数组的空间后紧跟着的就是（*echo*函数的）返回地址，如果用户输入的字符串足够长（超过24个字符），那么，**返回指针**的值以及更多可能的保存状态就会被破坏。如果存储的返回地址的值被破坏了，ret指令就会导致程序跳转到一个完全意想不到的位置。

缓冲区溢出的一个更加致命的使用就是**让程序执行它本来不愿意执行的函数**，这是一种最常见的通过计算机网络攻击系统安全的方法。通常，输入给程序一个字符串，这个字符串包含一些**可执行代码的字节编码**，称为**攻击代码**。另外，还有一些字节会用一个指向攻击代码的指针**覆盖返回地址**。那么，执行ret指令的效果就是**跳转到攻击代码**。

在一种攻击形式中，攻击代码会使用系统调用启动一个**shell**程序，给攻击者提供一组**操作系统函数**。在另一种攻击形式中，攻击代码会执行一些**未授权的任务**，修复对栈的破坏，然后第二次执行ret指令，（**表面上）正常**返回到调用者。

3.8.3对抗缓冲区溢出攻击

现代编译器和操作系统实现了很多机制以避免遭受这样的攻击，限制入侵者通过缓冲区溢出攻击获得系统控制权。

3.8.3.1 栈随机化

攻击者为了产生指向攻击代码的指针，需要知道字符串放置的栈地址。在过去，栈的位置相当固定。因此，如果攻击者可以确定一个常见的Web服务器所使用的栈空间，就可以设计一个在许多机器上都能实施的攻击。

栈随机化的思想使得栈的位置在程序每次运行时都有变化。它的实现方式是：程序开始时，在栈上分配一段0~n字节之间的随机大小的空间，例如，使用分配函数*alloca*在栈上分配指定字节数量的空间。程序并不使用这段空间，但是它会导致程序每次执行时后续的**栈位置发生变化**。分配的范围n必须**足够大**才能获得足够多的栈地址变化，又必须**足够小**不至于浪费程序太多的空间。在Linux系统中，栈随机化已经成为了一类更大的技术**地址空间布局随机化**中的一种。

但是，攻击者依然有办法利用**蛮力克服随机化**，他可以反复地用不同的地址进行攻击。一种常见的技巧就是在实际的攻击代码前插入很长的一段*nop*（读作“no op”，意即“no operation”）。执行*nop*指令除了对程序计数器加1，没有任何效果，但只要攻击者猜测的返回地址在这段序列中，程序就会“**滑过**”这段序列，到达攻击代码，因此这个序列的常用术语叫做“**空操作雪橇**”。对于32位操作系统，这样枚举尚且可以接受；但是对于64位操作系统，这就非常困难了。因此，**栈随机化**可以大大降低病毒或是蠕虫攻击一个系统的难度，但是也不能提供完全的安全保障。

3.8.3.2 栈破坏检测

计算机的第二道防线是能够检测到**何时栈已经被破坏**，这种破坏通常发生在当**超越局部缓冲区边界**时。最近的GCC版本在产生的代码中加入了一种**栈保护者**的机制。其思想是在局部缓冲区与栈状态之间存储一个特殊的**金丝雀值**。这个**金丝雀值**（canary），也被称为**哨兵值**，是在程序每次运行时随机产生的，因此，攻击者没有简单的办法知道它是什么。在**恢复寄存器状态**以及**从函数返回**之前，程序检查这个**金丝雀值**是否被该函数的某个操作或者该函数调用的某个函数的某个操作改变了。如果是的，那么程序**异常终止**。

下面是一段插入了**溢出检测**的汇编代码的例子：

```
echo:
    subq    $24, %rsp
    movq    %fs:40, %rax
    movq    %rax, 8(%rsp)
    call    gets
    movq    8(%rsp), %rax
    xorq    %fs:40, %rax
    je      .L9
    call    __stack_chk_fail
.L9:
    addq    $24, %rsp
    ret
```

可以看到，函数先通过指令参数`%fs:40`从内存中读出一个值，再把它存放在栈中相对于%rsp偏移量为8的地方。`%fs:40`指明**金丝雀值**是用**段寻址**从内存中读入的。将**金丝雀值**放在一个特殊的段中，标志为**只读**，这样攻击者就不能覆盖存储的**金丝雀值**。在函数返回之前，程序通过`xorq`指令来将**当前存储在栈对应位置上的值**与**金丝雀值**进行比较，如果两个数不同，代码就会调用一个错误处理的例程。

栈保护很好地防止了缓冲区溢出攻击破坏存储在程序栈上的状态，且只会带来很小的性能损失，特别是因为GCC只有在函数中有**局部char类型缓冲区**的时候才会插入这样的代码。

3.8.3.3 限制可执行代码区域

这道防线可以**消除攻击者向系统中插入可执行代码的能力**。一种方法是**限制哪些内存区域能够存放可执行代码**。在典型的程序中，只有**保存编译器产生的代码的那部分内存**才是需要可执行的，其他部分可以被限制为只允许读和写。

> 许多系统允许控制三种访问形式：**读**（从内存读数据）、**写**（存储数据到内存）和**执行**（将内存中的内容看作机器级代码）。

3.8.4 支持变长栈帧

在此前讨论的情况中，编译器都能够预先确定需要为**栈帧**分配多少空间。但是有些函数，需要的局部存储是**变长的**。例如，当函数调用标准库函数**alloca()**（用于在栈上分配任意字节数量的存储），或是代码声明一个**局部变长数组**时。

为了管理**变长栈帧**，x86-64代码使用寄存器%rbp作为**帧指针**（frame pointer，或base pointer）。当使用帧指针时，代码必须先把%rbp之前的值保存到栈中，因为它是一个**被调用者保存寄存器**。然后在函数的整个执行过程中，都使得%rbp指向那个时刻栈的位置。对于固定长度的局部变量，都用**相对于%rbp的偏移量来引用它们**。在**变长栈帧**中，各个局部变量的**对齐**操作十分关键。

在较早版本的x86代码中，每个函数调用都使用了帧指针，而现在，只在**栈帧长可变**的情况下才使用。

3.9浮点体系结构

处理器的**浮点体系结构**包含存储、访问、操作、传递浮点数值等多个方面。2013年Core i7 Haswell处理器中引入了AVX2浮点体系结构，其允许数据存储在16个YMM寄存器中，它们的名字为$\%ymm0 \sim \%ymm15$。每个YMM寄存器都是256位（32字节）。当对标量数据操作时，这些寄存器只保存浮点数，且只使用**低32位**（对于*float*）或**低64位**（对于*double*）。汇编代码使用寄存器的SSE XMM寄存器名字$\%xmm0 \sim \%xmm15$来引用它们，每个XMM寄存器都对应YMM寄存器的低128位（16字节）。其中，$\%xmm0$是用于**储存返回值**的寄存器，$\%xmm1 \sim \%xmm7$用于保存参数，$\%xmm8 \sim \%xmm15$为**调用者保存寄存器**。

3.9.1浮点传送和转换操作

在内存与寄存器间进行**浮点传送**的部分指令如下（表中的X表示XMM寄存器）：

指令	源	目的	描述
vmovss	M_{32}/X	X/M_{32}	传送单精度浮点数
vmovsd	M_{64}/X	X/M_{64}	传送双精度浮点数
vmovaps	X	X	传送对齐的封装好的单精度数
vmovapd	X	X	传送对其的封装好的双精度数

AVX引用内存的指令为**标量指令**，意味着它们只对**单个**而不是一组封装好的数据值进行操作。无论数据对齐与否，这些指令都能正确执行，不过代码优化规则建议**32位内存数据满足4字节对齐，64位内存数据满足8字节对齐。**

> 标量指令的操作对象为一个数，而向量指令的操作对象为向量，即有序排列的一组数。

在浮点数与整数间进行转换的指令如下：

指令	源	目的	描述
vcvttss2si	X/M_{32}	R_{32}	用截断的方法把单精度数转换成整数
vcvttsd2si	X/M_{64}	R_{32}	用截断的方法把双精度数转换成整数
vcvttss2siq	X/M_{32}	R_{64}	用截断的方法把单精度数转换成四字整数
vcvttsd2siq	X/M_{64}	R_{64}	用截断的方法把双精度数转换成四字整数

指令	源1	源2	目的	描述
vcvtsi2ss	M_{32}/R_{32}	X	X	把整数转换成单精度数
vcvtsi2sd	M_{32}/R_{32}	X	X	把整数转换成双精度数
vcvtsi2ssq	M_{64}/R_{64}	X	X	把四字整数转换成单精度数
vcvtsi2sdq	M_{64}/R_{64}	X	X	把四字整数转换成双精度数

表一中的指令是把一个从XMM寄存器或内存中读出的浮点值进行转换，并将结果写入一个**通用寄存器。**在把浮点数转换成整数的时候，指令会执行**截断**，将值向0进行舍入。表二中的指令则是把整数转换成浮点数，其使用的是三操作数模式。其中第一个操作数读自于**内存或一个通用目的寄存器。**第二个操作数的值只会影响结果的**高位字节**，因此通常情况下可以忽略。而目标必须是**XMM寄存器。**在最常见的使用场景中，第二个源和目的操作数都是一样的。例如，指令`vcvtsi2sdq %rax,%xmm1,%xmm1`从寄存器%rax中读出一个长整数，把它转换成数据类型*double*，并把结果存放至XMM寄存器%xmm1的低字节中。

在两种不同的浮点格式之间的转换对应的汇编代码如下：

```
# Conversion from single to double precision
vunpcklps   %xmm0,%xmm0,%xmm0   # Replicate first vector element
vcvtps2pd   %xmm0,%xmm0         # Convert two vector elements to double
```

*vunpcklps*指令通常用来**交叉放置**来自两个XMM寄存器的值，并把它们存储到第三个寄存器中。在上面的代码中，如果初始%xmm0寄存器的内容为字$[s_3, s_2, s_1, s_0]$，则该指令会将寄存器的值更新为$[s_1, s_1, s_0, s_0]$。然后，*vcvtps2pd*指令把源XMM寄存器中的两个低位单精度值拓展成目的XMM寄存器中的两个双精度值。因此，寄存器的值会被更新为$[d_{x_0}, d_{x_0}]$，其中d_{x_0}是将x转换成双精度后的结果。

> 实际上，我们不太清楚为什么GCC会产生这样的代码，没有必要在XMM寄存器中将结果复制一遍。其实，可以采用单条指令`vcvtsi2sdq  %xmm0,%xmm0,%xmm0`将保存在%xmm低位4字节的单精度值转换成一个双精度值，并将结果存储在寄存器%xmm0的低8字节。

将双精度转换为单精度的汇编代码如下：

```
# Conversion from double to single precision
vmovddup    %xmm0,%xmm0     # Replicate first vector element
vcvtpd2psx  %xmm0,%xmm0     # Convert two vector elements to single
```

