练习1

- 操作系统镜像文件ucore.img是如何一步一步生成的?

  运行指令 `make v=` ，阅读其结果:

  ```
  shiyanlou:lab1_result/ (master) $ make V=                          [12:59:07]
  + cc kern/init/init.c
  gcc -Ikern/init/ -fno-builtin -Wall -ggdb -m32 -gstabs -nostdinc  -fno-stack-pro
  tector -Ilibs/ -Ikern/debug/ -Ikern/driver/ -Ikern/trap/ -Ikern/mm/ -c kern/init
  /init.c -o obj/kern/init/init.o
  ```

  发现调用了 GCC，ld，dd

  - make执行将所有的源代码编译成对象文件，并分别链接形成kernal，bootblock文件。

  ```
  ld -m    elf_i386 -nostdlib -T tools/kernel.ld -o bin/kernel  obj/kern/init/init
  .o obj/kern/libs/readline.o obj/kern/libs/stdio.o obj/kern/debug/kdebug.o obj/ke
  rn/debug/kmonitor.o obj/kern/debug/panic.o obj/kern/driver/clock.o obj/kern/driv
  er/console.o obj/kern/driver/intr.o obj/kern/driver/picirq.o obj/kern/trap/trap.
  o obj/kern/trap/trapentry.o obj/kern/trap/vectors.o obj/kern/mm/pmm.o  obj/libs/
  printfmt.o obj/libs/string.o
  + cc boot/bootasm.S
  gcc -Iboot/ -fno-builtin -Wall -ggdb -m32 -gstabs -nostdinc  -fno-stack-protecto
  r -Ilibs/ -Os -nostdinc -c boot/bootasm.S -o obj/boot/bootasm.o
  ```

  - dd程序将c程序编译，转换成可执行文件，将Bootloader转移至虚拟硬盘ucore.img中

  ```
  dd if=/dev/zero of=bin/ucore.img count=10000
  ```

- 一个被系统认为是符合规范的硬盘主引导扇区的特征是什么?

  - 打开 sign.c

    ```
    shiyanlou:lab1_result/ (master) $ cat tools/sign.c
    #include <stdio.h>
    #include <errno.h>
    #include <string.h>
    #include <sys/stat.h>
    ```

    可以发现：符合规范的MBR特征是其512字节数据的最后两个字节是 0x55、0xAA

    ```
        fclose(ifp);
        buf[510] = 0x55;
        buf[511] = 0xAA;
        FILE *ofp = fopen(argv[2], "wb+");
        size = fwrite(buf, 1, 512, ofp);
    ```

练习2

- 从CPU加电后执行的第一条指令开始，单步跟踪BIOS的执行。

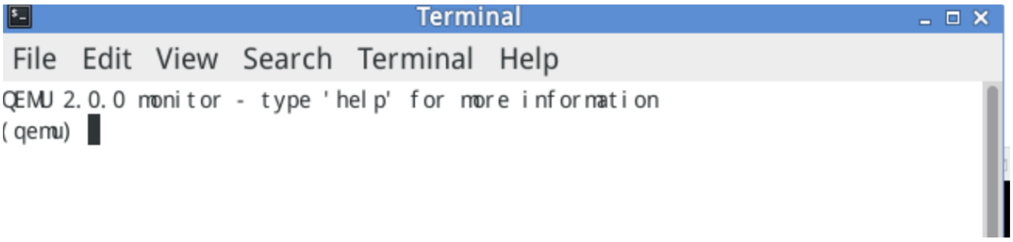
  - 使用指令 `less` 进入Makefile，并查看`/lab1-mon` 相关代码

