d'd1.为什么开始启动计算机的时候，执行的是 BIOS 代码而不是操作系统自身的代码？

答：计算机加电启动的时候，操作系统并没有在内存中，CPU 也不能从外设运行操作系统，所以必须将操作系统加载到内存中，该过程的最开始部分是由 BIOS 的中断完成的。在加电后，BIOS 需要完成一些检测工作，设置实模式下的中断向量表和服务程序，并将操作系统的引导扇区加载至 0x7C00 处，然后将跳转至 0x7C00 运行操作系统自身的代码。所以计算机启动最开始运行的是 BIOS 代码。

2.为什么 BIOS 只加载了一个扇区，后续扇区却是由 bootsect 代码加载？为什么 BIOS 没有直接把所有需要加载的扇区都加载？

答：因为操作系统和 BIOS 是由不同的专业团队设计开发的，为了能协同工作，必须建立操作系统和 BIOS 之间的协调机制——“两头约定”和“定位识别”。引导扇区的加载是由 BIOS 的 int 0x19 中断完成的，且仅负责加载第一个扇区。与此同时，BIOS 并不知操作系统占有多少个扇区，所以必须由 bootsect 代码来完成加载。

这样构建的好处是站在整个体系的高度，统一设计和统一安排，简单而有效。BIOS 和操作系统的开发都可以遵循这一约定，灵活地进行各自的设计。例如，BIOS 可以不用知道内核镜像的大小以及其在软盘的分布等等信息，减轻了 BIOS 程序的复杂度，降低了硬件上的开销。操作系统的开发者也可以按照自己的意愿，内存的规划等都更为灵活。此外，如果要使用 BIOS 直接加载所有需要的扇区，并且加载完成之后再执行，则需要很长的时间，因此 Linux 采用的是边执行边加载的方法。

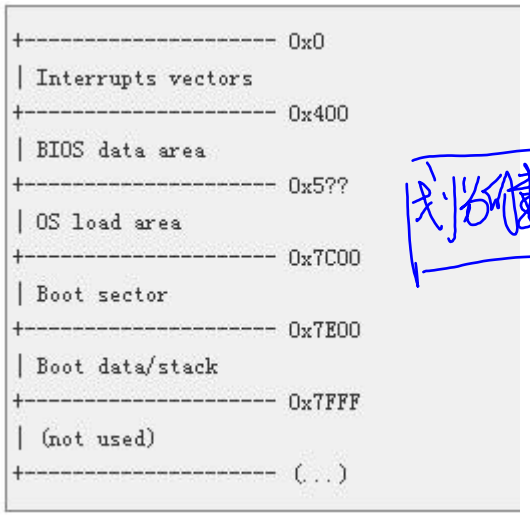
3.为什么 BIOS 把 bootsect 加载到 0x07c00，而不是 0x00000？加载后又马上挪到 0x90000 处，是何道理？为什么不一次加载到位？

答：因为 BIOS 将从 0x00000 开始的 1KB 字节（0x00000-0x003ff）构建了中断向量表，接着的 256KB 字节内存空间构建了 BIOS 数据区，所以不能把 bootsect 加载到 0x00000。

0X07c00 是 BIOS 设置的内存地址，不是 bootsect 能够决定的，操作系统只能遵守这个约定，而后挪到 0x90000 处是操作系统开始根据自己的需要安排内存了，具体原因如下：

① 内核会使用启动扇区中的一些数据，如第 508、509 字节处的 ROOT_DEV；

② 依据系统对内存的规划，内核占用 0x00000 开始的空间，因此 0x07c00 可能会被覆盖。



4.bootsect、setup、head 程序之间是怎么衔接的？给出代码证据。

答：① bootsect 跳转到 setup 程序：

jmpi 0,SETUPSEG;

bootsect 首先利用 int 0x13 中断分别加载 setup 程序及 system 模块，待 bootsect 程序的任务完成之后，执行以上代码。由于 bootsect 将 setup 段加载到了 SETUPSEG:0 （0x90200）的地方，在实模式下，CS:IP 指向 setup 程序的第一条指令，即意味着 setup 开始执行。

② setup 跳转到 head 程序：

setup 执行了之后，内核被移到了 0x00000 处，CPU 工作模式转变为保护模式，并加载了中断描述符表和全局描述符表。开启保护模式后，执行

jmpi 0,8

根据保护模式的机制，该指令执行后跳转到以 GDT 第 2 项中的 base_addr 为基地址，以 0 为偏移量的地方，其中 base_addr 为 0。由于 head 放置在内核的头部，因此程序跳转到 head 中执行

5.setup 程序的最后是 jmpi 0,8 ，为什么这个 8 不能简单的当作阿拉伯数字 8 看待，究竟有什么内涵？

答：这里 8 要看成二进制 1000，最后两位 00 表示内核特权级，第三位 0 表示 GDT 表，第四位 1 表示根据 GDT 中的第 2 项来确定代码段的段基址和段限长等信息。这样，我们可以得到代码是从段基址 0x00000000、偏移为 0 处开始执行的，即 head 的开始位置。注意到已经开启了保护模式的机制，这里的 8 是保护模式下的段选择符，而不能当成简单的阿拉伯数字 8 来看待。

6.保护模式在“保护”什么？它的“保护”体现在哪里？特权级的目的和意义是什么？分页有“保护”作用吗？

答：① “保护”进程地址空间

② “保护”体现在

打开了保护模式后，CPU 的寻址模式发生了变化，需要依赖于 GDT 去获取代码或数据段的基址。从 GDT 可以看出，保护模式除了段基址外，还有段限长，这样相当于增加了一个段位寄存器。既有效地防止了对代码或数据段的覆盖，又防止了代码段自身的访问超限，明显增强了保护作用。

1. 在 GDT、 LDT 及 IDT 中，均有自己界限，特权级等属性，这是对描述符所描述的对象的保护
2. 在不同特权级间访问时，系统会对 CPL、 RPL、 DPL、 IOPL 等进行检验，对不同层级的程序进行保护，同还限制某些特殊指令的使用，如 lgdt, lidt,cli 等
3. 分页机制中 PDE 和 PTE 中的 R/W 和 U/S 等，提供了页级保护。分页机制将线性地址与物理地址加以映射，提供了对物理地址的保护。

③ 特权级的目的和意义是

目的：特权级是操作系统为了更好地管理内存空间及其访问控制而设的，保护高特权级的段，提高了系统的安全性。其中操作系统的内核处于最高的特权级。

意义：Intel 从硬件上禁止低特权级代码段使用一些关键性指令， Intel 还提供了机会允许操作系统设计者通过一些特权级的设置，禁止用户进程使用 cli、 sti 等对掌控局面至关重要的指令。有了这些基础，操作系统可以把内核设计成最高特权级，把用户进程设计成最低特权级。这样，操作系统可以访问 GDT、 LDT、 TR，而 GDT、 LDT 是逻辑地址形成线性地址的关键，因此操作系统可以掌控线性地址。物理地址是由内核将线性地址转换而成的，所以操作系统可以访问任何物理地址。而用户进程只能使用逻辑地址。总之，特权级的引入对于操作系统内核提供了强有力的保护。

为什么特权级基于段？（今天的思考题没有这一问）

在操作系统设计中，一个段一般实现的功能相对完整，可以把代码放在一个段，数据放在一个段，并通过段选择符获取段的基址和特权级等信息。特权级基于段，这样当段选择子具有不匹配的特权级时，按照特权级规则评判是否可以访问。特权级基于段，是结合了程序的特点和硬件实现的一种考虑。

④ “分页”有保护作用么

有，分页机制将线性地址与物理地址加以映射，提供了对物理地址的保护。此外，通过分页机制，每个进程都有自己的专属页表，有利于更安全、高效的使用内存，保护每个进程的地址空间。