假设初始寄存器%xmm0中保存着两个双精度值$[x_1, x_0]$。然后*vmovddup*指令把它设置为$[x_0, x_0]$。*vcvtpd2psx*指令把这两个值转换成单精度，再存放到该寄存器的低位一半中，并将高位一半设置为0，得到结果$[0.0, 0.0, x_0, x_0]$。

> 同样，我们也可以使用单条指令`vcvtsd2ss  %xmm0,%xmm0,%xmm0`来完成*double*到*float*的转换，编译器使用上面的方式并没有明显直接的意义。

一个在不同浮点数格式间进行转换的C代码示例如下：

```
double fcvt(int i, float *fp, double *dp, long *lp)
{
    float f = *fp; double d = *dp; long l = *lp;
    *lp = (long) d;
    *fp = (float) i;
    *dp = (double) l;
    return (double) f;
}
```

GCC对应产生的汇编代码如下：

```
_Z4fcvtiPfPdPl:
.LFB0:
    movss   (%rdx), %xmm0           # Get f = *fp
    movq    (%r9), %rax             # Get l = *lp
    vcvttsd2siq (%r8), %r10         # Get d = *dp and convert to long
    movq    %r10, (%r9)             # Store d at lp
    pxor    %xmm1, %xmm1            # Reset %xmm1
    vcvtsi2ss   %ecx, %xmm1, %xmm1  # Convert i to float
    movss   %xmm1, (%rdx)           # Store i at fp
    pxor    %xmm1, %xmm1            # Reset %xmm1
    vcvtsi2sdq  %rax, %xmm1, %xmm1  # Convert l to double
    movsd   %xmm1, (%r8)            # Store l at dp
# The following two instructions convert f to double
    vunpcklps   %xmm0,%xmm0,%xmm0
    vcvtps2pd   %xmm0,%xmm0
    ret
```

3.9.2过程中的浮点代码

对于含有浮点的代码，有如下几条规则：

- XMM寄存器$\%xmm0 \sim \%xmm7$最多可以传递**8个**浮点参数。按照参数列出的顺序使用这些寄存器。同时可以通过**栈**传递额外的浮点参数。
- 函数通过寄存器$\%xmm0$来返回浮点值。
- 所有的XMM寄存器都是**调用者保存**的。被调用者**可以不用保存就覆盖这些寄存器中任意一个。**

当函数包含指针、整数和浮点数混合的参数时，指针和整数通过**通用寄存器**传递，而浮点值通过**XMM寄存器**传递。也就是说，**参数到寄存器的映射取决于它们的类型和排列的顺序。**

3.9.3浮点的运算与比较操作

3.9.3.1浮点的运算操作

下表为一组执行算术运算或是位级运算的标量AVX2浮点指令：

单精度	双精度	效果	描述
vaddss	vaddsd	$D \leftarrow S_2 + S_1$	浮点数加
vsubss	vsubsd	$D \leftarrow S_2 - S_1$	浮点数减
vmulss	vmulsd	$D \leftarrow S_2 \times S_1$	浮点数乘
vdivss	vdivsd	$D \leftarrow S_2 \div S_1$	浮点数除
vmaxss	vmaxsd	$D \leftarrow max(S_2, S_1)$	浮点数取最大值
vminss	vminsd	$D \leftarrow min(S_2, S_1)$	浮点数取最小值
sqrtss	sqrtsd	$D \leftarrow \sqrt{S_1}$	浮点数平方根
vxorps	xorpd	$D \leftarrow S_2 \wedge S_1$	位级异或
vandps	andpd	$D \leftarrow S_2 \& S_1$	位级与

其中每条指令都有一个（S_1）或两个（S_1和S_2）源操作数和一个目的操作数D。第一个操作数S_1可以是一个**XMM寄存器**或**一个内存位置。**第二个操作数和目的操作数必须是**XMM寄存器。**此外，注意到在**XMM寄存器**上执行的位级操作类似于它们在**通用寄存器**上的操作，这些操作对两个源寄存器的所有位都实施指定的位级操作。需要注意的是，当整数和一个浮点数进行运算时，编译器会默认将整数类型转换为浮点数。

3.9.3.2浮点的比较操作

AVX2提供了两条用于**比较**浮点数值的指令：

指令	基于	描述
$vucomiss \quad S_1, S_2$	$S_2 - S_1$	比较单精度数值
$vucomisd \quad S_1, S_2$	$S_2 - S_1$	比较双精度数值

这些指令在操作数顺序、条件码的设置上与CMP指令类似。并且，**参数S_2必须在XMM寄存器中，而参数S_1可以在XMM寄存器中，也可以在内存中。**

浮点比较指令会设置三个**条件码**：**零标识位ZF**、**进位标志位CF**和**奇偶标志位PF**。对于奇偶标志位，当最近的一次算术或逻辑运算产生的值的最低位字节是**偶校验**的（即这个字节中有**偶数**个1），那么就会设置这个标志位。特别地，**对于浮点比较，当两个操作数中任何一个是NaN时，就会设置该位。**此时，我们称这种情况是**无序的**，否则为**有序的**。如果**无序**，就会认为比较失败了，这个标志位就被用来发现这样的条件（并通常通过条件跳转指令*jp*进行跳转）。在有序的情况下，如果$S_2 < S_1$，进位标志位CF会被设置为1；如果$S_2 = S_1$，零标志位ZF会被设置为1；如果$S_2 > S_1$，则两个标志位CF和ZF都会被设置为0。无序情况下三个标志位都会被设置为1。

3.9.4定义和使用浮点数常数

和整数运算操作不同，AVX浮点操作**不能**以**立即数值**作为操作数。相反，编译器必须为所有的常量值**分配和初始化存储空间**，然后代码再把这些值从内存读入。一个使用浮点数常数的例子如下：

```
double cel2fahr(double temp){
    return 1.8 * temp + 32.0;
}
```

GCC产生的汇编代码如下：

```
_Z8cel2fahrd:
.LFB0:
    vmulsd   .LC0(%rip), %xmm0
    vaddsd   .LC1(%rip), %xmm0
    ret
.LC0:
    .long    3435973837
    .long    1073532108
.LC1:
    .long    0
    .long    1077936128
```

可以看到，函数分别从标号为.LC0的内存位置读出值1.8，从标号为.LC1的位置读入值32.0。这些标号对应的值都是通过**一对*.long*声明和十进制表示的值指定的。**如果机器采用的是**小端法**字节顺序，那么第一个值给出的就是低位4字节，第二个值给出的就是高位4字节。

4.链接

链接是将各种代码和数据片段收集并组合成为一个单一文件的过程，这个过程可被**加载**（复制）到内存并**执行。链接**可以执行于**编译**时，也就是在源代码被翻译为机器代码时；也可以执行于**加载**时，也就是在程序被**加载器**加载到内存时；甚至可以执行于**运行**时，也就是由**应用程序**来执行。现代系统中，**链接**是由叫做**链接器**的程序自动执行的。

链接的重要作用在于它们使得**分离编译**成为可能，任一个大型应用的各个模块可以被独立地**修改**和**编译。**

4.1编译器驱动程序

我们常用的GCC就是一种**编译器驱动程序**，它会调用**语言预处理器**、**编译器**、**汇编器**和**链接器**，来将程序从**ASCII码源文件**翻译成**可执行文件。**例如，若我们在命令行中执行这条指令：

```
linux> gcc -Og -o prog main.c sum.c
```

那么驱动程序的行为如下：

1. 驱动程序首先运行**C预处理器（cpp）**，它将C的源程序*main.c*翻译成一个ASCII码的中间文件*main.i*：`cpp [other arguments] main.c /tmp/main.i`。
2. 接下来，驱动程序运行**C编译器（ccl）**，它将*main.i*翻译成一个ASCII码汇编语言文件*main.s*：`ccl /tmp/main.i -Og [other arguments] -o /tmp/main.s`。
3. 然后，驱动程序运行**汇编器（as）**，它将*main.s*翻译成一个**可重定位**目标文件*main.o*：`as [other arguments] -o /tmp/main.o /tmp/main.s`。驱动程序经过同样的过程生成*sum.o*。
4. 最后，驱动程序运行**链接器（ld）**，它将*main.o*和*sum.o*以及一些必要的系统目标文件组合起来，创建一个**可执行**目标文件*prog*：`ld -o prog [system object files and args] /tmp/main.o /tmp/sum.o`。
5. 在运行可执行文件*prog*时，*shell*会调用操作系统中一个叫做**加载器**的函数，它将可执行文件*prog*中的代码和数据复制到内存，然后将**控制**转移到这个程序的开头。

4.2静态链接

目标文件有三种形式：

- **可重定位目标文件**：包含二进制代码和数据，其形式可以在编译时与其他可重定位目标文件合并，创建一个可执行目标文件。
- **可执行目标文件**：包含二进制代码和数据，其形式可以直接被**复制到内存**并**执行**。
- **共享目标文件**：一种特殊类型的可重定位目标文件，可以在加载或者运行时被**动态地**加载进内存并链接。

静态链接器以一组**可重定位目标文件**和**命令行参数**作为输入，生成一个**完全链接的**、**可以加载和运行的**可执行目标文件作为输出。输入的**可重定位目标文件**由各种不同的**代码和数据节**组成，每一节都是一个**连续的**字节序列，**指令**在某一节中，**初始化了的全局变量**在另一节中，而**未初始化的变量**又在另外一节中。

为了构造可执行文件，链接器必须完成两个主要任务：

- **符号解析**：链接器需要将每个**符号引用**正好和一个**符号定义**关联起来。
- **重定位**：编译器和汇编器生成从地址0开始的代码和数据节。链接器通过把每个符号定义与一个内存位置关联起来，从而**重定位**这些节，然后修改所有对这些符号的**引用**，使得它们指向这个内存位置。

4.3可重定位目标文件

典型的**ELF**可重定位目标文件具有两个部分，分别为**节**和**节头部表**。前者由一个16字节的**ELF头**开始，这个序列描述了**生成该文件的系统的字的大小和字节顺序。ELF头**剩下的部分包含帮助链接器**语法分析和解释**目标文件的信息。**不同节的位置和大小**是由**节头部表**描述的。夹在ELF头和节头部表之间的都是**节**。一个典型的ELF可重定位目标文件包含下面几个节：

- **.text**：已编译程序的机器代码。
- **.rodata**：**只读数据**，比如开关语句的跳转表。
- **.data**：**已初始化**的**全局**和**静态**C变量。**局部C变量在运行时被保存在栈中**，不出现在*.data*和*.bss*节中。
- **.bss**：**未初始化**的全局和静态C变量，以及所有**被初始化为0**的全局和静态变量。在目标文件中这个节**不占据实际空间**，而仅仅是一个**占位符**。目标文件中，**未初始化变量**不需要占据任何实际的磁盘空间。
- **.symtab**：一个符号表，它存放在程序中**定义**和**引用**的**函数**和**全局变量**的信息。
- **.rel.text**：一个*.text*节中位置的列表。当链接器把这个目标文件和其他文件组合时，需要**修改**这些位置。一般而言，任何**调用外部函数**或者**引用全局变量的指令都需要修改**，而调用本地函数的指令则不需要修改。
- **.rel.data**：被**模块引用**或**定义**的所有**全局变量**的重定位信息。一般而言，任何已初始化的全局变量，如果其初始值是一个全局变量地址或者外部定义函数的地址，都需要被修改。