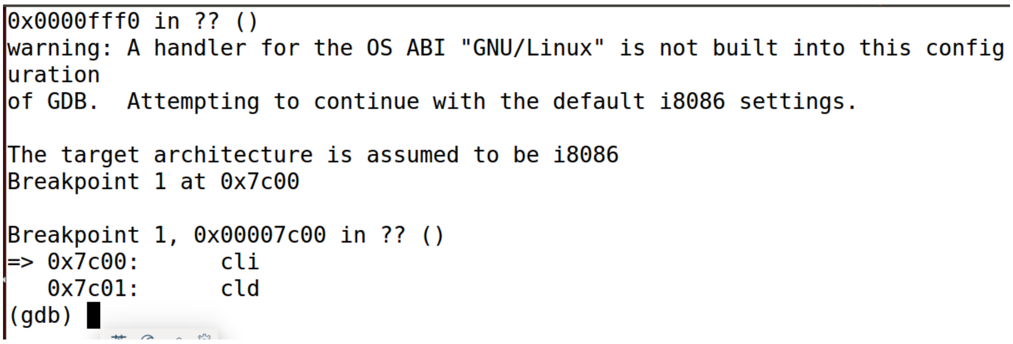
    ```
    lab1-mon: $(UCOREIMG)
            $(V)$(TERMINAL) -e "$(QEMU) -S -s -d in_asm -D $(BINDIR)/q.log -monitor stdio -hda
    $< -serial null"
            $(V)sleep 2
            $(V)$(TERMINAL) -e "gdb -q -x tools/lab1init"
    ```

  - 查看lab1init的内容

- 加载符号
- 连接qemu
- BIOS进入8086的实模式
- Bootloader第一条指令在0x7c00，打一个断点
- 继续运行
- 打印两条指令寄存器的地址