7.在 setup 程序里曾经设置过 gdt，为什么在 head 程序中将其废弃，又重新设置了一个？为什么设置两次，而不是一次搞好？

答：原来 GDT 所在的位置是设计代码时在 setup.s 里面设置的数据，将来这个 setup 模块所在的内存位置会在设计缓冲区时被覆盖。如果不改变位置，将来 GDT 的内容肯定会被缓冲区覆盖掉，从而影响系统的运行。这样一来，将来整个内存中唯一安全的地方就是现在 head.s 所在的位置了。

为什么“两次”？

如果先将 GDT 设置在 head 所在区域，然后移动 system 模块，则 GDT 会被覆盖掉，如果先移动 system 再复制 GDT，则 head.s 对应的程序会被覆盖掉，所以必须重建 GDT。

若先移动 system 至 0x0000 再将 GDT 复制到 0x5cb8~0x64b8 处，虽可以实现，但由于 setup.s 与 head.s 连接时不在同一文件， setup 无法直接获取 head 中的 gdt 的偏移量，需事先写入，这会使设计失去一般性，给程序编写带来很大不便。

8.进程 0 的 task_struct 在哪？具体内容是什么？

答：进程 0 的 task_struct 在 task 数组的第 0 项，是操作系统设计者事先写好的，位于内核数据区，存储在 user_stack 中。(因为在进程 0 未激活之前，使用的是 boot 阶段的 user_stack。)。具体内容如下：

包含了进程 0 的进程状态、进程 0 的 LDT、进程 0 的 TSS 等等。其中 LDT 设置了代码段和堆栈段的基址和限长(640KB)，而 TSS 则保存了各种寄存器的值，包括各个段选择符。

具体代码：（**课本 P68**）

9.内核的线性地址空间是如何分页的？画出从 0x000000 开始的 7 个页（包括页目录表、页表所在页）的挂接关系图，就是页目录表的前四个页目录项、第一个个页表的前 7 个页表项指向什么位置？给出代码证据。

答：如何分页？head.s 在 setup_paging 开始创建分页机制。将页目录表和 4 个页表放到物理内存的起始位置，从内存起始位置开始的 5 个页空间内容全部清零（每页 4KB），然后设置页目录表的前 4 项，使之分别指向 4 个页表。然后开始从高地址向低地址方向填写 4 个页表，依次指向内存从高地址向低地址方向的各个页面。即将第 4 个页表的最后一项（pg3+4092 指向的位置）指向寻址范围的最后一个页面。即从 0xFFF000 开始的 4kb 大小的内存空间。将第 4 个页表的倒数第二个页表项（pg3-4+4092）指向倒数第二个页面，即 0xFFF000-0x1000 开始的 4KB 字节的内存空间，依此类推。

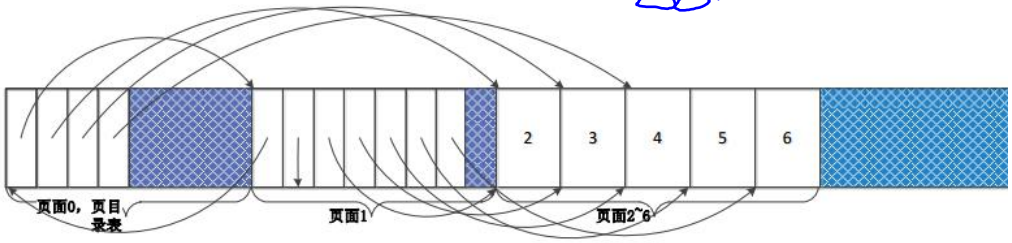
代码：Head.s 中：（P39）

```
setup_paging:
    movl $1024*5,%ecx  /* 5 pages - pg_dir+4 page tables */
```

```
    xorl %eax,%eax
    xorl %edi,%edi  /* pg_dir is at 0x000 */
    cld;rep;stosl
    movl $pg0+7,pg_dir  /* set present bit/user r/w */
    movl $pg1+7,pg_dir+4  /*  --------- " " --------- */
    movl $pg2+7,pg_dir+8  /*  --------- " " --------- */
    movl $pg3+7,pg_dir+12  /*  --------- " " --------- */
    /* _pg_dir 用于表示内核分页机制完成后的内核起始位置，也就是物理内存的起始位置 0x000000，以上四句完成页目录表的前四项与页表 1，2,3,4 的挂接 */
    movl $pg3+4092,%edi
    movl $0xfff007,%eax  /*  16Mb - 4096 + 7 (r/w user,p) */
    std
1: stosl   /* fill pages backwards - more efficient :-) */
        subl $0x1000,%eax
        jge 1b
```

完成页表项与页面的挂接，是从高地址向低地址方向完成挂接的，16M 内存全部完成挂接。（注意页表从 0 开始，页表 0-页表 3）

图见 P39（下图为一个示意图，具体画图的时候要如 P39 的图 1-42，标上地址）



10.在 head 程序执行结束的时候，在 idt 的前面有 184 个字节的 head 程序的剩余代码，剩余了什么？为什么要剩余？

答：在 idt 前面有 184 个字节的剩余代码，包含了 after_page_tables、 ignore_int 和 setup_paging 代码段，其中 after_page_tables 往栈中压入了些参数，ignore_int 用做初始化中断时的中断处理函数，setup_paging 则是初始化分页。

剩余的原因：after_page_tables 中压入了一些参数，为内核进入 main 函数的跳转做准备。为了谨慎起见，设计者在栈中压入了 L6: main，以使得系统可能出错时，返回到 L6 处执行。

ignore_int 为中断处理函数，使用 ignore_int 将 idt 全部初始化，因此如果中断开启后，可能使用了未设置的中断向量，那么将默认跳转到 ignore_int 处执行。这样做的好处是使得系统不会跳转到随机的地方执行错误的代码，所以 ignore_int 不能被覆盖。

setup_paging 为设置分页机制的代码，用于分页，在该函数中对 0x0000 和 0x5000 的进行了初始化操作。该代码需要“剩余”用于跳转到 main，即执行“ret”指令。

11.为什么不用 call，而是用 ret“调用”main 函数？画出调用路线图，给出代码证据。

答：CALL 指令会将 EIP 的值自动压栈，保护返回现场，然后执行被调函数，档执行到被调函数的 ret 指令时，自动出栈给 EIP 并还原现场，继续执行 CALL 的下一行指令。在由 head 程序向 main 函数跳转时，是不需要 main 函数返回的；同时由于 main 函数已经是最底层的函数了，没有更底层的支撑函数支持其返回。所以要达到既调用 main 又不需返回，就不采用 call 而是选择了 ret 进行仿 call“调用”了。

调用路线图：P1-46 仿 call 示意图

代码证据：P36 页最下面

```
after_page_tables:
        pushl $0
        …
        pushl $__main                   # 将 main 的地址压入栈，即 EIP
        jmp setup_paging
```

在 setup_paging 中，

```
setup_paging:
        ret                             # 弹出 EIP，针对 EIP 指向的值继续执行，即 main 函数的入口地址。
```

12.用文字和图说明中断描述符表是如何初始化的，可以举例说明（比如：set_trap_gate(0,&divide_error)），并给出代码证据。

答：中断描述符初始化函数参数（先写图和代码）

对应示意图 P54　　对应代码 P53

以 set_trap_gate(0,&divide_error)为例，其中，n 是 0，gate_addr 是&idt[0]，也就是 idt 的第一项中断描述符的地址；type 是 15，dpl（描述符特权级）是 0；addr 是中断服务程序 divide_error(void)的入口地址。

13.在 IA-32 中，有大约 20 多个指令是只能在 0 特权级下使用，其他的指令，比如 cli，并没有这个约定。奇怪的是，在 Linux0.11 中，3 特权级的进程代码并不能使用 cli 指令，这是为什么？请解释并给出代码证据。