- **.debug**：一个调试符号表，其条目是程序中定义的**局部变量**和**类型定义**，程序中定义和引用的**全局变量**，以及原始的**C源文件**。只有以`-g`选项调用编译器驱动程序才会得到这张表。
- **.line**：原始C源程序中的**行号**和*.text*节中机器指令的映射。同样，只有以`-g`选项调用编译器驱动程序才会得到这张表。
- **.strtab**：一个字符串表。其内容包括*.symtab*和*.debug*节中的符号表，以及节头部中的节名字。字符串表就是以*null*结尾的字符串的序列。

4.4符号和符号表

每个**可重定位目标模块**m都有一个包含m**定义和引用的符号的信息**的符号表。其中有三种不同的符号：

- 由模块m定义并能被其他模块引用的**全局符号**。全局链接器符号对应于**非静态的C函数和全局变量**。
- 由其他模块定义并被模块m引用的**全局符号**。这些符号称为**外部符号**，对应于在其他模块中定义的**非静态C函数**和**全局变量**。
- 只被模块m定义和引用的**局部符号**。它们对应于带*static*属性的C函数和全局变量。这些符号在模块m中可见，但是不能被其他模块引用。

值得注意的是，**本地链接器符号**和**本地程序变量**是不同的。例如，*.symtab*中的符号表就不包含对应于本地非静态程序变量的任何符号，这些符号在运行时在栈中被管理。此外，定义为*static*的本地过程变量是不在栈中管理的。

> 在C中，源文件扮演模块的角色。任何带有**static**属性声明的全局变量或者函数都是模块**私有的**。类似地，任何不带**static**属性声明的全局变量和函数都是**公共的**，可以被其他模块访问。

符号表是由**汇编器**构造的，使用编译器输出到汇编语言*.s*文件中的符号。符号表包含一个**条目**的数组。每个条目大致包含以下几个部分：

```
typedef struct{
    int name;       //String table offset(字符表中的字节偏移)
    char type:4;    //Function or data(4 bytes)
        binding:4;  //Local or Global(4 bytes)
    char reserved;  //Unused
    short section;  //Section header index
    long value;     //Section offset or absolute address
    long size;      //Object size in bytes
}ELF64_symbol;
```

注意，对于可重定位的模块来说，*value*是距定义目标的节的**起始位置**的偏移；而对于可执行目标文件来说，该值是一个**绝对运行时地址**。*section*表示的是每个符号被分配到目标文件的哪一节，ELF用一个**整数索引**来表示各个节。有三个特殊的**伪节**（它们在节头部表中是没有条目的）：**UNDEF**代表未定义的符号，也就是在本目标模块中引用，却在其他地方定义的符号；**ABS**代表不该被重定位的符号；**COMMON**表示还未被分配位置的未初始化的数据目标。

4.5符号解析

链接器解析符号引用的方法是**将每个引用与它输入的可重定位目标文件的符号表中的一个确定的符号定义关联起来**。

对那些**引用**和**定义**在相同模块中的**局部符号**的引用，符号解析非常简单，编译器只允许每个模块中每个局部符号有一个定义。但是，对**全局符号**的引用解析就棘手很多。当编译器遇到一个不是在当前模块中定义的符号（变量或函数名），会**假定**该符号是在其他某个模块中定义的，生成一个**链接器符号表条目**，并把它交给**链接器**处理（如果链接器在它的任何输入模块中都找不到这个被引用的符号定义，就输出一条错误信息并终止）。此外，多个目标文件可能会定义相同名字的全局符号，在这种情况下，链接器要么标志一个错误，要么以某种方法选出一个定义并抛弃其他定义。

> 对于C++和Java中的**重载函数**，链接器之所以可以区分是因为编译器将每个唯一的**方法和参数列表**组合编码成一个对链接器来说**唯一**的名字。

4.5.1对多重定义的全局符号的解析

定义函数和已初始化的全局变量为**强符号**，定义未初始化的全局变量为**弱符号**，Linux链接器使用如下几条规则来处理**多重定义**的符号名：

1. 不允许有多个同名的**强符号**。
2. 如果有一个**强符号**和多个**弱符号**同名，那么选择**强符号**。
3. 如果有多个**弱符号**同名，那么从这些**弱符号**中任意选择一个。

> 此前提到过，编译器会按照一定规则来把符号分配为COMMON和.bss。实际上，采用这个惯例是因为当编译器遇到某个**弱全局符号**x时，它并不知道其他模块是否也定义了x，如果是，它无法预测链接器该使用x的多重定义中的哪一个。因此，编译器把x分配成COMMON，将决定权留给链接器。

4.5.2与静态库的链接

在7.5.1节中，我们假设链接器读取一组可重定位目标文件，并把它们链接起来。实际上，所有的编译系统都提供一种机制，将所有相关的目标模块打包成为一个单独的文件，称为**静态库**，它可以用作链接器的输入。当链接器构造一个输出的**可执行文件**时，它**只复制**静态库里**被应用程序引用的**目标模块。

相关的函数可以被编译为独立的目标模块，然后封装成一个单独的**静态库文件**。然后，应用程序可以通过在命令行上指定单独的文件名字来使用这些在库中定义的函数。在Linux系统中，静态库以一种称为**存档**的特殊文件格式存放在**磁盘**中。存档文件是一组连接起来的**可重定位目标文件**的集合，有一个头部用来描述每个成员目标文件的大小和位置。存档文件名由后缀*.a*标识。例如，使用C标准库和数学库中函数的程序可以用形式如下的命令行来编译和链接（实际上，C驱动器总是传送*libc.a*给链接器）：

```
linux> gcc main.c /usr/lib/libm.a /usr/lib/libc.a
```

4.5.3使用静态库来解析引用

在符号解析阶段，链接器**从左到右**按照它们在编译器驱动程序命令行上出现的顺序来扫描**可重定位目标文件**和**存档文件**。（驱动程序自动将命令行上的所有*.c*文件翻译成*.o*文件。）在这次扫描中，链接器维护一个**可重定位目标文件中的集合E**（这个集合中的文件会被**合并**起来形成可执行文件），一个**未解析的符号集合**（即引用了但是尚未定义的符号）**U**，以及一个在前面输入文件中**已定义的符号集合D**。初始时，U、E、D集合均为空，链接的步骤如下：

- 对于命令行上的每个输入文件f，链接器会判断f是一个目标文件还是一个存档文件。如果f是一个**目标文件**，那么链接器把f添加到E，修改U和D来反映f中的符号定义和引用，并继续下一个输入文件。
- 如果f是一个**存档文件**，那么链接器就尝试匹配U中**未解析的符号**和由**存档文件成员定义的符号**。如果某个存档文件成员m，定义了一个符号来解析U中的一个引用，那么就将m加到E中，并且链接器修改U和D来反映m中的符号定义和引用。最后，任何不包含在E中的成员目标文件都被丢弃，而链接器将继续处理下一个文件。
- 当链接器完成了对命令行上输入文件的扫描后，如果**U是非空的**，那么链接器就会输出一个错误并终止。否则，它会合并和重定位E中的目标文件，构建输出的可执行文件。

容易发现，上面的算法产生的结果与命令行上文件的顺序密切相关。命令行中，如果定义一个符号的库出现在引用这个符号的目标文件之前，那么这个引用就不能被解析，链接失败。因此，**关于库的一般准则是将它们放在命令行的末尾**，如果库之间不是相互独立的，就需要对它们进行排序，使得对于每个存档文件的成员外部引用的符号s，在命令行中**至少有一个s的定义是在对s的引用之后的**。当然，如果需要满足依赖需求，也可以在命令行上重复库。

> 注：由于目标文件一定会被添加到E中，在将静态库都放在命令行末尾的前提下，只需考虑静态库之间的依赖关系而不需考虑静态库对某个目标文件的依赖。

4.6重定位

当链接器完成了**符号解析**后，就将代码中的每个符号引用和**正好一个**符号定义关联起来。此时，链接器知道它的输入目标模块中的**代码节**和**数据节**的确切大小，就可以开始**重定位**了。**重定位**由两个部分组成，分别为**重定位节和符号定义**以及**重定位节中的符号引用。**前者会将所有相同类型的节合并为同一类型的新的**聚合节**，并将运行时内存地址赋给新的聚合节，赋给输入模块中定义的每个节，以及赋给输入模块定义的每个符号。后者则会修改代码节和数据节中对每个符号的引用，使得它们指向正确的**运行时地址。**

4.6.1重定位条目

当汇编器生成一个目标模块时，它并不知道数据和代码最终将放在内存中的什么位置，它也不知道这个模块引用的任何外部定义的函数或者全局变量的位置。所以，无论何时汇编器遇到对最终位置未知的目标引用，它就会生成一个**重定位条目**，告诉链接器在将目标文件合并成可执行文件时应该**如何修改**这个引用。代码的重定位条目放在*.rel.text*中，已初始化数据的重定位条目则放在*.rel.data*中。以下为ELF重定位条目的格式：

```
typedef struct {
    long offset;        //需要被修改的引用的节偏移
    long type:32,       //告知链接器如何修改新的引用
         symbol:32;     //标识出被修改引用应该指向的符号
    long addend;        //一个有符号常数，某些类型的重定位要使用它对被修改引用的值做偏移调整
} Elf64_Rela;
```

ELF定义了32种不同的**重定位类型**，两种最基本的重定位类型如下：

- **R_X86_64_PC32**：重定位一个使用32位**PC相对地址**的引用。一个PC相对地址就是距程序计数器的当前运行时值的**偏移量。**
- **R_X86_64_32**：重定位一个使用32位**绝对地址**的引用。通过绝对寻址，CPU直接使用在指令中编码的32位值作为有效地址。

这两种重定位类型支持**x86-64小型代码模型**，该模型假设可执行目标文件中的代码和数据的总体大小小于2GB，因此在运行时可以使用32位PC相对地址来访问。

4.6.2 重定位符号引用

对于C代码*main.c*：

```
int sum(int *a, int n);

int array[2] = {1, 2};

int main()
{
    int val = sum(array, 2);
    return val;
}
```

通过**OBJDUMP**对GCC汇编产生的*main.o*进行反汇编，结果如下：

```
0000000000000000 <main>:
   0:   48 83 ec 08             sub    $0x8,%rsp
   4:   be 02 00 00 00          mov    $0x2,%esi
   9:   bf 00 00 00 00          mov    $0x0,%edi
                        a: R_X86-64_32 array
   e:   e8 00 00 00 00          lea    0x0(%rip),%rcx
                        f: R_X86_64_PC32 sum-0x4
  13:   48 83 c4 08             add    $0x08,%rsp
  17:   c3                      retq
```