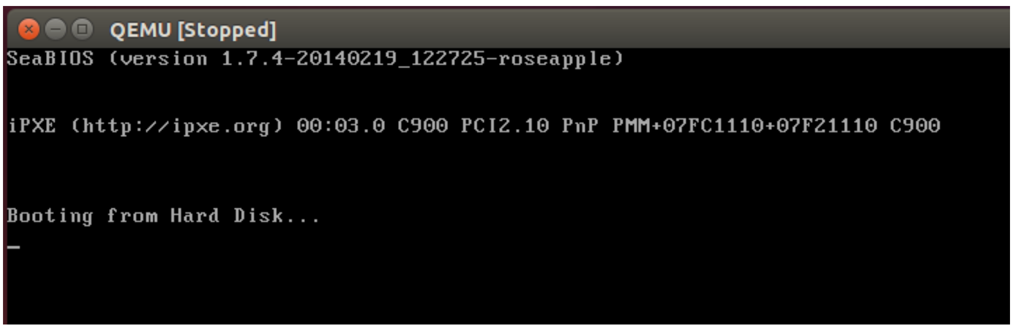
- 执行指令 `make lab1-mon`
  - 进入QEMU



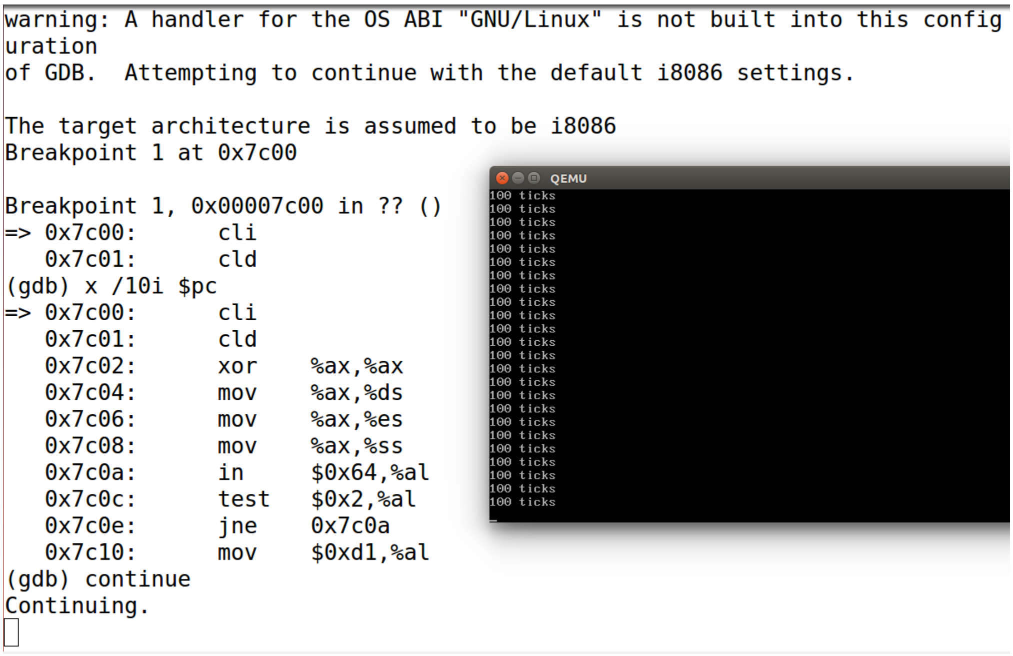


单步跟踪完成

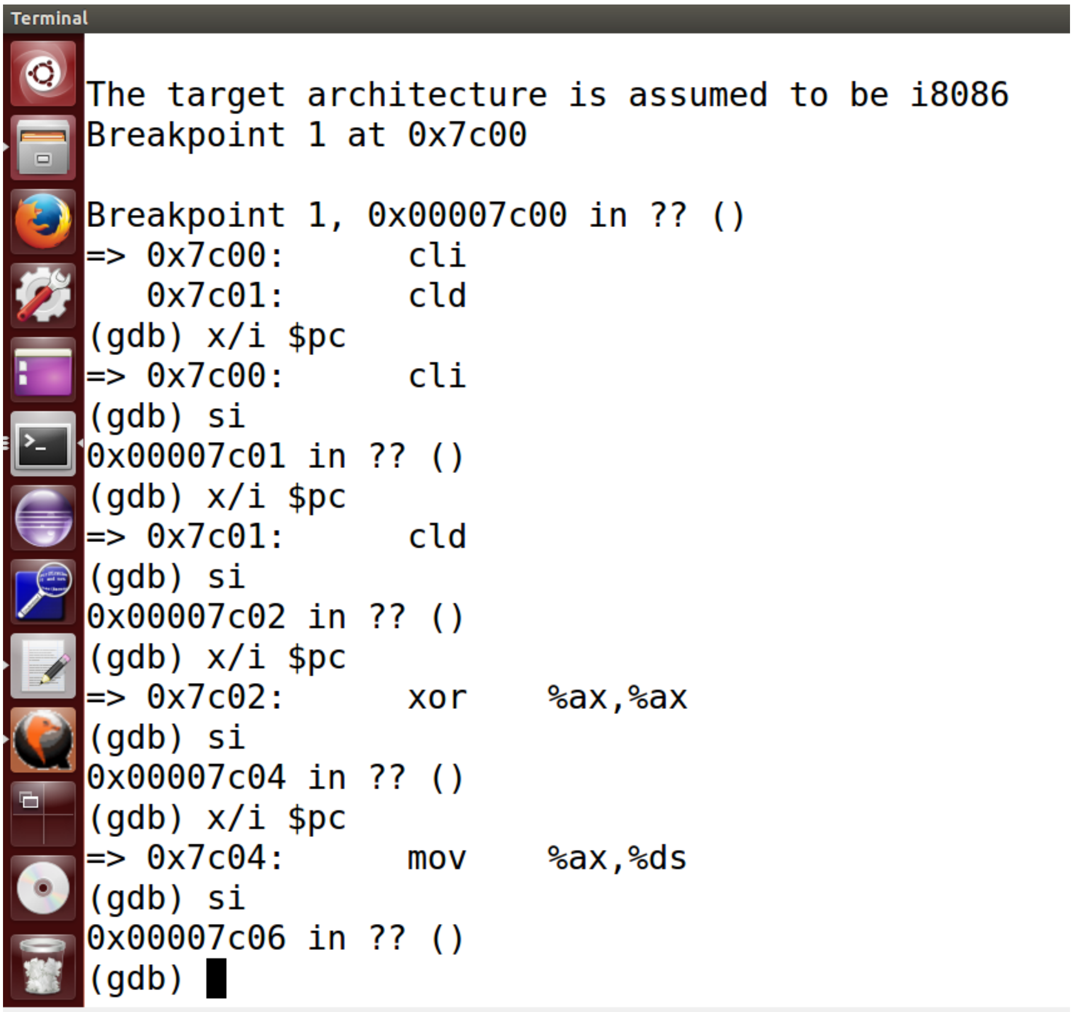
- 在初始化位置0x7c00设置实地址断点,测试断点正常。
  - 发现停在lab1init设置的断点0x7C00处
    - 此时执行窗口显示为：