答：通过 IOPL 来加以保护。指令 in,ins,out,outs,cli,sti 等 I/O 敏感指令，只有 CPL(当前特权级)<=IOPL 才能执行，低特权级访问这些指令将会产生一个一般性保护异常。如下：

set_trap_gate(13, &general_protection);

IOPL 位于 EFLAGS 的 12-13 位，仅可通过 iret 来改变，INIT_TASK 中 IOPL 为 0，在 move_to_user_mode 中直接执行“pushfl \n\t”指令，继承了内核的 EFLAGS。IOPL 的指令仍然为 0 没有改变，所以用户进程无法调用 cli 指令。因此，通过设置 IOPL，可以限制 3 特权级的进程代码使用 cli 等 I/O 敏感指令。

具体代码：move_user_mode() P79

```
#define move_to_user_mode() \
__asm__(“movl %%esp, %%eax\n\t” \
        ……
        “pushfl\n\t” \                    // ELAGS 进栈
        ……
”)
```

INIT_TASK P 68 这里面指定了 IOPL 为 0

（同 8）14.进程 0 的 task_struct 在哪？具体内容是什么？给出代码证据。

答：进程 0 的 task_struct 在 task 数组的第 0 项，是操作系统设计者事先写好的，位于内核数据区，存储在 user_stack 中。(因为在进程 0 未激活之前，使用的是 boot 阶段的 user_stack。)。具体内容如下：

包含了进程 0 的进程状态、进程 0 的 LDT、进程 0 的 TSS 等等。其中 LDT 设置了代码段和堆栈段的基址和限长(640KB)，而 TSS 则保存了各种寄存器的值，包括各个段选择符。

具体代码：（**课本 P68**）

15.在 system.h 里

```
#define _set_gate(gate_addr,type,dpl,addr) \
__asm__ ("movw %%dx,%%ax\n\t" \
        "movw %0,%%dx\n\t" \
        "movl %%eax,%1\n\t" \
        "movl %%edx,%2" \
        : \
        : "i" ((short) (0x8000+(dpl<<13)+(type<<8))), \
        "o" (*((char *) (gate_addr))), \
        "o" (*(4+(char *) (gate_addr))), \
        "d" ((char *) (addr)),"a" (0x00080000))

#define set_intr_gate(n,addr) \
        _set_gate(&idt[n],14,0,addr)

#define set_trap_gate(n,addr) \
        _set_gate(&idt[n],15,0,addr)

#define set_system_gate(n,addr) \
        _set_gate(&idt[n],15,3,addr)
```

这里中断门、陷阱门、系统调用都是通过_set_gate 设置的，用的是同一个嵌入汇编代码，比较明显的差别是 dpl 一个是 3，另外两个是 0，这是为什么？说明理由。

答：set_system_gate 设置系统调用，即允许运行在用户特权级（3）的进程调用，所以必须将 DPL 设置为 3，否则在进程调用时会引发 General Protection 异常。

set_trap_gate 及 set_intr_gate 设置陷阱和中断为内核使用，需禁止用户进程调用，所以 DPL 为 0。

16.进程 0 fork 进程 1 之前，为什么先调用 move_to_user_mode()？用的是什么方法？解释其中的道理。

答：Linux 操作系统规定，除进程 0 之外，所有进程都要由一个已有进程在 3 特权级下创建。为了遵守规则，在进程 0 开始创建进程 1 之前，需要由 0 特权级翻转到 3 特权级。

进程 0 采用 iret 实现从 0 特权级到 3 特权级的翻转。由于进程 0 一直在 0 特权级，不是由 3 特权级翻转过来。所以需要手动模拟 int 压栈，并在栈中压 5 个寄存器（SS，ESP，EFLAGS，CS，EIP）的值。当执行 iret 指令时，CPU 自动将这五个寄存器的值按序恢复给 CPU，CPU 就翻转到 3 特权级的段，执行 3 特权级的进程代码。

17.在 Linux 操作系统中大量使用了中断、异常类的处理，究竟有什么好处？

答：CPU 是主机中关键的组成部分，进程在主机中的运算肯定离不开 CPU，而 CPU 在参与运算过程中免不了进行“异常处理”，这些异常处理都需要具体的服务程序来执行，这种 32 位中断服务体系是为适应一种被动相应中断信号的机制而建立的。

通过大量使用中断、异常类的处理， CPU 就可以把全部精力都放在为用户程序服务上，对于随时可能产生而又不可能时时都产生的中断信号，不用刻意去考虑，这就提高了操作系统的综合效率。以“被动响应”模式替代“主动轮询”模式来处理中断问题是现代操作系统之所以称之为“现代”的一个重要标志。

18.copy_process 函数的参数最后五项是：long eip,long cs,long eflags,long esp,long ss。查看栈结构确实有这五个参数，奇怪的是其他参数的压栈代码都能找得到，确找不到这五个参数的压栈代码，反汇编代码中也查不到，请解释原因。

答：copy_process 执行前因为进程调用了 fork 函数。在 fork()中，当执行“int $0x80”时产生一个软中断，该中断使 CPU 硬件自动将 SS、ESP、EFLAGS、CS、EIP 这 5 个寄存器的数值按照这个顺序压入进程 0 的内核栈，又因为函数专递参数是使用栈的，所以刚好可以做为 copy_process 的最后五项参数。

19.分析 get_free_page()函数的代码，叙述在主内存中获取一个空闲页的技术路线。

答：（先写代码后写过程即可）通过逆向扫描页表位图 mem_map[]，找到主内存中（从高地址开始）第一个空闲页面，并将申请到的页面清零。由第一个空页面的下标左移 12 位加 LOW_MEM 得到该页的物理地址。

代码：（P89）

```
/*
 * Get physical address of first (actually last :-) free page, and mark it
 * used. If no free pages left, return 0.
 */
unsigned long get_free_page(void)
{
register unsigned long __res asm("ax");
__asm__("std ; repne ; scasb\n\t"
        "jne 1f\n\t"
        "movb $1,1(%%edi)\n\t"
        "sall $12,%%ecx\n\t"
        "addl %2,%%ecx\n\t"
        "movl %%ecx,%%edx\n\t"
        "movl $1024,%%ecx\n\t"
        "leal 4092(%%edx),%%edi\n\t"
        "rep ; stosl\n\t"
        "movl %%edx,%%eax\n"
        "1:"
        :"=a" (__res)
        :"0" (0),"i" (LOW_MEM),"c" (PAGING_PAGES),
        "D" (mem_map+PAGING_PAGES-1)
        :"di","cx","dx");
return __res;
}
```

过程：

① 将 EAX 设置为 0,EDI 设置指向 mem_map 的最后一项（mem_map+PAGING_PAGES-1），std 设置扫描是从高地址向低地址。从 mem_map 的最后一项反向扫描，找出引用次数为 0(AL)的页，如果没有则退出；如果找到，则将找到的页设引用数为 1；

② ECX 左移 12 位得到页的相对地址，加 LOW_MEM 得到物理地址，将此页最后一个字节的地址赋值给 EDI（LOW_MEM+4092）；

③ stosl 将 EAX 的值设置到 ES:EDI 所指内存，即反向清零 1024*32bit，将此页清空；

④ 将页的地址（存放在 EAX）返回。

20.分析 copy_page_tables（）函数的代码，叙述父进程如何为子进程复制页表。

答：P97 以进程 0 创建进程 1 为例。进程 0 进入 copy_page_tables（）函数后，先为新的页表申请一个空闲页面，并把进程 0 中第一个页表里面前 160 个页表项复制到这个页面中（1 个页表项控制 1 个页面 4KB 内存空间，160 个页表项可以控制 640KB 内存空间）。进程 0 和进程 1 的页表暂时都指向了相同的页面，意味着进程 1 也可以操作进程 0 的页面。之后对进程 1 的页目录表进行设置。最后，用重置 CR3 的方法刷新页变换高速缓存。进程 1 的页表和页目录表设置完毕。

