Lab3 最小化内核

一、 实验背景

ucore的背景知识

2006年, MIT的Frans Kaashoek等人参考PDP-11上的UNIX Version 6写了一个可在x86指令集架构上运行的操作系统xv6（基于MIT License)。

2010年, 清华大学操作系统教学团队参考MIT的教学操作系统xv6, 开发了在x86指令集架构上运行的操作系统ucore, 多年来作为操作系统课程的实验框架使用。

ucore麻雀虽小，五脏俱全。在不超过5k的代码量中包含虚拟内存管理、进程管理、处理器调度、同步互斥、进程间通信、文件系统等主要内核功能，充分体现了“小而全”的指导思想。

ucore的运行环境可以是真实的计算机（包括小型智能设备）。一开始ucore是运行在x86指令集架构上的，到了如今，x86指令集架构的问题渐渐开始暴露出来。 虽然在PC平台上占据绝对主流，但出于兼容性考虑x86架构仍然保留了许多的历史包袱，用于教学的时候总有些累赘。另一方面，为了更好的和目前5G、物联网技术的发展衔接，将ucore移植到RISC-V架构势在必行。

相对于上百万行的现代操作系统(linux, windows)， 几千行代码的ucore似乎很小。但是我们也一眼看不过来几千行代码，所以我们对ucore进行简化，首先构建出一个ucore的“骨架”，然后一步一步完善功能，最终实现一个完整的ucore。本次实验是整个操作系统实验的基础，我们构建一个最小化内核，这就是ucore的骨架，它能够进行格式化输出，然后进入死循环。

RISC-V背景知识

RISC发明者是美国加州大学伯克利分校教师David Patterson，RISC-V（拼做risk-five）是第五代精简指令集，也是由David Patterson指导的项目。2010年伯克利大学并行计算实验室(Par Lab) 的1位教授和2个研究生想要做一个项目，需要选一种计算机架构来做。当时面临的的是选择X86、ARM，还是其他指令集，不管选择哪个都或多或少有些问题，比如授权费价格高昂，不能开源，不能扩展更改等等。所以他们在2010年5月开始规划自己做一个新的、开源的指令集，就是RISC-V。

RISC-V特点

1. 模块化的指令子集。RISC-V的指令集使用模块化的方式进行组织，每一个模块使用一个英文字母来表示。RISC-V最基本也是唯一强制要求实现的指令集部分是由I字母表示的基本整数指令子集，使用该整数指令子集，便能够实现完整的软件编译器。其他的指令子集部分均为可选的模块，具有代表性的模块包括M/A/F/D/C。
2. 规整的指令编码。RISC-V的指令集编码非常的规整，指令所需的通用寄存器的索引（Index）都被放在固定的位置。因此指令译码器（Instruction Decoder）可以非常便捷的译码出寄存器索引然后读取通用寄存器组（Register File，Regfile）。
3. 优雅的压缩指令子集。基本的RISC-V基本整数指令子集（字母I表示 ）规定的指令长度均为等长的32位，这种等长指令定义使得仅支持整数指令子集的基本RISC-V CPU非常容易设计。但是等长的32位编码指令也会造成代码体积（Code Size）相对较大的问题。为了满足某些对于代码体积要求较高的场景（譬如嵌入式领域），RISC-V定义了一种可选的压缩（Compressed）指令子集，由字母C表示，也可以由RVC表示。RISC-V具有后发优势，从一开始便规划了压缩指令，预留了足够的编码空间，16位长指令与普通的32位长指令可以无缝自由地交织在一起，处理器也没有定义额外的状态。
4. 特权模式。RISC-V架构定义了三种工作模式，又称特权模式（Privileged Mode）：Machine Mode：机器模式，简称M Mode。Supervisor Mode：监督模式，简称S Mode。User Mode：

用户模式，简称U Mode。RISC-V架构定义M Mode为必选模式，另外两种为可选模式。通过不同的模式组合可以实现不同的系统。

5. 自定制指令扩展。除了上述阐述的模块化指令子集的可扩展、可选择，RISC-V架构还有一个非常重要的特性，那就是支持第三方的扩展。用户可以扩展自己的指令子集，RISC-V预留了大量的指令编码空间用于用户的自定义扩展，同时，还定义了四条Custom指令可供用户直接使用，每条Custom指令都有几个比特位的子编码空间预留，因此，用户可以直接使用四条Custom指令扩展出几十条自定义的指令。

RISCV手册中文版：见bb

特权级架构简介：见bb

RISCV汇编手册：[riscv-asm-manual/riscv-asm.md at master · riscv-non-isa/riscv-asm-manual (github.com)]