- 输入指令continue，显示结果为：



- 从0x7c00开始跟踪代码运行,将单步跟踪反汇编得到的代码与bootasm.S和 bootblock.asm进行比较。
  - 运行调试：



  - 查找bootblock.S中的代码：

```
start:
.code16                                             # Assemble for 16-
bit mode
    cli                                             # Disable interrupts
```

```
    cld                                                 # String operations
increment

    # Set up the important data segment registers (DS, ES, SS).
    xorw %ax, %ax                                       # Segment number
zero
    movw %ax, %ds                                       # -> Data Segment
    movw %ax, %es                                       # -> Extra Segment
    movw %ax, %ss                                       # -> Stack Segment

    # Enable A20:
    #  For backwards compatibility with the earliest PCs, physical
    #  address line 20 is tied low, so that addresses higher than
    #  1MB wrap around to zero by default. This code undoes this.
```

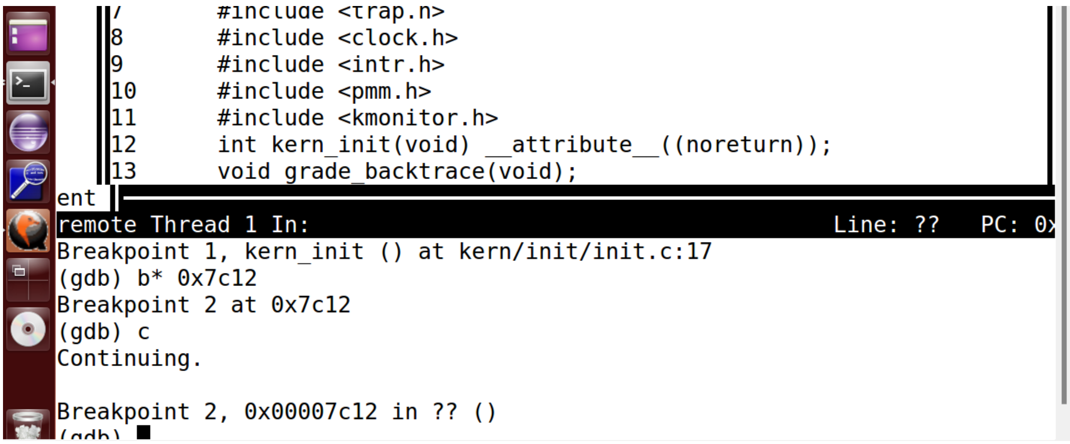
- 查找bootblock.asm中的代码:

```
start:
.code16                                                 # Assemble for 16-
bit mode
    cli                                                 # Disable interrupts
    7c00:   fa                      cli
    cld                                                 # String operations
increment
    7c01:   fc                      cld

    # Set up the important data segment registers (DS, ES, SS).
    xorw %ax, %ax                                       # Segment number
zero
    7c02:   31 c0                   xor    %eax,%eax
    movw %ax, %ds                                       # -> Data Segment
    7c04:   8e d8                   mov    %eax,%ds
    movw %ax, %es                                       # -> Extra Segment
    7c06:   8e c0                   mov    %eax,%es
    movw %ax, %ss                                       # -> Stack Segment
    7c08:   8e d0                   mov    %eax,%ss
```

观察后发现相同。

- 自己找一个bootloader或内核中的代码位置，设置断点并进行测试。
  - 将断点设置在0x7c12，进行测试:



  - 查看运行的进程

```
ent
remote Thread 1 In:
=> 0x7c12:      out    %al,$0x64
   0x7c14:      in     $0x64,%al
   0x7c16:      test   $0x2,%al
   0x7c18:      jne    0x7c14
   0x7c1a:      mov    $0xdf,%al
   0x7c1c:      out    %al,$0x60
   0x7c1e:      lgdtl  (%esi)
```

  - 可见其汇编代码相同，并在输入continue后qemu正常工作。

练习3

分析bootloader进入保护模式的过程。

分析bootasm.S源代码：

宏定义

```
.set PROT_MODE_CSEG,        0x8                     # kernel code segment selector
.set PROT_MODE_DSEG,        0x10                    # kernel data segment selector
.set CR0_PE_ON,             0x1                     # protected mode enable flag
```

关闭中断，将各个寄存器重置

修改控制方向标志寄存器DF=0，使得内存地址从低到高增加
它先将各个寄存器置0

```
.code16                                             # Assemble for 16-bit mode
    cli                                             # Disable interrupts
    cld                                             # String operations increment

    # Set up the important data segment registers (DS, ES, SS).
    xorw %ax, %ax                                   # Segment number zero
    movw %ax, %ds                                   # -> Data Segment
    movw %ax, %es                                   # -> Extra Segment
    movw %ax, %ss                                   # -> Stack Segment
```

开启A20

打开A20地址线

```
seta20.1:
    inb $0x64, %al                                  # Wait for not busy(8042 input buffer empty).
    testb $0x2, %al
    jnz seta20.1

    movb $0xd1, %al                                 # 0xd1 -> port 0x64
    outb %al, $0x64                                 # 0xd1 means: write data to 8042's P2 port

seta20.2:
    inb $0x64, %al                                  # Wait for not busy(8042 input buffer empty).
    testb $0x2, %al
    jnz seta20.2

    movb $0xdf, %al                                 # 0xdf -> port 0x60
    outb %al, $0x60                                 # 0xdf = 11011111, means set P2's A20 bit(the 1 bit) to 1
```

初始化GDT表

```
    # Switch from real to protected mode, using a bootstrap GDT
    # and segment translation that makes virtual addresses
    # identical to physical addresses, so that the
    # effective memory map does not change during the switch.
    lgdt gdtdesc
```

进入保护模式

```
    movl %cr0, %eax
    orl $CR0_PE_ON, %eax
    movl %eax, %cr0
```

通过长跳转更新cs的基地址，设置段寄存器，并建立堆栈

```
    ljmp $PROT_MODE_CSEG, $protcseg

.code32                                             # Assemble for 32-bit mode
protcseg:
    # Set up the protected-mode data segment registers
    movw $PROT_MODE_DSEG, %ax                       # Our data segment selector
    movw %ax, %ds                                   # -> DS: Data Segment
    movw %ax, %es                                   # -> ES: Extra Segment
    movw %ax, %fs                                   # -> FS
    movw %ax, %gs                                   # -> GS
    movw %ax, %ss                                   # -> SS: Stack Segment

    # Set up the stack pointer and call into C. The stack region is from 0--start(0x7c00)
    movl $0x0, %ebp
    movl $start, %esp
```

转到保护模式完成，进入boot主方法

```
    call bootmain

    # If bootmain returns (it shouldn't), loop.
```

练习4

分析bootloader加载ELF格式的OS的过程

- bootloader如何读取硬盘扇区的?
  - bootloader让CPU进入保护模式后，下一步的工作就是从硬盘上加载并运行OS。考虑到实现的简单性，bootloader的访问硬盘都是LBA模式的PIO（Program IO）方式，即所有的IO操作是通过CPU访问硬盘的IO地址寄存器完成。
  - 实现代码:

```
/* waitdisk - wait for disk ready */
static void waitdisk(void) {
    // 获取并判断磁盘是否处于忙碌状态
    while ((inb(0x1F7) & 0xC0) != 0x40)
        /* do nothing */;
}
/* readsect - read a single sector at @secno into @dst */
static void readsect(void *dst, uint32_t secno) {
    // 等待磁盘准备就绪
    waitdisk();
    // 设置磁盘参数
    outb(0x1F2, 1);                         // 读取1个扇区
    outb(0x1F3, secno & 0xFF);              // 0x1F3-0x1F6 设置LBA模式的参数
    outb(0x1F4, (secno >> 8) & 0xFF);
```

```
    outb(0x1F5, (secno >> 16) & 0xFF);
    outb(0x1F6, ((secno >> 24) & 0xF) | 0xE0);
    outb(0x1F7, 0x20);                      // 设置磁盘命令为“读取”
    // 等待磁盘准备就绪
    waitdisk();
    // 从0x1F0端口处读数据
    insl(0x1F0, dst, SECTSIZE / 4);
}
```