21.进程 0 创建进程 1 时，为进程 1 建立了 task_struct 及内核栈，第一个页表，分别位于物理内存 16MB 顶端倒数第一页、第二页。请问，这两个页究竟占用的是谁的线性地址空间，内核、进程 0、进程 1、还是没有占用任何线性地址空间？说明理由（可以图示）并给出代码证据。

答：将为进程 1 建立 task_struct、内核栈所有的页记为页面 1，页表记为页面 2

其中页面 1 和页面 2 均占用**内核的线性地址空间**，原因如下：

通过逆向扫描页表位图，并由第一空页的下标左移 12 位加 LOW_MEM 得到该页的物理地址，位于 16M 内存末端。代码如下（ get_free_page）

```
unsigned long get_free_page(void)
64 {
65 register unsigned long __res asm("ax");
66
67 __asm__("std ; repne ; scasb\n\t"
68 "jne 1f\n\t"
69 "movb $1,1(%%edi)\n\t"
70 "sall $12,%%ecx\n\t"
71 "addl %2,%%ecx\n\t"
72 "movl %%ecx,%%edx\n\t"
73 "movl $1024,%%ecx\n\t"
74 "leal 4092(%%edx),%%edi\n\t"
75 "rep ; stosl\n\t"
76 " movl %%edx,%%eax\n"
77 "1: cld"
78 :"=a" (__res)
79 :"0" (0),"i" (LOW_MEM),"c" (PAGING_PAGES),
80 "D" (mem_map+PAGING_PAGES-1)
81 );
82 return __res;
83 }
```

页面 1 和页面 2 占用物理页面的地址仅被挂接（填充）在内核的线性空间所对应的页表中。进程 0 和进程 1 的 LDT 的 LIMIT 属性将进程 0 和进程 1 的地址空间限定在 0~640KB，所以进程 0、进程 1 均无法访问到这两个页面，故两页面占用内核的线性地址空间。进程 0 的局部描述符如下 include/linux/sched.h: INIT_TASK

```
127 /* ldt */ {0x9f,0xc0fa00}, \
128 {0x9f,0xc0f200}, \
```

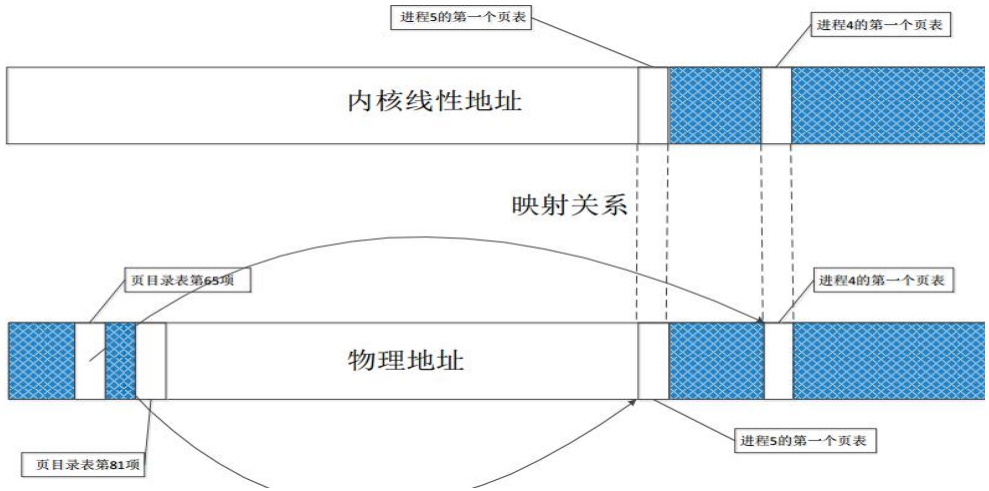
内核线性地址等于物理地址(0x00000~0xfffff)，挂接操作的代码如下(head.s/setup_paging)：

```
205 movl $pg0+7,pg_dir /* set present bit/user r/w */
206 movl $pg1+7,pg_dir+4 /* --------- " " --------- */
207 movl $pg2+7,pg_dir+8 /* --------- " " --------- */
208 movl $pg3+7,pg_dir+12 /* --------- " " --------- */
209 movl $pg3+4092,%edi
210 movl $0xfff007,%eax /* 16Mb - 4096 + 7 (r/w user,p) */
211 std
212 1: stosl /* fill pages backwards - more efficient :-) */
213 subl $0x1000,%eax
214 jge 1b
```

理解：内核的线性地址空间为 0x00000~0xfffff（16M），且线性地址与物理地址一一对应。为进程 1 分配的这两个页，在 16MB 的顶端倒数第一页、第二页，因此占用内核线性地址空间。进程 0 的线性地址空间是内存的前 640KB，因为进程 0 的 LDT 中的 limit 属性限制了进程 0 能够访问的地址空间。进程 1 拷贝了进程 0 的页表（前 160 项），而这 160 个页表项即为内核第一页表的前 160 项，指向的是物理内存前 640KB，因此无法访问到 16MB 的顶端倒数的两个页面。

22.假设：经过一段时间的运行，操作系统中已经有 5 个进程在运行，且内核分别为进程 4、进程 5 分别创建了第一个页表，这两个页表在谁的线性地址空间？用图表示这两个页表在线性地址空间和物理地址空间的映射关系。

答：这两个页表均在内核的线性地址空间。既然是内核线性地址空间，则与物理地址空间为一一对应关系。根据每个进程占用 16 个页目录表项，则进程 4 占用从第 64～79 项的页目录表项。同理，进程 5 占用第 80～95 项的页目录表项。由于目前只分配了一个页面（用做进程的第一个页表），则分别只需要使用第一个页目录表项即可。



注：65 和 81 应该改成 64 和 80

23.

```
#define switch_to(n) {\
struct {long a,b;} __tmp; \
__asm__("cmpl %%ecx,_current\n\t" \
        "je 1f\n\t" \
        "movw %%dx,%1\n\t" \
        "xchgl %%ecx,_current\n\t" \
        "ljmp %0\n\t" \
        "cmpl %%ecx,_last_task_used_math\n\t" \
        "jne 1f\n\t" \
        "clts\n" \
        "1:" \
        ::"m" (*&__tmp.a),"m" (*&__tmp.b), \
        "d" (_TSS(n)),"c" ((long) task[n])); \
}
```

代码中的"ljmp %0\n\t" 很奇怪，按理说 jmp 指令跳转到的位置应该是一条指令的地址，可是这行代码却跳到了"m" (*&__tmp.a)，这明明是一个数据的地址，更奇怪的，这行代码竟然能正确执行。请论述其中的道理。

答：其中 a 对应 EIP，b 对应 CS，ljmp 此时通过 CPU 中的电路进行硬件切换，进程由当前进程切换到进程 n。CPU 将当前寄存器的值保存到当前进程的 TSS 中，将进程 n 的 TSS 数据及 LDT 的代码段和数据段描述符恢复给 CPU 的各个寄存器，实现任务切换。

24.进程 0 开始创建进程 1，调用 fork（），跟踪代码时我们发现，fork 代码执行了两次，第一次，执行 fork 代码后，跳过 init（）直接执行了 for(;;) pause()，第二次执行 fork 代码后，执行了 init（）。奇怪的是，我们在代码中并没有看到向转向 fork 的 goto 语句，也没有看到循环语句，是什么原因导致 fork 反复执行？请说明理由（可以图示），并给出代码证据。