可以看到，*main*函数引用了两个全局符号：*array*和*sum*，对每个引用，汇编器产生一个**重定位条目**，显示在引用的后面一行上。这些重定位条目告诉链接器对*sum*的引用要使用**32位PC相对地址**进行重定位，而对array的引用要使用**32位绝对地址**进行重定位。

4.6.2.1重定位PC相对引用

链接器对*sum*的引用为**重定位PC相对引用。**可以看到，相对应的*call*指令开始于节偏移0xe的地方，包括1字节的操作码*0xe8*，后面（0xf）跟着的 便是对目标*sum*的32位PC相对引用的**占位符。**相应的重定位条目r由4个字段组成：

```
r.offset = 0xf
r.symbol = sum
r.type   = R_X86_64_PC32
r.addend = -4
```

这些字段会告诉链接器修改**开始于偏移量0xf**处的**32位PC相对引用**，让其在运行时指向*sum*例程。假设链接器已经确定$ADDR(main) = ADDR(.text) = 0x4004d0$，以及$ADDR(r.symbol) = ADDR(sum) = 0x4004e8$，那么链接器会首先计算出引用的运行时地址：

$$\begin{aligned} refaddr &= ADDR(main) \ + \ r.offset \\ &= 0x4004d0 \ + \ 0xf \\ &= 0x4004df \end{aligned}$$

然后，更新该引用，使得它在运行时指向*sum*程序：

$$\begin{aligned} {}^{*}refptr &= (unsigned)(ARRD(r.symbol) - refaddr + r.addend) \\ &= (unsigned)(0x4004e8) - 0x4004df + (-4)) \\ &= (unsigned)(0x5) \end{aligned}$$

运行到*call*指令时，CPU首先将**PC**压入栈中，再给它加上上面算出的0x5。注意到，当CPU执行*call*指令时，PC计数器的值为紧跟在*call*指令后的那条指令的地址，因此需要加上$r.addend$，也就是给计算出来的引用再减去$0x4$，这样才能跳到我们想要跳到的*sum*例程的第一条指令。

4.6.2.2重定位绝对引用

在上面反汇编代码的第四行中，*mov*指令将*array*的地址（1个32位立即数值）复制到寄存器%edi中。*mov*指令开始于节偏移量0x9的位置，包括1字节的操作码0xbf，后面（0xa）跟着的便是对*array*的32位绝对引用的**占位符。**相应的重定位条目r如下：

```
r.offset = 0xa
r.symbol = array
r.type   = R_X86_64_32
r.addend = 0
```

这样，链接器会修改从偏移量0xa开始的绝对引用，在运行时它将会指向array的第一个字节。假设编译器已经确定$ARRD(r.symbol) = ADDR(array) = 0x601018$，则会更新引用为：

$$\begin{aligned} *refptr &= (unsigned)(ARRD(r.symbol) + r.addend) \\ &= (unsigned)(0x601018 + 0) \\ &= (unsigned)(0x601018) \end{aligned}$$

4.7可执行目标文件

可执行目标文件的格式类似于可重定位目标文件的格式。ELF头描述文件的总体格式，它还包括程序的**入口点**，也就是当程序运行时要执行的第一条指令的地址。*.text*、*.rodata*、*.data*节与可重定位目标文件中的节很相似，不过这些节已经被**重定位**到它们**最终的运行时内存地址**。

当我们在命令行中输入`linux> prog`时，由于`prog`不是一个内置的*shell*命令，所以*shell*会认为*prog*是一个可执行目标文件，通过调用某个驻留在存储器中称为**加载器**的操作系统代码来运行它。加载器将可执行目标文件中的代码和数据从磁盘中复制到内存中，然后通过跳转到程序的**入口点**来运行该程序。这个将程序复制到内存并运行的过程就叫做**加载**。

> ELF可执行文件被设计得很容易加载到内存。可执行文件的**连续的片**被映射到连续的内存段。**程序头部表**描述了这种**映射关系**，从程序头部表中，可以看到会根据可执行文件的内容来初始化两个内存段，分别具有**读/执行访问权限**以及**读/写访问权限**。前者用来保存ELF头、程序头部表以及*.init*、*.text*、*.rodata*节，后者则主要用来保存*.data*和*.bss*节。

在加载器跳转到程序的**入口点**之后，也就是*_start*函数的地址。这个函数是在系统目标文件*ctrl.o*中定义的。*_start*函数调用**系统启动函数** *__libc_start_main*，该函数定义在*libc.so*中。它初始化执行环境，调用用户层的*main*函数，处理*main*函数的返回值，并且在需要的时候把控制返回给**内核**。

> 所谓**内核**，就是指操作系统驻留在内存中的部分。

4.8动态链接共享库

7.5节中讨论的**静态库**解决了许多关于如何让大量相关函数对应用程序可用的问题，但是，其仍有一些明显的缺点，必须其需要定期维护与更新，程序员在每次使用时都需要了解到更新情况并显式地重新连接。另一个问题是，比如几乎每个C程序都会使用标准I/O函数`printf()`和`scanf()`，如果对于所有运行的进程，都将这些函数的代码复制到内存中，那么是一种极大的浪费。

共享库是致力于解决静态库缺陷的一个现代创新产物，它是一个目标模块，在运行或加载时，可以加载到**任意的**内存地址，并和一个在内存中的程序连接起来。这个过程称为**动态链接**，是有一个叫做**动态链接器**的程序来执行的。**共享库**也称为**共享目标**，在linux系统中通常用*.so*后缀来表示。微软的操作系统也大量地使用了共享库，它们称为**DLL**。其基本思路是当创建可执行文件时，静态执行一些链接，然后在程序加载时，**动态完成**连接过程。

4.9位置无关代码

可以加载而无需重定位的代码称为**位置无关代码（PIC）**。用户对GCC使用*-fpic*选项指示GNU编译系统生成PIC代码。共享库的编译必须总是使用该选项。

- PIC数据引用：编译器利用了这样一个有用的事实：无论在内存中的何处加载一个目标模块，数据段与代码段的距离总是保持不变，也就是说，代码段中任何指令和数据段中任何变量之间的**距离**都是一个**运行时常量**，与代码段和数据段的**绝对内存位置**无关。

  编译器会首先在数据段开始的地方创建一个**全局偏移量表（GOT）**，在GOT中，每个被这个目标模块引用的**全局数据目标**都有一个8字节条目。在加载时，动态链接器会**重定位**GOT中的每个条目，使得它包含目标的正确的**绝对地址**。由此，编译器利用代码段和数据段之间的不变距离，产生**PC相对引用**。

- PIC函数调用：当程序调用一个由共享库定义的函数时，由于定义它的共享模块在运行时可以被加载到任意位置，因此编译器没有办法预测这个函数的**运行时地址**。GNU编译系统由此使用了一种称为**延迟绑定**的技术，将**过程地址的绑定推迟到第一次调用该过程时。**

  延迟绑定是通过两个数据结构**GOT**和**过程链接表（PLT）**之间的交互来实现的。如果一个目标模块调用定义在共享库中的任何函数，那么它就有自己的GOT和PLT。且，GOT是数据段的一部分，PLT是代码段的一部分。

  > **过程连接表（PLT）**是一个数组，其中每个条目是**16字节代码**，每个条目都负责调用一个具体的函数。PLT[1]调用系统启动函数，其初始化执行环境并调用*main*函数。从PLT[2]开始的条目调用用户代码调用的函数。
  >
  > 和PLT联合使用时，GOT[0]和GOT[1]包含**动态链接器**在解析函数地址时会使用的信息。GOT[2]是动态链接器在*ld-linux.so*模块中的入口点。其余的每个条目都对应于一个被调用的函数，其地址需要**在运行时被解析**。

  GOT和PLT**协同工作**的步骤如下（假设**第一次**调用函数*addvec*）：

  1. 不直接调用*addvec*，程序调用进入PLT[2]，这是*addvec*的PLT条目。
  2. 第一条PLT指令通过GOT[4]进行**间接跳转**，这是因为**每个GOT条目初始时都指向它对应的PLT条目的第二条指令**，这个简介跳转知识简单地把控制传送回**PLT[2]中的下一条指令。**
  3. 在把*addvec*的ID（0x1）压入栈中之后，PLT[2]跳转到PLT[0]。
  4. PLT[0]通过GOT[1]间接地把动态链接器地一个参数压入栈中，然后通过GOT[2]简介跳转进动态链接器中。动态链接器使用两个栈条目来确定*addvec*的**运行时位置**，用这个地址重写GOT[4]，在把控制传递给*addvec*。

  虽然第一次调用时开销很大，但是之后的每次调用中，由于*addvec*的运行时地址已经被写到了GOT[4]中，因此过程简单地在第二步中便可以跳转到正确的位置。

4.10库打桩机制

Linux链接器支持一个很强大的技术称为**库打桩**，它允许你截获对**共享库函数**的调用，取而代之执行自己的代码。使用打桩机制，你可以追踪对某个特殊库函数的调用次数，验证和追踪它的输入和输出值，甚至把它替换成一个**完全不同**的实现。基本思想如下：给定一个需要**打桩**的**目标函数**，创建一个**包装函数**，它的原型与目标函数完全一样。使用某种特殊的**打桩机制**，你就可以**欺骗**系统调用包装函数而不是目标函数了。包装函数通常会执行它自己的逻辑，然后调用目标函数，再将目标函数的返回值传递给调用者。

打桩可以发生在**编译时**、**连接时**或**程序被加载和执行时。**

5.MIPS

5.1.MIPS处理器结构

五级流水（四个周期）。

与X86-64指令集相比，MIPS32的指令长度**固定**（32位），其常数字段小于32位，指令中的内存操作数**无法直接参与运算**，且计算指令的操作数个数多为3个。

MIPS32的通用寄存器个数为32，0号寄存器的值永远是0，**返回地址保存到31号寄存器而不是栈。**另外其还有32个浮点寄存器，以及用于整数乘除法的专用寄存器Hi/Lo。并且，它没有条件码，所有信息都存于通用寄存器。此外，对于访存操作，其只能通过load/store指令。

> 几个重要的（常用的）寄存器及其习惯用途：
>
> 1. 0号寄存器：称为“zero”，值永远是0；
> 2. 1号寄存器：称为“at”，保留给汇编器使用（也即编程时**尽量避免使用**）；

> 3. 29号寄存器：称为“sp”，为**栈顶**寄存器；
> 4. 30号寄存器：称为“fp”，为**栈帧**寄存器；
> 5. 31号寄存器：称为"ra"，保存过程调用的返回地址；
>
> MIPS32进行传参时，**前四个参数利用寄存器传送**，剩余的则使用栈。

Branch Delay Slot（跳转延迟）：条件跳转指令的目标地址计算需要在ALU单元中进行，而此时第二条指令已经进入流水线。BDS的目的在于充分利用跳转指令在时间上的延迟。