- bootloader是如何加载ELF格式的OS?
    - bootloader先将ELF格式的OS加载到地址`0x10000`。

    ```
    readseg((uintptr_t)ELFHDR, SECTSIZE * 8, 0);
    ```

    - 之后通过比对ELF的magic number来判断读入的ELF文件是否正确。
    - 再将ELF中每个段都加载到特定的地址。

    ```
    // load each program segment (ignores ph flags)
    ph = (struct proghdr *)((uintptr_t)ELFHDR + ELFHDR->e_phoff);
    eph = ph + ELFHDR->e_phnum;
    for (; ph < eph; ph ++)
        readseg(ph->p_va & 0xFFFFFF, ph->p_memsz, ph->p_offset);
    ```

    - 最后跳转至ELF文件的程序入口点(entry point)。

练习5

- 实现函数调用堆栈跟踪函数

  编写写代码`print_stackframe(void)`

```
        // 读取当前栈帧的ebp和eip
        uint32_t ebp = read_ebp();
        uint32_t eip = read_eip();
        for(uint32_t i = 0; ebp != 0 && i < STACKFRAME_DEPTH; i++)
        {
        // 读取
        cprintf("ebp:0x%08x eip:0x%08x args:", ebp, eip);
        uint32_t* args = (uint32_t*)ebp + 2 ;
        for(uint32_t j = 0; j < 4; j++)
            cprintf("0x%08x ", args[j]);
        cprintf("\n");
        // eip指向异常指令的下一条指令，所以要减1
        print_debuginfo(eip-1);
        // 将ebp 和eip设置为上一个栈帧的ebp和eip
        //  注意要先设置eip后设置ebp，否则当ebp被修改后，eip就无法找到正确的位置
        eip = *((uint32_t*)ebp + 1);
        ebp = *(uint32_t*)ebp;
    }
```

  使用指令`make qemu`进行验证：

```
[~/os_lab/labcodes/lab1]
moocos-> make qemu
+ cc kern/debug/kdebug.c
+ ld bin/kernel
10000+0 records in
10000+0 records out
5120000 bytes (5.1 MB) copied, 0.0554875 s, 92.3 MB/s
```

```
1+0 records in
1+0 records out
512 bytes (512 B) copied, 0.000954689 s, 536 kB/s
146+1 records in
146+1 records out
74871 bytes (75 kB) copied, 0.00255493 s, 29.3 MB/s
(THU.CST) os is loading ...

Special kernel symbols:
  entry  0x00100000 (phys)
  etext  0x001032e4 (phys)
  edata  0x0010ea16 (phys)
  end    0x0010fd20 (phys)
Kernel executable memory footprint: 64KB
ebp:0x00007b08 eip:0x001009a6 args:0x00010094 0x00000000 0x00007b38
0x00100092
    kern/debug/kdebug.c:307: print_stackframe+21
ebp:0x00007b18 eip:0x00100ca3 args:0x00000000 0x00000000 0x00000000
0x00007b88
    kern/debug/kmonitor.c:125: mon_backtrace+10
ebp:0x00007b38 eip:0x00100092 args:0x00000000 0x00007b60 0xffff0000
0x00007b64
    kern/init/init.c:48: grade_backtrace2+33
ebp:0x00007b58 eip:0x001000bb args:0x00000000 0xffff0000 0x00007b84
0x00000029
    kern/init/init.c:53: grade_backtrace1+38
ebp:0x00007b78 eip:0x001000d9 args:0x00000000 0x00100000 0xffff0000
0x0000001d
    kern/init/init.c:58: grade_backtrace0+23
ebp:0x00007b98 eip:0x001000fe args:0x0010331c 0x00103300 0x0000130a
0x00000000
    kern/init/init.c:63: grade_backtrace+34
ebp:0x00007bc8 eip:0x00100055 args:0x00000000 0x00000000 0x00000000
0x00010094
    kern/init/init.c:28: kern_init+84
ebp:0x00007bf8 eip:0x00007d68 args:0xc031fcfa 0xc08ed88e 0x64e4d08e
0xfa7502a8
    <unknow>: -- 0x00007d67 --
++ setup timer interrupts
```