答：

主要涉及的代码位置如下：

Init/main.c 代码中 P103 —— if 判断

Include/unistd.h 中 P102 —— fork 函数代码

Kernel/sched.c 中 P105 ——sys_pause 和 schedule 函数代码

进程 1 TSS 赋值，特别是 eip，eax 赋值 P92（这个函数直接抄以下代码就可以）

```
copy_process:
        p->pid = last_pid;
        …
        p->tss.eip = eip;
        p->tss.eflags = eflags;
        p->tss.eax = 0;
        …
        p->tss.esp = esp;
        …
        p->tss.cs = cs & 0xffff;
        p->tss.ss = ss & 0xffff;
        …
        p->state = TASK_RUNNING;
        return last_pid;
```

原因：fork 为 inline 函数，其中调用了 sys_call0，产生 0x80 中断，将 ss, esp, eflags, cs, eip 压栈，其中 eip 为 int 0x80 的下一句的地址。在 copy_process 中，内核将进程 0 的 tss 复制得到进程 1 的 tss，并将进程 1 的 tss.eax 设为 0，而进程 0 中的 eax 为 1。在进程调度时 tss 中的值被恢复至相应寄存器中，包括 eip， eax 等。所以中断返回后，进程 0 和进程 1 均会

从 int 0x80 的下一句开始执行，即 fork 执行了两次。

由于 eax 代表返回值，所以进程 0 和进程 1 会得到不同的返回值，在 fork 返回到进程 0 后，进程 0 判断返回值非 0，因此执行代码 *for(;;) pause();*

在 sys_pause 函数中，内核设置了进程 0 的状态为 TASK_INTERRUPTIBLE，并进行进程调度。由于只有进程 1 处于就绪态，因此调度执行进程 1 的指令。由于进程 1 在 TSS 中设置了 eip 等寄存器的值，因此从 int 0x80 的下一条指令开始执行，且设定返回 eax 的值作为 fork 的返回值（值为 0），因此进程 1 执行了 init 的函数。导致反复执行，主要是利用了两个系统调用 sys_fork 和 sys_pause 对进程状态的设置，以及利用了进程调度机制。

25、打开保护模式、分页后，线性地址到物理地址是如何转换的？

答：每个线性地址为 32 位，MMU 按照 10-10-12 的长度来识别线性地址的值。CR3 中存储着页目录表的基址，线性地址的前十位表示也目录表中的页目录项，由此得到所在的页表地址。21~12 位记录了页表中的页表项位置，由此得到页的位置，最后 12 位表示页内偏移，最后加上 12 位页内偏移形成的地址，才为最终物理地址

示意图（P97 图 3-9 线性地址到物理地址映射过程示意图）

26、getblk 函数中，申请空闲缓冲块的标准就是 b_count 为 0，而申请到之后，为什么在 wait_on_buffer(bh)后又执行 if（bh->b_count）来判断 b_count 是否为 0？

答：因为 wait_on_buffer(bh)函数中有睡眠，若在睡眠等待的过程中，该缓冲块又被其他进程占用，那么就要再重头开始搜索缓冲块。若没被占用则判断该缓冲块是否已被修改过，但被修改过，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，那么又要 repeat。所以又要执行 if（bh->b_count）。

27、b_dirt 已经被置为 1 的缓冲块，同步前能够被进程继续读、写？给出代码证据。

答：同步前能够被进程继续读、写

b_uptodate 设置为 1 后，内核就可以支持进程共享该缓冲块的数据了，读写都可以，读操作不会改变缓冲块的内容，所以不影响数据，而执行写操作后，就改变了缓冲块的内容，就要将 b_dirt 标志设置为 1。由于此前缓冲块中的数据已经用硬盘数据块更新了，所以后续的同步未被改写的部分不受影响，同步后的结果是进程希望的，同步是不更改缓冲块中数据的，所以 b_uptodate 仍为 1。即进程在 b_dirt 置为 1 时，仍能对缓冲区数据进行读写。

代码 P331file_write P314 file_read P330 bread getblk 读写文件和获取缓冲块均与 b_dirt 没有任何关系

28、分析 panic 函数的源代码，根据你学过的操作系统知识，完整、准确的判断 panic 函数所起的作用。假如操作系统设计为支持内核进程（始终运行在 0 特权级的进程），你将如何改进 panic 函数？

答：panic()函数是当系统发现无法继续运行下去的故障时将调用它，会导致程序终止，然后由系统显示错误号。如果出现错误的函数不是进程 0，那么就要进行数据同步，把缓冲区中的数据尽量同步到硬盘上。遵循了 Linux 尽量简明的原则。关键字 volatile 用于告诉 gcc 该函数不会返回，死机

改进 panic 函数：将死循环 for(;;)；改进为跳转到内核进程（始终运行在 0 特权级的进程），让内核继续执行。

代码： kernel/panic.c

```
/*
 * This function is used through-out the kernel (includeinh mm and fs)
 * to indicate a major problem.
 */
#include <linux/kernel.h>
#include <linux/sched.h>

void sys_sync(void);    /* it's really int */

volatile void panic(const char * s)
{
        printk("Kernel panic: %s\n\r",s);
        if (current == task[0])
                printk("In swapper task - not syncing\n\r");
        else
                sys_sync();
        for(;;);
}
```

29、详细分析进程调度的全过程。考虑所有可能（signal、alarm 除外）

答：在 Linux 0.11 中采用了基于优先级排队的调度策略。

调度程序

schedule()函数首先扫描任务数组。通过比较每个就绪态任务的运行时间，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。

如果此时所有处于就绪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）重新计兑每个任务需要运行的时间片值 counter。 计算的公式是：

Counter=counter /2+priority

这样对于正在睡眠的进程当它们被唤醒时就具冇较高的时间片 counter 值.然后 scheduleO 函数重新扫描 任务数组中所有处就绪状态的进程，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 0.11 来说，进程 0 会调用 pause() 把自己置为可中断的睡眠状态并冉次调用 scheduleO。不过在调度进程运行时，scheduleO 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。

还有一种答案：

1. 进程中有就绪进程，且时间片没有用完。

正常情况下，schedule()函数首先扫描任务数组。通过比较每个就绪（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，最后调用 switch_to()执行实际的进程切换操作

2. 进程中有就绪进程，但所有就绪进程时间片都用完（c=0）

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 = counter + priority/2

然后 schdeule()函数重新扫描任务数组中所有处于 TASK_RUNNING 状态，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。

3. 所有进程都不是就绪的 c=-1

此时代码中的 c=-1，next=0，跳出循环后，执行 switch_to(0)，切换到进程 0 执行，因此所有进程都不是就绪的时候进程 0 执行。

30、wait_on_buffer 函数中为什么不用 if（）而是用 while（）？

答：因为可能存在一种情况是，很多进程都在等待一个缓冲块。在缓冲块同步完毕，唤醒各等待进程到轮转到某一进程的过程中，很有可能此时的缓冲块又被其它进程所占用，并被加上了锁。此时如果用 if()，则此进程会从之前被挂起的地方继续执行，不会再判断是否缓冲块已被占用而直接使用，就会出现错误；而如果用 while()，则此进程会再次确认缓冲块是否已被占用，在确认未被占用后，才会使用，这样就不会发生之前那样的错误。

31、操作系统如何利用 b_uptodate 保证缓冲块数据的正确性？new_block (int dev)函数新申请一个缓冲块后，并没有读盘，b_uptodate 却被置 1，是否会引起数据混乱？详细分析理由。

答：① （P325）b_uptodate 针对进程方向，它的作用是，高速内核，只要缓冲块的 b_uptodate 字段被设置为 1，缓冲块的数据已经是数据块中最新的，就可以放心地支持进程共享缓冲块的数据。反之，如果 b_uptodata 为 0，就是提醒内核缓冲块并没有用绑定的数据块中数据更新，不支持进程共享该缓冲块，从而保证缓冲块数据的正确性。