协处理器0——CP0：支持**虚拟存储**、**异常处理**、**运行状态切换**等的系统控制协处理器。实际上，其就是一系列寄存器，包括：

1. **SP**（**Status**）寄存器：编号12，为状态寄存器，包括处理器运行的状态等。
2. **Cause**寄存器：编号13，记录什么原因导致中断或者异常。
3. **EPC**：编号为14，记录中断/异常处理完成后从哪里开始恢复执行。
4. **BadVadde**：编号为8，记录引起地址相关异常的指令/数据地址。
5. **Config**：编号16，为CPU的参数设置。

`mfc0`和`mtc0`指令可以访问这些寄存器。

5.2.指令集

注意MIP32的目标寄存器通常在**左侧**，与AT&T的风格相反。

MIPS32的指令分为**算术指令**、**分支和跳转指令**、**指令控制指令**、**装载存储指令**、**逻辑指令**、**转移指令**、**移位指令**、**陷阱指令**等。各条指令的详细说明见课件。

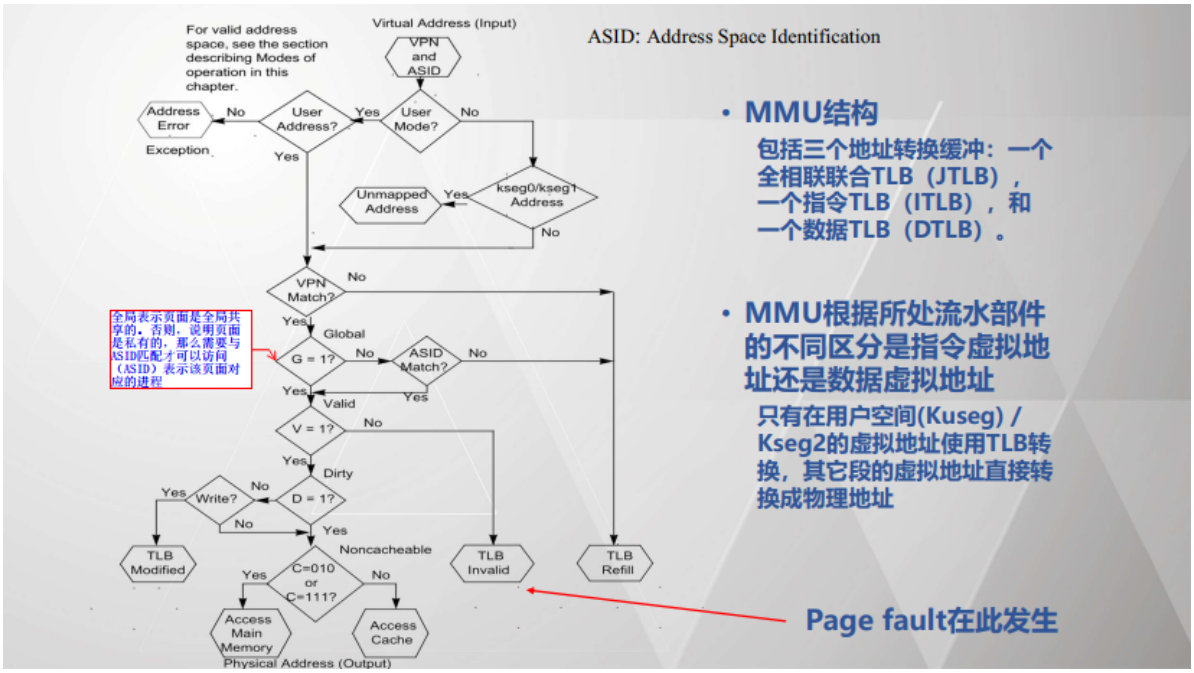
5.3.内存管理

MIPS处理器在执行单元和访存部件之间设计了**存储管理单元**（MMU）。

在4Kc处理器内核中，MMU是基于**TLB**实现的。这里的TLB包括三个翻译缓冲器：全相联联合TLB（**JTLB**），指令TLB（**ITLB**）和数据TLB（**DTLB**）。在地址翻译时，处理器首先会尝试在ITLB和DTLB这两个*micro TLB*中寻找对应表项，如果缺失，则由JTLB在下一个周期进行处理（如果JTLB也缺失，那么会触发**TLB缺失**异常，操作系统将会从**内存页表中读取相关表项重填TLB**）。全相联的JTLB将会映射32位虚拟地址到相应的物理地址。

> 注意，针对MIPS 4Kc而言，访问DTLB和JTLB是同时进行的，也就是说，ITLB的缺失罚时要比DTLB的多一个周期。

地址翻译的全过程如下：



可以看到，首先会判断**当前这个虚拟地址是位于用户模式还是核心模式。**二者的主要区别是，核心模式具有**处理操作系统功能的特权。**地址转换依赖于处理器的操作模式，原因在于不同模式下虚拟存储空间的划分是不同的。用户模式仅能访问0x0~0x7fffffff的虚拟地址空间，对其他地址空间的访问将会产生异常。然后，再有选择地判断**是否处在映射段、VPN是否匹配、判断是否全局共享以及匹配页面对应进程的id、判断有效位**（valid）、**判断是否被写入**（dirty）。

> 如果dirty位（D）为1，意味着这个页面可以被写入；否则，若尝试向其中写入，会触发一个*TLB Modified*异常。

具体的，JTLB的表项如下所示：

Field Name	Description
PageMask[24:13]	Page Mask Value. The Page Mask defines the page size by masking the appropriate VPN2 bits from being involved in a comparison. It is also used to determine which address bit is used to make the even-odd page (PFN0-PFN1) determination. See the table below. PageMask[11:0] / Page Size / Even/Odd Bank Select Bit 0000_0000_0000 / 4KB / VAddr[12] 0000_0000_0011 / 16KB / VAddr[14] 0000_0000_1111 / 64KB / VAddr[16] 0000_0011_1111 / 256KB / VAddr[18] 0000_1111_1111 / 1MB / VAddr[20] 0011_1111_1111 / 4MB / VAddr[22] 1111_1111_1111 / 16MB / VAddr[24] The PageMask column above show all the legal values for PageMask. Because each pair of bits can only have the same value, the physical entry in the JTLB will only save a compressed version of the PageMask using only 6 bits. This is however transparent to software, which will always work with a 12 bit field.
VPN2[31:13]	Virtual Page Number divided by 2. This field contains the upper bits of the virtual page number. Because it represents a pair of TLB pages, it is divided by 2. Bits 31:25 are always included in the TLB lookup comparison. Bits 24:13 are included depending on the page size, defined by PageMask.
G	Global Bit. When set, indicates that this entry is global to all processes and/or threads and thus disables inclusion of the ASID in the comparison.
ASID[7:0]	Address Space Identifier. Identifies which process or thread this TLB entry is associated with.

Field Name	Description
PFN0[31:12], PFN1[31:12]	Physical Frame Number. Defines the upper bits of the physical address. For page sizes larger than 4 KBytes, only a subset of these bits is actually used.
C0[2:0], C1[2:0]	Cacheability. Contains an encoded value of the cacheability attributes and determines whether the page should be placed in the cache or not. The field is encoded as follows: C[2:0] / Coherency Attribute 000 / Maps to entry 011b* 001 / Maps to entry 011b* 010 / Uncached 011 / Cacheable, noncoherent, write-through, no write allocated 100 / Maps to entry 011b* 101 / Maps to entry 011b* 110 / Maps to entry 011b* 111 / Maps to entry 010b* Note: * These mappings are not used on the 4K processor cores but do have meaning in other MIPS
D0, D1	"Dirty" or Write-enable Bit. Indicates that the page has been written, and/or is writable. If this bit is set, stores to the page are permitted. If the bit is cleared, stores to the page cause a TLB Modified exception.
V0, V1	Valid Bit. Indicates that the TLB entry and, thus, the virtual page mapping are valid. If this bit is set, accesses to the page are permitted. If the bit is cleared, accesses to the page cause a TLB Invalid exception.

其中，*PageMask*与页面大小有关：其会**覆盖**在*VPN2*上，**只让相应位的VPN2参与VPN的比较。**这里，当*PageMask*对应位（13~24位）为0时，*VPN2*中的对应位视为有效（注意*Page Size*越小，页面数量越多，表示时需要的位数也就越多）。在JTLB的每一个表项中，都存在**两个页面**，**一奇一偶**，因此*VPN2*实际上是指"VPN/2"，从而其比通常地VPN要少一位。当其与虚拟地址匹配时，就意味着需要寻找的虚拟页面可能是当前TLB表项的两个页面之一。具体的，**需要通过*PageMask*来判断VPN中哪一位表示奇/偶页。***ASID*代表当前页面对应的进程。当该页面不是全局共享时，只有与*ASID*相对应的进程才可以访问该页面。

进行地址翻译时，MMU会将虚拟地址的*global*、*ASID*、*VPN*与TLB表项进行比较，如果成功命中，就返回*PFN1*/*PFN2*（Physical Frame Number），其与*VPO*联合起来就得到了物理地址。

> 每次发生*PageFault*异常时，MIPS操作系统会一次补充两个页面以减少*TLB miss*的次数。

5.4.异常处理

MIPS32下的部分异常种类：

1. **Interrupt**：由未被屏蔽的中断信号引起；
2. **Ov**：算术指令溢出；
3. **AdEL**：读数据地址对齐错误，或用户模式下访问核心地址空间；
4. **AdES**：写数据地址对齐错误，或用户模式下访问核心地址空间；
5. **TLBL**：读数据时TLB缺失，或TLB无效；
6. **TLBS**：写数据时TLB缺失，或TLB无效；
7. **Sys**：执行**SYSCALL**指令；

MIPS32的异常处理基本过程：

1. 保存现场：在异常程序的入口，硬件记录被打断程序的信息，同时保留相关的寄存器k0，k1使得异常处理程序能够执行。
2. 查询Cause寄存器判断不同的异常。
3. 构造异常处理的内存空间，处理异常。
4. 返回，恢复保存的寄存器，清零Cause寄存器，并将Status寄存器相关位置置为1以开中断。

> 注意，在异常返回的ERET指令中，核心态到用户态的转换以及返回EPC指向的地址这两个步骤必须同时完成。原因在于，如果先进行到用户态的转换，后续再执行核心态下的ERET指令会非法；而如果先返回到用户态，此时状态仍标识为核心态，意味着这时用户态可以访问到核心态的所有数据与状态，这是非常危险的。

Status寄存器：$\underset{15}{\_}\_\_\_\_\_\underset{8}{\_}\ \underset{4}{\_}\ \ \underset{1}{\_}\underset{0}{\_}$。其中，第8到15为表示**Interrupt mask**，每一位对应一个中断（6个外部中断和2个内部终端），为0时表示禁止相应的中断；第4位表示**user mode**，为0时表示运行在内核态，否则为用户态。第1位表示**Exception Level**（**EXL**），其正常状态下为0，当异常发生后被硬件置为1；第0位表示**Interrupt enable**，当为0时表示中断处理被禁止，即不允许中断一个正在处理的中断，为1时表示允许。