将输出结果与答案验证，显示结果大致一致。

- 解释最后一行各个数值的含义
  - 最后一行是`ebp:0x00007bf8 eip:0x00007d68 args:0xc031fcfa 0xc08ed88e 0x64e4d08e 0xfa7502a8`，共有ebp，eip和args三类参数，分别表示调用发生的文件、调用发生所在行和调用函数名。

练习6

- 完善中断初始化和处理
  - 在mmu.h中找到表项结构的定义：

```
/* Gate descriptors for interrupts and traps */
struct gatedesc {
    unsigned gd_off_15_0 : 16;        // low 16 bits of offset in segment
    unsigned gd_ss : 16;            // segment selector
    unsigned gd_args : 5;            // # args, 0 for interrupt/trap gates
    unsigned gd_rsv1 : 3;            // reserved(should be zero I guess)
    unsigned gd_type : 4;            // type(STS_{TG,IG32,TG32})
    unsigned gd_s : 1;                // must be 0 (system)
    unsigned gd_dpl : 2;            // descriptor(meaning new) privilege level
    unsigned gd_p : 1;                // Present
    unsigned gd_off_31_16 : 16;        // high bits of offset in segment
};
```

- 该表项的大小为`16+16+5+3+4+1+2+1+16 == 8*8`bit，即**8字节。**
- 根据IDT表项的结构，我们可以得知，IDT表项的第二个成员`gd_ss`为段选择子，第一个成员`gd_off_15_0`和最后一个成员`gd_off_31_16`共同组成一个段内偏移地址。根据段选择子和段内偏移地址就可以得出中断处理程序的地址。

- 编程完善kern/trap/trap.c中对中断向量表进行初始化的函数idt_init.
  - 代码如下：

```
void idt_init(void) {
// __vectors定义于vector.S中
extern uintptr_t __vectors[];
int i;
for (i = 0; i < sizeof(idt) / sizeof(struct gatedesc); i ++)
// 目标idt项为idt[i]
// 该idt项为内核代码，所以使用GD_KTEXT段选择子
// 中断处理程序的入口地址存放于__vectors[i]
// 特权级为DPL_KERNEL
        SETGATE(idt[i], 0, GD_KTEXT, __vectors[i], DPL_KERNEL);
// 设置从用户态转为内核态的中断的特权级为DPL_USER
SETGATE(idt[T_SWITCH_TOK], 0, GD_KTEXT, __vectors[T_SWITCH_TOK], DPL_USER);
// 加载该IDT
lidt(&idt_pd);
}
```

- 编程完善trap.c中的中断处理函数trap，在对时钟中断进行处理的部分填写trap函数中处理时钟中断的部分，使操作系统每遇到100次时钟中断后，调用print_ticks子程序，向屏幕上打印一行文字”100 ticks”。
  - 代码如下：

```
    case IRQ_OFFSET + IRQ_TIMER:
        /* LAB1 YOUR CODE : STEP 3 */
        /* handle the timer interrupt */
        /* (1) After a timer interrupt, you should record this event using a global variable (increase it), such as ticks in kern/driver/clock.c
         * (2) Every TICK_NUM cycle, you can print some info using a funciton, such as print_ticks().
         * (3) Too Simple? Yes, I think so!
         */
        ticks++;
        if(ticks % TICK_NUM == 0)
            print_ticks();
        break;
```