② 不会引起数据混乱（P329） 写哪段更好

b_uptodate 被设置为 1 后，针对该缓冲块无非会发生读写两方面情况

读情况，缓冲块是新建的，虽然里面是垃圾数据，考虑到是新建文件，这时候不存在读没有内容的文件数据块的逻辑需求，内核代码不会做出这种愚蠢的动作。

写情况，由于新建缓冲块被清零、新建的硬盘数据块都是垃圾数据，此时缓冲块和数据块里面的数据都不是进程需要的，无所谓是否更新、是否覆盖。无所谓更新，可以“等效地”看成已经更新。所以，执行写操作不会违背进程的本意。

② 补充

当为文件创建新数据块，新建一个缓冲块时，b_uptodate 被置 1，但并不会引起数据混乱。此时，新建的数据块只可能有两个用途，一个是存储文件内容，一个是存储文件的 i_zone 的间接块管理信息。

如果是存储文件内容，由于新建数据块和新建硬盘数据块，此时都是垃圾数据，都不是硬盘所需要的，无所谓数据是否更新，结果“等效于”更新问题已经解决。 如果是存储文件的间接块管理信息，必须清零，表示没有索引间接数据块，否则垃圾数据会导致索引错误， 破坏文件操作的正确性。 虽然缓冲块与硬盘数据块的数据不一致， 但同样将 b_uptodate 置 1 不会有问题。综合以上考虑，设计者采用的策略是，只要为新建的数据块新申请了缓冲块，不管这个缓冲块将来用作什么，反正进程现在不需要里面的数据，干脆全部清零。这样不管与之绑定的数据块用来存储什么信息，都无所谓，将该缓冲块的 b_uptodate 字段设置为 1， 更新问题“等效于”已解决

32、add_request（）函数中有下列代码

```
if (!(tmp = dev->current_request)) {
        dev->current_request = req;
        sti();
        (dev->request_fn)();
        return;
}
```

其中的

```
if (!(tmp = dev->current_request)) {
        dev->current_request = req;
```

是什么意思？

答：检查设备是否正忙，若目前该设备没有请求项，本次是唯一一个请求，之前无链表，则将该设备当前请求项指针直接指向该请求项，作为链表的表头。并立即执行相应设备的请求函数。

33、do_hd_request()函数中 dev 的含义始终一样吗？

答：（P122）不是一样的。dev/=5 之前表示当前硬盘的逻辑盘号。这行代码之后表示的实际的物理设备号。do_hd_request()函数主要用于处理当前硬盘请求项。但其中的 dev 含义并不一致。“dev = MINOR(CURRENT->dev);”表示取设备号中的子设备号。“dev /= 5;”此时，dev 代表硬盘号（硬盘 0 还是硬盘 1）。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

硬盘设备号理解　https://blog.csdn.net/RunInProgram/article/details/78813999

34、read_intr（）函数中，下列代码是什么意思？为什么这样做？

```
if (--CURRENT->nr_sectors) {
        do_hd = &read_intr;
        return;
}
```

答：

如果 if 语句判断为真，则请求项对应的缓冲块数据没有读完(nr_sectors>0)，“—CURRENT->nr_sectors”将递减请求项所需读取的扇区数值。若递减后不等于 0，表示本项请求还有数据没读完内核将再次把 read_intr()绑定在硬盘中断服务程序上，以待硬盘在读出另 1 扇区数据后发出中断并再次调用本函数，之后中断服务程序返回。<1 个块两个扇区，读两次>

35、bread（）函数代码中为什么要做第二次 if (bh->b_uptodate)判断？

```
if (bh->b_uptodate)
        return bh;
ll_rw_block(READ,bh);
wait_on_buffer(bh);
if (bh->b_uptodate)
        return bh;
```

答：第一次从高速缓冲区中取出指定和设备和块号相符的缓冲块，判断缓冲块数据是否有效，有效则返回此块，正当用。如果该缓冲块数据无效（更新标志未置位），则发出读设备数据块请求。第二次，等指定数据块被读入，并且缓冲区解锁，睡眠醒来之后，要重新判断缓冲块是否有效，如果缓冲区中数据有效，则返回缓冲区头指针退出。否则释放该缓冲区返回 NULL,退出。

在等待过程中，数据可能已经发生了改变，所以要第二次判断。

36、getblk（）函数中，两次调用 wait_on_buffer（）函数，两次的意思一样吗？

答：（P113+P114）

一样。都是等待缓冲块解锁。

第一次调用是在，已经找到一个比较合适的空闲缓冲块，但是此块可能是加锁的，于是等待该缓冲块解锁。

第二次调用，是找到一个缓冲块，但是此块被修改过，即是脏的，还有其他进程在写或此块等待把数据同步到硬盘上，写完要加锁，所以此处的调用仍然是等待缓冲块解锁。

37、getblk（）函数中

```
do {
        if (tmp->b_count)
                continue;
        if (!bh || BADNESS(tmp)<BADNESS(bh)) {
                bh = tmp;
                if (!BADNESS(tmp))
                        break;
        }
/* and repeat until we find something good */
} while ((tmp = tmp->b_next_free) != free_list);
```

说明什么情况下执行 continue、break。

答：

（P114）

Continue：if (tmp->b_count)在判断缓冲块的引用计数，如果引用计数不为 0，那么继续判断空闲队列中下一个缓冲块（即 continue），直到遍历完。

Break：如果有引用计数为 0 的块，那么判断空闲队列中那些引用计数为 0 的块的 badness，找到一个最小的，如果在寻找的过程中出现 badness 为 0 的块，那么就跳出循环（即 break）。

如果利用函数 get_hash_table 找到了能对应上设备号和块号的缓冲块，那么直接返回。

如果找不到，那么就分为三种情况：

1.所有的缓冲块 b_count=0，缓冲块是新的。

2.虽然有 b_count=0，但是有数据脏了，未同步或者数据脏了正在同步加和既不脏又不加锁三种情况；

3.所有的缓冲块都被引用，此时 b_count 非 0，即为所有的缓冲块都被占用了。

综合以上三点可知，如果缓冲块的 b_count 非 0，则 continue 继续查找，知道找到 b_count=0 的缓冲块；如果获取空闲的缓冲块，而且既不加锁又不脏，此时 break，停止查找。

38、make_request（）函数

```
if (req < request) {
        if (rw_ahead) {
                unlock_buffer(bh);
                return;
        }
        sleep_on(&wait_for_request);
        goto repeat;
```

其中的 sleep_on(&wait_for_request)是谁在等？等什么？

答：这行代码是当前进程在等（如：进程 1），在等空闲请求项。

make_request()函数创建请求项并插入请求队列，执行 if 的内容说明没有找到空请求项：如果是超前的读写请求(预读写)，因为是特殊情况则放弃请求直接释放缓冲区，否则是一般的读写操作，此时等待直到有空闲请求项，然后从 repeat 开始重新查看是否有空闲的请求项。

往年题补充：

0、打开 A20 和打开 pe 究竟是什么关系，保护模式不就是 32 位的吗？为什么还要打开 A20？有必要吗？

答：有必要。

A20 是 CPU 的第 21 位地址线，A20 未打开的时候，实模式下的最大寻址为 1MB+64KB,而第 21 根地址线被强制为 0，所以相当于 CPU“回滚”到内存地址起始处寻址。打开 A20 仅仅意味着 CPU 可以进行 32 位寻址，且最大寻址空间是 4GB，而打开 PE 是使能保护模式。打开 A20 是打开 PE 的必要条件；而打开 A20 不一定非得打开 PE。打开 PE 是说明系统处于保护模式下，如果不打开 A20 的话，A20 会被强制置 0，则保护模式下访问的内存是不连续的，如 0~1M,2~3M,4~5M 等，若要真正在保护模式下工作，必须打开 A20，实现 32 位寻址。