> 注意，由上可以得到，只有**所有条件**（IE位为1，EXL位为0，mask中对应位为1）均满足，相应的中断才被允许处理。

Cause寄存器：$\underset{31}{\_}\ \ \underset{15}{\_}\_\_\_\_\_\_\underset{8}{\_}\ \underset{6}{\_}\_\_\_\underset{2}{\_}$ 。其中，第31位表示**Branch delay**位，记录是否是在*delay slot*中的指令发生了异常，如果是，那么导致异常的指令应当定位为**EPC+4**。第8到15位标识**Interrupt pending**，每一位对应一个中断，如果为1，即表示相应的中断发生，需要处理。第2到6位标识**Exception code**，记录具体的异常原因。部分异常类型如下：

Number	Name	Cause of Exception
4	AdEL	读数据地址错误（未对齐或用户尝试读核心态）
5	AdES	写数据地址错误
12	Ov	算术运算溢出

6.异常控制流

6.1异常

异常是控制流中的**突变**，用来响应处理器状态中的某些变化。状态变化称为事件，其可能和当前指令的执行直接相关，也可能没有关系。任何情况下，当有事件发生时，处理器会通过**异常表**进行一个间接过程调用，到一个专门设计用来处理这类事件的**操作系统子程序**，也就是**异常处理程序**。异常处理程序完成处理后，会根据引起异常的事件的类型发生以下几种情况中的一种：

1. 处理程序将控制返回给当前指令$\mathbf{I}_{\mathbf{curr}}$，即当事件发生时正在执行的指令。
2. 处理程序将控制返回给$\mathbf{I}_{\mathbf{next}}$，即如果没有发生异常将会执行的下一条指令。
3. 处理程序**终止**被中断的内容。

系统中可能的每种类型的异常都分配了一个**唯一**的非负整数的**异常号**，其中部分号码是由处理器的设计者分配的，如被零除、缺页、断点，部分号码是由操作系统**内核**（即操作系统常驻内存的部分）的设计者分配的，如系统调用、来自外部的***I/O***信号。系统启动时，操作系统即分配和初始化**异常表**，使得表目k包含**异常k的处理程序地址**。异常表的起始地址放在一个叫做**异常表基址寄存器**的特殊CPU寄存器里。

> 异常与过程调用的区别：
>
> - 异常处理程序运行在**内核模式**下，这也意味着所有的项目、处理状态等会被压入**内核栈**中。
> - 过程调用时，在跳转到处理程序之前，处理器会将返回地址压入栈中。但是异常处理未必返回到原来地址。

处理程序处理完事件后，会执行一条特殊的“**从中断返回**”的指令，可选地返回到被中断的程序，并将适当的状态弹回处理器的控制和数据寄存器中。特别地，如果异常中断的是一个用户程序，就将状态恢复为**用户模式。**

异常可以分为四类：**中断**、**陷阱**、**故障**和**终止。**陷阱、故障和终止是**同步**发生的，是执行当前指令的结果，这类指令被叫做**故障指令。**各自属性详见下表：

类别	原因	异步/同步	返回行为
中断	来自I/O设备的信号	异步	总是返回到下一条指令
陷阱	**有意的异常**	同步	总是返回到下一条指令
故障	潜在可恢复的错误	同步	可能返回到当前指令
终止	不可恢复的错误	同步	不会返回

> - 陷阱**最重要的用途是在用户程序和内核之间提供一个像过程一样的接口**，叫做**系统调用**，比如读文件（read）、创建一个新的进程（fork）。系统调用运行在**内核模式**中。
> - 一个经典的**故障**就是**缺页异常。**如果处理程序能够修复故障，那么它就将控制返回到引起故障的指令，从而重新执行它；否则程序返回到内核中的*abort*例程，进而终止应用程序。
> - 另外，许多原因都会导致不为人知的**一般保护故障**，通常是因为一个程序引用了一个未定义的虚拟内存区域，或者因为程序试图写一个只读的文本段。*linux shell*通常会把这种一般保护故障报告为“**段故障**”（Segmentation Fault）。

6.2进程

6.2.1流

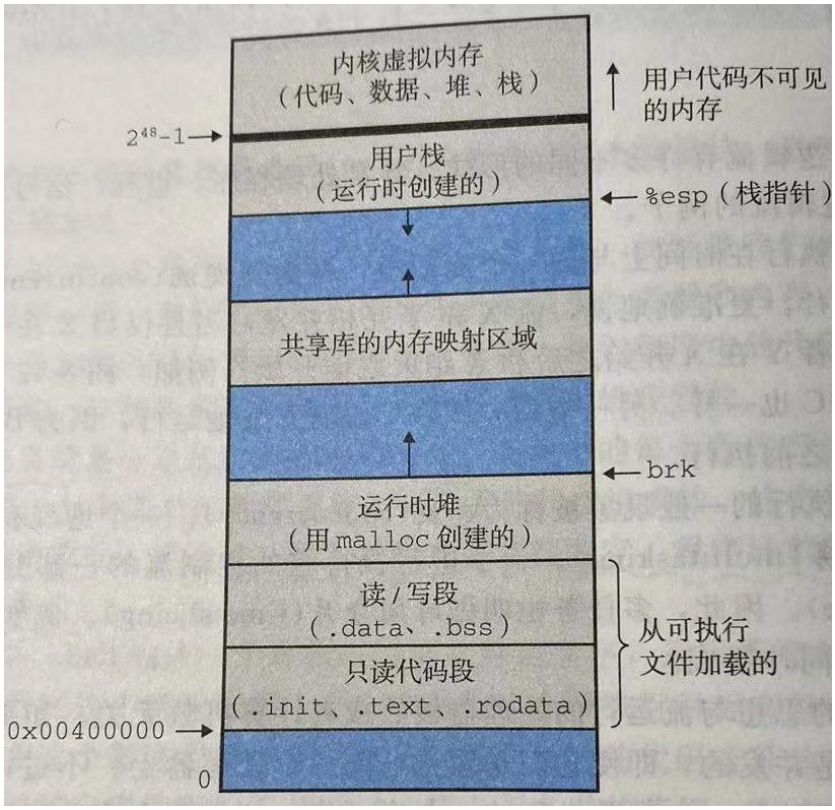
进程的经典定义就是**一个执行中程序的实例。**系统中每个程序都运行在某个**进程的上下文**中。**上下文**是由程序正确运行所需的状态组成的，这个状态包括存放在内存中的程序的**代码**和**数据**，它的**栈**、**通用目的寄存器的内容**、**程序计数器**、**环境变量**和**打开文件的描述符集合。**上下文就是内核重新启动一个被抢占的进程所需的状态。**切换进程**这一过程是由内核中叫做**调度器**的代码处理的。

当内核选择一个新的进程运行时，就说内核**调度**了这个进程，其抢占当前进程，并使用一种称为**上下文切换**的机制来将控制转移到新的进程。具体而言，上下文切换会保存当前进程的上下文，恢复某个先前被抢占的进程被保存的上下文并将控制传递给这个新回复的进程。

程序运行时，PC（程序计数器）的值在不断变化，**PC值的序列**被称为**逻辑控制流**。一个逻辑流的执行在时间上与另一个流重叠（从开始到结束的时间片有重叠），被称为**并发流**。多个流并发地执行的一般现象被称为**并发**。一个进程和其他进程轮流运行的概念被称为**多任务**。一个进程执行它的控制流的一部分的每一时间段被称为**时间片**。如果两个流**并发地**运行在不同的处理器核或计算机上，就称它们为**并行流**。

6.2.2私有地址空间

进程为每个程序提供一种假象，即好像它单独地使用系统地址空间。一般而言，和某个进程的私有地址空间相关联的内存字节是不能被其他进程读或者写的，因此从这个意义上这个地址空间是私有的。每个这样的空间都有着相同的**通用结构**，其中x86-64 Linux进程地址空间的组织结构如下：



处理器通常是用某个控制寄存器中的**模式位**来限制一个应用可以执行的指令以及它可以访问的地址空间范围。当设置了模式位时，进程就运行在**内核模式**中，其可以执行指令集中的任何指令，并且可以访问系统中的任何内存位置。反之，没有设置模式位时，进程就运行在**用户模式**中，其不允许执行**特权指令**，比如停止处理器、改变模式位，也不允许用户模式中的进程直接引用地址空间中内核区的代码和数据，而只能通过系统调用接口来间接访问。**进程从用户模式变为内核模式的唯一方法就是通过注入中断、故障或者陷入系统调用这样的异常。**

6.3进程过程

6.3.1获取进程ID

每个进程都有一个唯一的正数进程ID（**PID**）。

```
#include <unistd.h>
pid_t getpid(void); // 返回调用进程pid
pid_t getppid(void); // 返回调用进程的父进程的pid
```

6.3.2创建和终止进程

1. `exit(int status)`：以*status*退出状态来终止进程
2. `fork()`：父进程调用`fork`来创建一个新的运行的**子进程。**

   注意，`fork()`调用一次，但却分别在父进程和子进程中**各返回一次**，前者中返回值等于子进程的PID，后者中返回值为0。**子进程得到与父进程用户级虚拟地址空间相同的（但是独立的）一份副本，包括代码和数据段、堆、共享库以及用户栈，子进程还获得与父进程任何打开文件描述符相同的副本。**此外，父进程和子进程是并发运行的独立进程，内核能够以**任意方式**交替执行它们的逻辑流中的指令。一般而言，我们**绝不能**对不同进程中指令的交替执行顺序做任何假设。

   > 对于运行在单处理器上的程序，对应进程图中所有顶点的**拓扑排序**表示程序中语句的一个可行的全序排列。

6.3.3回收子进程

当某个进程由于某种原因终止时，内核并不是立即将它从系统中清除，相反，进程保持在一种已终止的状态中（被称为**僵死进程**），直到被它的父进程**回收。**当父进程回收已终止的子进程时，内核将子进程的退出状态传递给父进程，然后抛弃已终止的子进程，这时该进程才不存在了。

> 如果一个父进程终止了，内核会安排*init*进程成为它的孤儿进程的养父，*init*进程的pid为1，其不会终止。而即使僵死程序没有运行，它们依然消耗系统的内存资源。这时如果父进程没有回收终止的子进程，那么子进程会由*init*进程回收。

一个进程可以通过调用`waitpid`函数来等待它的子进程终止或者停止，从而回收子进程：

```
#include <sys/wait.h>
#include <sys/types.h>
pid_t waitpid(pid_t pid, int *statussp, int options=0);
// 成功时，返回子进程PID，如果options=WHNOHANG，返回0；失败时返回-1
// wait函数是waitpid函数的简化版本，wait(&status)等价于waitpid(-1, &status, 0)
```

默认情况（options=0）下，`waitpid`挂起调用进程的执行，直到它的**等待集合**中的一个子进程终止。如果等待集合中的一个进程**在刚调用的时刻就已经终止了**，那么`waitpid`函数立即返回。在这两种情况中，`waitpid`返回导致其返回的已终止子进程的PID。此时**已终止的子进程会被回收。**