2、为什么 static inline _syscall0(type,name)中需要加上关键字 inline？

答：inline 一般是用于定义内联函数，内联函数结合了函数以及宏的优点，在定义时和函数一样，编译器会对其参数进行检查；在使用时和宏类似，内联函数的代码会被直接嵌入在它被调用的地方，这样省去了函数调用时的一些额外开销，比如保存和恢复函数返回地址等，可以加快速度。

额外补充：

我们需要下面这些 inline - 从内核空间创建进程(forking)将导致没有写时复制（COPY ONWRITE）!!! 直到执行一个 execve 调用。这对堆栈可能带来问题。处理的方法是在 fork()调用之后不让 main()使用任何堆栈。因此就不能有函数调用 - 这意味着 fork 也要使用 inline 代码，否则我们在从 fork()退出时就要使用堆栈了。实际上只有 pause 和 fork 需要 inline 方式，以保证从 main()中不会弄乱堆栈，但是我们同时还定义了其它一些函数。

P14

3、根据代码详细说明 copy_process 函数的所有参数是如何形成的？

答：long eip, long cs, long eflags, long esp, long ss；这五个参数是中断使 CPU 自动压栈的。

long ebx, long ecx, long edx, long fs, long es, long ds 为__system_call 压进栈的参数。

long none 为__system_call 调用__sys_fork 压进栈 EIP 的值。

Int nr, long ebp, long edi, long esi, long gs,为__system_call 压进栈的值。

额外注释：

一般在应用程序中，一个函数的参数是由函数定义的，而在操作系统底层中，函数参数可以由函数定义以外的程序通过压栈的方式“做”出来。copy_process 函数的所有参数正是通过压栈形成的。代码见 P83 页、P85 页、P86 页。

4、根据代码详细分析，进程 0 如何根据调度第一次切换到进程 1 的？

答：① 进程 0 通过 fork 函数创建进程 1，使其处在就绪态。

② 进程 0 调用 pause 函数。pause 函数通过 int 0x80 中断，映射到 sys_pause 函数，将自身设为可中断等待状态，调用 schedule 函数。

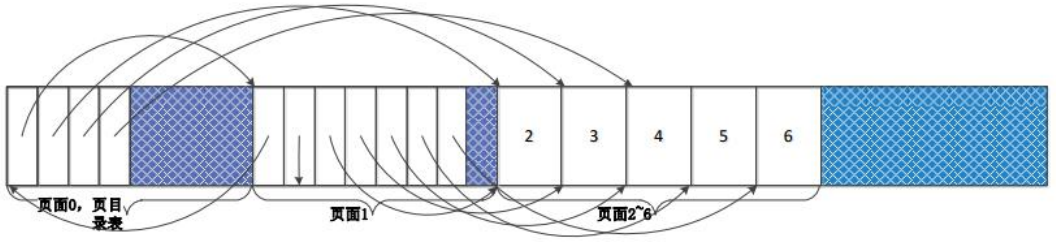
③ schedule 函数分析到当前有必要进行进程调度，第一次遍历进程，只要地址指针不为为空，就要针对处理。第二次遍历所有进程，比较进程的状态和时间骗，找出处在就绪态且 counter 最大的进程，此时只有进程 0 和 1，且进程 0 是可中断等待状态，只有进程 1 是就绪态，所以切换到进程 1 去执行。

5、内核的线性地址空间是如何分页的？画出从 0x000000 开始的 7 个页（包括页目录表、页表所在页）的挂接关系图，就是页目录表的前四个页目录项、第一个个页表的前 7 个页表项指向什么位置？给出代码证据。

内核采用三级分页机制，有一个页目录表和 4 个页表（只有 16MB 内存），都放在内存的起始位置。页目录表的的前四项分别指向 4 个页表。4 个页表的页目录项分别指向每个页，第一个页表的第一个页表项指向第一个页即页目录表，第四个页表的 4902 项指向寻址范围的最后一个页面，剩下的页表项指向空。P39 图

其中 pg0=0x1000 即页面 1， pg1=0x2000 即页面 2， pg2=0x3000 即页面 3， pg3=0x4000 即页面

代码为 P39



6、进程 0 创建进程 1 时调用 copy_process 函数，在其中直接、间接调用了两次 get_free_page 函数，在物理内存中获得了两个页，分别用作什么？是怎么设置的？给出代码证据。

答：第一次调用 get_free_page 函数申请的空闲页面用于进程 1 的 task_struct 及内核栈。首先将申请到的页面清 0，然后复制进程 0 的 task_struct，再针对进程 1 作个性化设置，其中 esp0 的设置，意味着设置该页末尾为进程 1 的堆栈的起始地址。代码见 P90 及 P92。

kenel/fork.c:copy_process

```
p = (struct task_struct *)get_free_page();
*p = *current
p->tss.esp0 = PAGE_SIZE + (long)p;
```

第二次调用 get_free_page 函数申请的空闲页面用于进程 1 的页表。在创建进程 1 执行 copy_process 中，执行 copy_mem(nr,p)时，内核为进程 1 拷贝了进程 0 的页表（160 项），同时修改了页表项的属性为只读。代码见 P98。

mm/memory.c: copy_page_table

```
if(!(to_page_table = (unsigned long *)get_free_page()))
        return -1;
*to_dir = ((unsigned long)to_page_table) | 7;
```

7、用户进程自己设计一套 LDT 表，并与 GDT 挂接，是否可行，为什么？

答：不可行

GDT 和 LDT 放在内核数据区，属于 0 特权级，3 特权级的用户进程无权访问修改。此外，如果用户进程可以自己设计 LDT 的话，表明用户进程可以访问其他进程的 LDT，则会削弱进程之间的保护边界，容易引发问题。

补充：

如果仅仅是形式上做一套和 GDT，LDT 一样的数据结构是可以的。但是真正其作用的 GDT、LDT 是 CPU 硬件认定的，这两个数据结构的首地址必须挂载在 CPU 中的 GDTR、LDTR 上，运行时 CPU 只认 GDTR 和 LDTR 指向的数据结构。而对 GDTR 和 LDTR 的设置只能在 0 特权级别下执行,3 特权级别下无法把这套结构挂接在 CR3 上。

LDT 表只是一段内存区域，我们可以构造出用户空间的 LDT。而且 Ring0 代码可以访问 Ring3 数据。但是这并代表我们的用户空间 LDT 可以被挂载到 GDT 上。考察挂接函数 set_ldt_desc：1）它是 Ring0 代码，用户空间程序不能直接调用；2）该函数第一个参数是 gdt 地址，这是 Ring3 代码无权访问的，又因为 gdt 很可能不在用户进程地址空间，就算有权限也是没有办法寻址的。3）加载 ldt 所用到的特权指令 lldt 也不是 Ring3 代码可以任意使用的。

8、为什么 get_free_page（）将新分配的页面清 0？P265

答：因为无法预知这页内存的用途，如果用作页表，不清零就有垃圾值，就是隐患。

9、内核和普通用户进程并不在一个线性地址空间内，为什么仍然能够访问普通用户进程的页面？P271

答：内核的线性地址空间和用户进程不一样，内核是不能通过跨越线性地址访问进程的，但由于早就占有了所有的页面，而且特权级是 0，所以内核执行时，可以对所有的内容进行改动，“等价于”可以操作所有进程所在的页面。

11、详细分析多个进程（无父子关系）共享一个可执行程序的完整过程。

答：假设有三个进程 A、B、C，进程 A 先执行，之后是 B 最后是 C，它们没有父子关系。A 进程启动后会调用 open 函数打开该可执行文件，然后调用 sys_read()函数读取文件内容,该函数最终会调用 bread 函数，该函数会分配缓冲块，进行设备到缓冲块的数据交换，因为此时为设备读入，时间较长，所以会给该缓冲块加锁，调用 sleep_on 函数，A 进程被挂起，调用 schedule()函数 B 进程开始执行。

B 进程也首先执行 open（）函数，虽然 A 和 B 打开的是相同的文件，但是彼此操作没有关系，所以 B 继承需要另外一套文件管理信息，通过 open_namei()函数。B 进程调用 read 函数，同样会调用 bread（），由于此时内核检测到 B 进程需要读的数据已经进入缓冲区中，则直接返回，但是由于此时设备读没有完成，缓冲块以备加锁，所以 B 将因为等待而被系统挂起，之后调用 schedule()函数。

C 进程开始执行，但是同 B 一样，被系统挂起，调用 schedule()函数，假设此时无其它进程，则系统 0 进程开始执行。

假设此时读操作完成，外设产生中断，中断服务程序开始工作。它给读取的文件缓冲区解锁并调用 wake_up()函数，传递的参数是&bh->b_wait,该函数首先将 C 唤醒，此后中断服务程序结束，开始进程调度，此时 C 就绪，C 程序开始执行，首先将 B 进程设为就绪态。C 执行结束或者 C 的时间片削减为 0 时，切换到 B 进程执行。进程 B 也在 sleep_on()函数中，调用 schedule 函数进程进程切换，B 最终回到 sleep_on 函数，进程 B 开始执行，首先将进程 A 设为就绪态，同理当 B 执行完或者时间片削减为 0 时，切换到 A 执行，此时 A 的内核栈中 tmp 对应 NULL，不会再唤醒进程了。

另一种答案：依次创建 3 个用户进程，每个进程都有自己的 task。假设进程 1 先执行，需要压栈产生缺页中断，内核为其申请空闲物理页面，并映射到进程 1 的线性地址空间。这时产生时钟中断，轮到进程 2 执行，进程 2 也执行同样逻辑的程序。之后，又轮到进程 3 执行，也是压栈，并设置 text。可见，三个进程虽程序相同，但数据独立，用 TSS 和 LDT 实现对进程的保护。

12、缺页中断是如何产生的，页写保护中断是如何产生的，操作系统是如何处理的？P264,268-270

答：① 缺页中断产生 P264

每一个页目录项或页表项的最后 3 位，标志着所管理的页面的属性，分别是 U/S,R/W,P.如果和一个页面建立了映射关系，P 标志就设置为 1，如果没有建立映射关系，则 P 位为 0。进程执行时，线性地址被 MMU 即系，如果解析出某个表项的 P 位为 0，就说明没有对应页面，此时就会产生缺页中断。操作系统会调用_do_no_page 为进程申请空闲页面，将程序加载到新分配的页面中，并建立页目录表-页表-页面的三级映射管理关系。

② 页写保护中断 P268-270

假设两个进程共享一个页面，该页面处于写保护状态即只读，此时若某一进程执行写操作，就会产生“页写保护”异常。操作系统会调用_do_wp_page，采用写时复制的策略，为该进程申请空闲页面，将该进程的页表指向新申请的页面，然后将原页表的数据复制到新页面中，同时将原页面的引用计数减 1。该进程得到自己的页面，就可以执行写操作。

13、为什么要设计缓冲区，有什么好处？

答：

缓冲区的作用主要体现在两方面：

① 形成所有块设备数据的统一集散地，操作系统的设计更方便，更灵活；

② 数据块复用，提高对块设备文件操作的运行效率。在计算机中，内存间的数据交换速度是内存与硬盘数据交换速度的 2 个量级，如果某个进程将硬盘数据读到缓冲区之后，其他进程刚好也需要读取这些数据，那么就可以直接从缓冲区中读取，比直接从硬盘读取快很多。如果缓冲区的数据能够被更多进程共享的话，计算机的整体效率就会大大提高。同样，写操作类似。

另一份答案

缓冲区是内存与外设（块设备，如硬盘等）进行数据交互的媒介。内存与外设最大的区别在于：外设（如硬盘）的作用仅仅就是对数据信息以逻辑块的形式进行断电保存，并不参与运算（因为 CPU 无法到硬盘上进行寻址）；而内存除了需要对数据进行保存以外，还要通过与 CPU 和总线的配合，进行数据运算（有代码和数据之分）；缓冲区则介于两者之间，有了缓冲区这个媒介以后，对外设而言，它仅需要考虑与缓冲区进行数据交互是否符合要求，而不需要考虑内存中内核、进程如何使用这些数据；对内存的内核、进程而言，它也仅需要考虑与缓冲区交互的条件是否成熟，而并不需要关心此时外设对缓冲区的交互情况。它们两者的组织、管理和协调将由操作系统统一操作，这样就大大降低了数据处理的维护成本。

14、操作系统如何利用 buffer_head 中的 b_data，b_blocknr，b_dev，b_uptodate，b_dirt，b_count，b_lock，b_wait 管理缓冲块的？

答：buffer_head 负责进程与缓冲块的数据交互，让数据在缓冲区中停留的时间尽可能长。

b_data 是缓冲块的数据内容。

b_dev 和 b_blocknr 两个字段把缓冲块和硬盘数据块的关系绑定，同时根据 b_count 决定是否废除旧缓冲块而新建缓冲块以保证数据在缓冲区停留时间尽量长。b_dev 为设备标示，b_blocknr 标示 block 块号。b_count 用于记录缓冲块被多少个进程共享了。

b_uptodate 和 b_dirt 用以保证缓冲块和数据块的正确性。b_uptodate 为 1 说明缓冲块的数据就是数据块中最新的，进程可以共享缓冲块中的数据。b_dirt 为 1 时说明缓冲块数据已被进程修改，需要同步到硬盘上。

b_lock 为 1 时说明缓冲块与数据块在同步数据，此时内核会拦截进程对该缓冲块的操作，直到交互结束才置 0。b_wait 用于记录因为 b_lock=1 而挂起等待缓冲块的进程数。

另一种详细解释

b_data 指向缓冲块，用于找到缓冲块的位置。

进程与缓冲区及缓冲区与硬盘之间都是以缓冲块为单位进行数据交互的，而 b_blocknr，b_dev 唯一标识一个块，用于保证数据交换的正确性。另外缓冲区中的数据被越多进程共享，效率就越高，因此要让缓冲区中的数据块停留的时间尽可能久，而这正是由 b_blocknr，b_dev 决定的，内核在 hash 表中搜索缓冲块时，只看设备号与块号，只要缓冲块与硬盘数据的绑定关系还在，就认定数据块仍停留在缓冲块中，就可以直接用。

b_uptodate 与 b_dirt，是为了解决缓冲块与数据块的数据正确性问题而存在的。b_uptodate 针对进程方向，如果 b_uptodate 为 1，说明缓冲块的数据已经是数据块中最新的，可以支持进程共享缓冲块中的数据；如果 b_uptodate 为 0，提醒内核缓冲块并没有用绑定的数据块中的数据更新，不支持进程共享该缓冲块。

b_dirt 是针对硬盘方向的，b_dirt 为 1 说明缓冲块的内容被进程方向的数据改写了，最终需要同步到硬盘上；b_dirt 为 0 则说明不需要同步

b_count 记录每个缓冲块有多少进程共享。 b_count 大于 0 表明有进程在共享该缓冲块，当进程不需要共享缓冲块时，内核会解除该进程与缓冲块的关系，并将 b_count 数值减 1，为 0 表明可以被当作新缓冲块来申请使用。

b_lock 为 1 说明缓冲块正与硬盘交互，内核会拦截进程对该缓冲块的操作，以免发生错误，交互完成后，置 0 表明进程可以操作该缓冲块。

b_wait 记录等待缓冲块的解锁而被挂起的进程，指向等待队列前面进程的 task_struct。