- **等待集合**的成员是由参数pid决定的：如果pid>0，那么等待集合只有一个单独的子进程，其进程ID等于pid；如果pid=-1，那么**等待集合就是由父进程所有的子进程组成的。**
- **修改默认行为**：
  1. 默认行为是挂起调用进程，直到有子进程终止。
  2. options=**WNOHANG**：如果等待集合中的任何子进程都还没有终止，那么就立即返回（返回值为0）。否则同默认行为。
  3. options=**WUNTRACED**：挂起调用进程的执行，直到等待集合中的一个进程**变成**已终止或被停止。（默认的行为是只返回已终止的子进程）
  4. options=**WCONTINUED**：挂起被调用进程的执行，直到等待集合中的一个正在运行的进程终止或等待集合中一个被停止的进程收到*SIGCONT*信号重新开始执行。
- **检查已回收子进程的退出状态**

  如果*status*参数是非空的，那么`waitpid`会在其中放上关于导致返回的子进程的状态信息。`wait.h`中定义的部分宏如下：

  1. `WIFEXITED(statussp)`：如果子进程通过调用`exit`或者返回（`return`）正常终止，就返回真。
  2. `WEXITSTATUS(statussp)`：返回一个正常终止的子进程的退出状态。只有`WIFEXITED()`返回真时才会定义这个状态。

- **错误条件**：如果调用进程没有子进程，那么`waitpid`返回-1，且设置`errno`为`ECHILD`；如果`waitpit`函数被一个信号中断，那么也返回-1，并且设置`errno`为`EINTR`。

6.3.4让进程休眠

`sleep`函数将一个进程挂起一段指定的时间：

```
#include <unistd.h>
unsigned int sleep(unsigned int secs);
```

如果请求的时间量已经到了，`sleep`返回0，否则返回还剩下的要休眠的秒数。另外有`pause`函数，它让进程休眠，直到其收到一个信号。

6.3.5加载并运行程序

`execve`函数在当前进程的上下文中加载并运行一个新程序。

```
#include <unistd.h>
int execve(const char *filename, const char *argv[], const char *envp[]);
```

`execve`函数加载并运行可执行目标文件*filename*，且带参数列表*argv*和环境变量列表*envp*。只有当出现错误，例如找不到*filename*时，`execve`才返回到调用程序。**其他情况，**`execve`**从不返回。***argv*与*envp*变量指向一个以null结尾的指针数组。

> 程序与进程：程序是一堆代码和数据，其可以作为目标文件存在于磁盘上，或者作为段存在于地址空间中；进程是执行中程序的一个具体的示例，程序总是运行在某个进程的上下文中。特别地，`execve`函数在**当前进程**的上下文中加载并运行一个新的程序，它会**覆盖**当前进程的地址空间，而并没有创建一个新的进程。

7.虚拟内存

7.1地址空间

计算机系统的主存被组织成一个由M个连续的字节大小的单元组成的数组，每字节都有一个唯一的**物理地址**。早期PC使用物理寻址，而现代处理器使用一种称为**虚拟寻址**的寻址形式。CPU会先生成一个虚拟地址，并在CPU芯片上的**内存管理单元（MMU）**进行**地址翻译**转换成适当的**物理地址**。

一个地址空间的大小是由表示最大地址所需要的**位数**来描述的。例如，一个包含$N = 2^n$个地址的虚拟地址空间就叫做一个n位地址空间。

7.2虚拟内存用于缓存

虚拟内存（VM）系统将虚拟内存分割为称为**虚拟页（VP）**的大小固定的块。每个虚拟页的大小为$P = 2^p$字节。类似地，物理内存也被分割为**物理页（PP）**，大小也为P字节。任意时刻，虚拟页面都有且仅有以下三种状态之一：

1. **未分配的**：VM系统还未分配（或者未创建）的页。未分配的块没有任何数据和它们相关联，因此也就不占用任何磁盘空间。
2. **缓存的**：当前已缓存在物理内存中的已分配项。
3. **未缓存的**：当前未缓存在物理内存中的已分配项。

> SRAM表示位于CPU和主存之间的L1、L2和L3高速缓存，DRAM表示虚拟内存系统的缓存，它在主存中缓存虚拟页。DRAM比SRAM的速度要慢大约10倍，而磁盘要比DRAM慢大约100 000倍。

7.2.1页表

页表将虚拟页映射到物理页，其**被存放在物理内存中**。页表实际上就是一个**页表条目**（PTE）构成的数组，虚拟地址空间中的每个页在页表中某一个固定偏移量位置有一个PTE。每个PTE由一个**有效位**和一个**n位地址字段**组成。有效位表明了该**虚拟页当前是否被缓存在DRAM中**。如果设置了有效位，那么地址字段就表示DRAM中相应的物理页的起始位置，这个物理页缓存了该虚拟页。如果没有设置有效位，地址字段存放一个空地址表示这个虚拟页还未被分配，否则这个地址就指向该虚拟页在磁盘上的起始位置。

7.2.2页命中与缺页

地址翻译硬件将虚拟地址作为一个索引来定位PTE，如果设置了有效位，地址翻译硬件就知道该页是缓存在内存中的了，这种情况就被称为**页命中**。反之，**DRAM缓存不命中**就被称为**缺页**。地址翻译软件会触发一个**缺页异常**，该异常调用内核中的缺页异常处理程序，该程序会选择一个**牺牲页**。如果该牺牲页已经被修改了，那么内核就会将它复制回磁盘，并修改**两者**虚拟页对应的页表条目。接下来，异常处理程序返回时会重启导致缺页的指令，该指令会将导致缺页的虚拟地址重新发送到地址翻译硬件，但是现在的结果应当是页命中。

> 在磁盘和内存之间传送页面的活动称为**交换**或**页面调动**。当有不命中发生时才换入页面的策略称为**按需页面调度**。当然也有别的方法，比如尝试着预测不命中，在页面实际被引用之前就换入页面。不过，所有现代系统都是用的是按需页面调度的方式。

7.2.3页面调度的性能

程序的局部性原则保证了任意时刻，程序将趋向于在一个较小的活动页面集合上工作，这个集合叫做**工作集**或是**常驻集合**。在初始开销，也就是将工作集页面调度到内存中后，接下来对这个工作集的引用将导致命中，而不会产生额外的磁盘流量。

只要程序有好的时间局部性，虚拟内存系统就能工作得相当好。但是，如果工作集的大小超过了物理内存的大小，程序就会产生一种被称为**抖动**的状态，此时页面将不断地换进换出，大幅度降低程序性能。

7.2.4虚拟内存用于内存管理和内存保护

按需页面调度和独立的虚拟地址空间的结合，对系统中内存的使用和管理造成了深远的影响。特别地，VM简化了**链接和加载**、**代码和数据共享**，以及**应用程序的内存分配**。

此外，提供独立的地址空间使得区分不同进程的私有内存变得容易，每次CPU生成一个地址，地址翻译硬件都会读一个PTE，因此在PTE上添加一些额外的访问位就可以控制对一个虚拟页面内容的访问。如果某一条指令违反了这些许可条件，那么CPU就会触发一个**一般保护故障**，将控制传递给内核中的异常处理程序。Linux Shell会将这种异常报告为**段错误**。

> 注意：访问权限检查是**地址翻译**过程的一部分。

7.3地址翻译

7.3.1地址翻译过程

形式上来说，地址翻译就是一个N元素的虚拟地址空间中的元素和一个M元素的物理地址空间中元素之间的映射。CPU中的一个控制寄存器**页表基址寄存器**会指向当前页表。n位的虚拟地址包含两个部分：一个p位的**虚拟页面偏移**（VPO）和一个（n-p）位的**虚拟页号**（VPN）。MMU就通过VPN来选择适当的PTE。然后，将页表条目中**物理页号**（VPN）和虚拟地址的VPO串联起来，就得到相应的物理地址。注意，由于物理和虚拟页面都是p字节，所以**物理页面偏移**（PPO）和VPO是**相同的**。

页面命中时，CPU执行的步骤如下：

1. 处理器生成一个虚拟地址，并把它传送给MMU。
2. MMU生成**PTE地址（PTEA）**，并从**高速缓存/主存**请求得到它。

3. 高速缓存/主存向MMU返回PTE。
4. MMU构造物理地址，并把它传送给高速缓存/主存。
5. 高速缓存/主存返回所请求的数据字给处理器。

处理缺页时，CPU执行的步骤如下（前3步与上相同）：

4. PTE中有效位是零，这时MMU触发了一次异常，传递CPU的操作到操作系统内核中的缺页处理程序。

   > 注意，无论这时PPN存储的是什么值，都是**没有任何意义的**。

5. 缺页处理程序确定出物理内存中的牺牲页。如果这个页面已经被修改了，则**把它换出到磁盘**。
6. 缺页处理程序页面调入新的页面，并更新内存中的PTE。
7. 缺页处理程序返回到原来的进程，再次执行导致缺页的指令。此时会命中。

7.3.2使用TLB加速翻译

如9.3.1节所述，每次CPU产生一个虚拟地址，MMU就必须查阅一个PTE，以便将虚拟地址翻译为物理地址。在最糟糕的情况下，这会要求从内存多取一次数据，代价是**几十到几百个周期**。因此，许多系统在MMU中包括了一个关于PTE的小的缓存，称为**翻译后备缓冲器**（Translation Lookaside Buffer，**TLB**）。

TLB是一个小的、虚拟寻址的缓存，其中每一行都保存着一个由单个PTE组成的块，且被分成了若干组（set）。**用于组选择和行匹配的索引和标记字段是从虚拟地址的虚拟页号中提取出来的**。如果TLB有$T=2^t$个组，那么**TLB索引**（TLBI）是由VPN的t个最低位组成的，而**TLB标记**（TLBT）是由VPN中剩余的位组成的。即$Vaddr=\underbrace{_{n-1}(TLBT)_{p+t\ p+t-1}(TLBI)_p}_{VPN}\ _{p-1}(VPO)_0$。

TLB命中时的步骤如下：

1. CPU产生一个虚拟地址。
2. MMU从TLB中提取出相应的PTE。
3. MMU将这个虚拟地址翻译成一个物理地址，并且将它发送到高速缓存/主存。
4. 高速缓存/主存将所请求的数据字返回给CPU。

而当TLB不命中时，MMU必须从高速缓存/主存中取出相应的PTE，并且，**新取出的PTE会存放在TLB中，可能会覆盖一个已经存在的条目。**

> 注意：如果TLB中条目的有效位为0，那么也属于TLB不命中，这时会去页表中重新寻找。如果页表中依然没有找到，就会触发**页缺失**异常。

7.3.3多级页表

假设我们有一个32位的地址空间、4KB的页面以及4字节的PTE，那么即使应用所引用的只是虚拟地址空间中很小的一部分，也总是需要$2^{32}\div(4\times2^{10})\times4=2^{20}=4MB$的页表驻留在内存中。用来压缩页表的常用方法是**使用层次结构的页表**。例如，我们让一级页表中的每个PTE负责映射虚拟地址空间中一个4MB的片，也就是其指向一个二级页表的基址，二级页表中的每个PTE指向一个4KB的页面。如果某一片中的每个页面都未被分配，那么对应的一级页表中的PTE就为空，**相应的二级页表就根本不会存在**。因此，只有一级页表才需要总是在主存中：这大大减少了主存的压力。并且，实际上，带多级页表的地址翻译并不比单极页表慢很多。

7.4Linux虚拟内存系统

Linux将虚拟内存组织成一些区域（也叫做段）的集合。一个区域就是已经存在着的（已分配的）虚拟内存的**连续片**。区域的概念**允许虚拟地址空间有间隙**。Linux内核为**系统中的每个进程维护一个单独的任务结构**，其中的元素包含或者指向内核运行该进程所需要的所有信息（例如PID，指向用户栈的指针、可执行目标文件名字，以及程序计数器等），这些任务结构会被组织成链表。如下所示：（实际上，Linux在

链表中构建了一棵树，并在这棵树上进行查找）

字段	功能
vm_start	指向这个区域的起始处
vm_end	指向这个区域的结束处
vm_prot	描述这个区域内包含的所有页的读写许可权限
vm_flags	描述这个区域内的页面是与其他进程共享的，还是这个进程私有的（以及一些其他信息）
vm_next	指向链表中的下一个区域结构

7.5内存映射

Linux通过将一个虚拟内存区域与一个磁盘上的对象关联起来，以初始化这个虚拟内存区域的内容，这个过程称为**内存映射**。虚拟内存区域可以映射到两种类型的对象中的一种：

1. **Linux文件系统中的普通文件**：一个区域可以映射到一个普通磁盘文件的连续部分，例如一个可执行目标文件。**文件区**也被分成页大小的片，每一片包含一个虚拟页面的初始内容。由于按需进行页面调度，所以这些虚拟页面并没有实际交换进入物理内存，直到CPU第一次引用到页面。如果区域比文件要大，那么就用零来填充余下部分。
2. **匿名文件**：一个区域也可以映射到一个匿名文件，匿名文件是由内核创建的，包含的**全是二进制零**。CPU第一次引用这样一个区域内的虚拟页面时，内核就在物理内存中找到一个合适的牺牲页面，用二进制零覆盖牺牲页面并更新页表。注意这种情况下在磁盘和内存之间并没有实际的数据传送，因此，映射到匿名文件区域中的页面有时也叫做**请求二进制零的页面**。

无论哪种情况下，一旦一个虚拟页面被初始化了，它就在一个由内核维护的专门的**交换文件**之间换来换去。交换文件也叫做交换空间或者交换区域。

映射到共享对象的虚拟内存区域叫做**共享区域**，类似地也有私有区域。私有对象采用一种叫做**写时复制**的巧妙技术被映射到虚拟内存中。只要没有进程试图写它自己的私有区域，多个进程就可以共享物理内存中对象的一个单独副本；然而，只要有一个进程试图写私有区域内的某个页面，那么这个写操作就会触发一个**保护故障**。故障处理程序会在物理内存中创建这个页面的一个新副本，更新页表条目指向这个新副本，然后恢复这个页面的可写权限。**通过延迟私有对象中的副本直到最后可能的时刻**，写时复制最充分地使用了稀有的物理内存。

> - 再看`fork`函数：当`fork()`被当前进程调用时，内核为新进程创建各种数据结构，并分配给它一个唯一的PID。同时，它将两个进程中的每个页面都标记为只读，并将两个进程中的每个区域结构都标记为私有的**写时复制**。
> - 再看`execve`函数：`execve()`会首先删除当前进程虚拟地址的用户部分中已存在的**区域结构**，并为新程序的代码、数据、bss和栈区域创建新的区域结构，所有这些新的区域都是**私有的、写时复制的**。其中bss区域是请求二进制零，映射到匿名文件，栈和堆区域也是如此。同时，如果新程序与共享对象链接，那么这些对象都是动态链接到这个程序的，然后再映射到**用户虚拟地址空间的共享区域内**。最后，`execve()`设置程序计数器使其指向代码区域的入口点即可。

8.系统级I/O

输入/输出（I/O）是在主存和外部设备之间复制数据的过程。输入操作是从I/O设备复制数据到主存，而输出操作是从主存复制数据到I/O设备。

Linux中，所有的I/O设备（例如网络、磁盘和终端）都被模型化为**文件**，而所有的输入和输出都被当作对相应文件的**读和写**来执行。通过这种优雅的方式，Linux内核可以引出一个简单、低级的应用接口，称为Unix I/O：

1. **打开文件**：内核会返回一个小的非负整数，叫做**描述符**，它在后续对此文件的所有操作中标识这个文件。

   > Linux Shell创建的每个进程开始时都有三个打开的文件：**标准输入**（描述符为0），**标准输出**（描述符为1）和**标准错误**（描述符为2）。

2. **改变当前的文件位置**：对每个打开的文件，内核保持着一个**文件位置k**，初始化为0。这个文件位置是指从文件开头起始的**字节偏移量**，应用程序能够通过执行`seek`操作显示地设置文件的当前位置。
3. **读写文件**：一个读操作就是从文件复制n>0个字节到内存，从当前文件位置k开始，将k增加到k+n。若文件大小给定为m字节，当$k \geq m$时会触发“**end-of-file(EOF)**”（当然在文件结尾并没有明确的“EOF”符号）。类似地，写操作就是从内存复制n>0个字节到一个文件，然后更新k。
4. **关闭文件**：内核会释放文件打开时创建的数据结构，并将这个描述符恢复到可用的**描述符池**中。无论一个进程因为何种原因终止时，内核都会关闭所有打开的文件并释放它们占用的内存资源。

8.1文件与目录

- **普通文件**：包含任意数据。应用程序常常要区分**文本文件**和**二进制文件**。前者是只含有ASCII或Unicode字符的普通文件。二进制文件则是所有其他的文件。值得注意的是，对内核来说，**二者没有区别。**
- **目录**：包含一组**链接**的文件。其中每个链接都将一个**文件名**映射到一个**文件**，这个文件也可能是另一个目录。
- **套接字**：用来与另一个进程进行跨网络通信的文件。

其他文件类型还包括**命名通道**、**符号链接**以及**字符和块设备**等。Linux内核将所有文件都组织成一个**目录层次结构**，由名为“**/**”的根目录确定，系统中每个文件都是根目录直接或间接的后代。

```
int open(char *filename, int flags, mode_t mode);
int close(int fd);
```

进程是通过调用`open`函数来打开一个已存在的文件或者创建一个新文件。其中，`flag`参数指明了进程打算如何访问这个文件，包括：**O_RDONLY**：只读；**O_WRONLY**：只写；**O_RDWR**：可读可写，等。`mode`参数指定了新文件的访问权限位，包括：**S_IRUSR**：使用者能够读这个文件；**S_IWUSR**：使用者能够写这个文件；**S_IXUSR**：使用者能够执行这个文件，等。若成功，`open`函数返回新文件的描述符，其总是在进程中当前没有打开的最小描述符。

```
ssize_t read(int fd, void *buf, size_t n); // ssize_t is defined as long so it has a sign
ssize_t write(int fd, const void *buf, size_t n);
```

`read()`函数从描述符位fd的**当前文件位置**复制**至多**n个字节到内存位置buf。返回值为-1时表示一个错误，返回值为0表示遇到了**EOF**，否则，返回值表示的是实际传送的字节数量。`write()`函数从内存位置buf复制**至多**n个字节到描述符fd的当前文件位置。

> 某些情况下，`read`和`write`传送的字节比应用程序要求的要少。这些**不足值**并不一定表示有错误。可能的原因有：
>
> 1. 读的时候遇到**EOF**。
> 2. 从终端读文本行。这时每个`read`函数将每次只传送一个文本行。
> 3. 读和写网络套接字。

```
int stat(const char *filename, struct stat *buf);
int fstat(int fd, struct stat *buf);
```

应用程序能够通过调用`stat`和`fstat`函数，检索到关于文件的信息，也称为文件的**元数据**。`stat`函数以一个文件名作为输入，并返回一个`stat`数据结构，其中的各个成员描述了这个文件。`fstat`函数作用类似，只不过其是以文件描述符而不是文件名作为输入。

```
DIR *opendir(const char *name);
struct dirent *readdir(DIR *dirp);
int close(DIR *dirp);
```

应用程序可以用`readdir`系列函数来读取目录内容。`opendir`返回指向**目录流**的指针（这里即指目录项的列表），若出错则返回NULL。而每次对`readdir`的调用返回的都是指向流*dirp*中**下一个目录项的指针**，或者，如果没有更多目录项会返回NULL，并设置errno。`closedir`函数会关闭目录流并释放其所占用的资源。

8.2共享文件

Linux内核用三个相关的数据结构来表示打开的文件：

1. **描述符表**：每个进程都有它独立的描述符表，它的表项是由进程打开的文件描述符来索引的。每个打开的描述符表项指向**文件表**中的一个表项。
2. **文件表**：打开文件的集合是由一张文件表来表示的，**所有的进程共享这张表**。每个文件表的表项组成包括**当前的文件位置**、**引用计数**，以及一个**指向v-node表中对应表项的指针。关闭一个描述符会减少相应的文件表表项中的引用计数。**内核不会删除这个表项，直到它的引用计数为零。
3. **v-node表**：同文件表一样，所有的进程共享这张v-node表。每个表项包含*stat*结构中的大多数信息。

特别地，多个描述符可以通过不同的文件表表项来引用同一个文件。例如当以同一个*filename*调用`open`函数两次时，就会发生这种情况。对于父子进程，二者共享相同的打开文件表集合。注意，子进程这时继承父进程**已经打开了的**文件时，并不会另新建表项，而是将该文件原表项的**引用计数直接+1**。原因在于，两个进程中对于该文件的**描述符**相同，自然也就对应同一个文件表表项。因此，在内核删除相应文件表表项之前，父子进程必须都关闭了它们的描述符。

8.3I/O重定向

```
linux> ls > foo.txt
```

这里的“>”就是一个**重定向操作符**（“>”表示覆盖，而“>>”表示追加），这种操作符允许用户将磁盘文件和标准输入输出联系起来。I/O重定向的工作基于函数`dup2`：

```
int dup2(int oldfid, int newfd);
```

`dup2()`函数复制**描述符表项**oldfd到**描述符表项**newfd，覆盖描述符表表项newfd以前的内容。如果newfd已经打开了，那么`dup2`会在复制oldfd前关闭newfd。

8.4标准I/O

C语言定义了一组高级输入输出函数，称为**标准I/O库**，为程序员提供了Unix I/O的较高级别的替代。这个库（libc）提供了打开和关闭文件的函数（`fopen`和`fclose`），读和写字节的函数（`fread`和`fwrite`），读和写字符串的函数（`fgets`和`fgets`），以及复杂的格式化的I/O函数（`scanf`和`printf`）。标准I/O库实际上是将一个打开的文件模型化为一个流。

> **流缓冲区**的目的是使开销较高的Linux I/O系统调用的数量尽可能少。