二、实验目的

1. 源码是如何被编译成可执行文件的。
2. 编译成可执行文件后，计算机如何加载操作系统。
3. 加载以后，该从哪里去运行操作系统。
4. 操作系统是怎样输出信息的。

三、实验项目整体框架概述

. //lab 目录

```
├──kern  //kernel 文件夹，需要重点了解
│   ├── driver
│   │   ├── console.c //对opensbi调用的输入输出字符进行进一步封装
│   │   └── console.h
│   ├── init
│   │   ├── entry.S  //内核入口点，需要重点了解
│   │   └── init.c  //C语言层级上的入口点，需要重点了解
│   ├── libs
│   │   └── stdio.c //调用console.c,实现简单的stdio库
│   └── mm  //目前只定义了一些常量
│       ├── memlayout.h
│       └── mmu.h
├── libs  //libraries  先了解大致功能，根据需求再去了解细节
│   ├── defs.h
│   ├── error.h
│   ├── printfmt.c //实现复杂的格式化输入输出函数
│   ├── readline.c
│   ├── riscv.h //定义了若干和riscv架构相关的宏，尤其是将一些内联汇编的代码封装成宏
│   ├── sbi.c  //调用opensbi接口
│   ├── sbi.h
│   ├── stdarg.h
│   ├── stdio.h
│   ├── string.c
│   └── string.h
├── Makefile // Make 编译脚本，先观察make的运行结果，然后去了解具体含义。
└── tools
```

├── function.mk //Makefile的补充，被Maklefile调用
└── *kernel.ld* //链接脚本

四、实验内容

1. 下载实验源码，切换到lab目录下
2. 执行`make`指令，生成img镜像
3. 执行`make qemu`，用qemu模拟器启动我们的最小化内核。

五、实验流程及相关知识点

第一步. 下载实验源码：

可以选择以下两种方式下载实验源码：

- 登陆blackboard站点，下载lab3代码到虚拟机，解压并切换到代码目录
- 从GitLab下载源码，执行指令：

  `git clone ssh://git@mirrors.sustech.edu.cn:13389/operating-systems/project/kernel_legacy.git`

注意：代码需要在container中执行，因此要下载到之前挂载的文件夹内，之后的所有make指令等都需要在container内执行。

第二步. 使用`make`命令生成我们的模拟硬盘

从计算机组成开始：

计算机的组成：CPU，内存，硬盘，输入输出设备，总线

QEMU会帮助我们模拟一块riscv64的CPU，一块物理内存，还会借助你的电脑的键盘和显示屏来模拟命令行的输入和输出。虽然QEMU不会真正模拟一堆线缆，但是总线的通信功能也在QEMU内部实现了。所以还缺一块硬盘。

我们在lab0下面执行make命令，在bin目录下会生成ucore.bin文件，这是我们的硬盘。由于整个makefile文件比较复杂，我们不妨从makefile的运行结果开始，倒过来理解make之后发生了什么事情。

我们可以在make后面加一个V=参数，这里make在执行时，会把具体执行的命令打印出来，其他方面的功能和make一样。

`make` 和 `make V=` 结果比较

```
oslab@oslab-virtual-machine:~/Desktop/lab0$ make
+ cc kern/init/entry.S
+ cc kern/init/init.c
+ cc kern/libs/stdio.c
+ cc kern/driver/console.c
+ cc libs/string.c
+ cc libs/printfmt.c
+ cc libs/readline.c
+ cc libs/sbi.c
+ ld bin/kernel
riscv64-unknown-elf-objcopy bin/kernel --strip-all -O binary bin/ucore.bin
```

```
oslab@oslab-virtual-machine:~/Desktop/lab0$ make V=
+ cc kern/init/entry.S
riscv64-unknown-elf-gcc -Ikern/init/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protect
 -Ikern/debug/ -Ikern/driver/ -Ikern/trap/ -Ikern/libs/ -Ikern/mm/ -Ikern/arch/ -c kern/init/entry.S -o obj/kern/init/entry.o
+ cc kern/init/init.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ikern/init/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protect
 -Ikern/debug/ -Ikern/driver/ -Ikern/trap/ -Ikern/libs/ -Ikern/mm/ -Ikern/arch/ -c kern/init/init.c -o obj/kern/init/init.o
+ cc kern/libs/stdio.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ikern/libs/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protect
 -Ikern/debug/ -Ikern/driver/ -Ikern/trap/ -Ikern/libs/ -Ikern/mm/ -Ikern/arch/ -c kern/libs/stdio.c -o obj/kern/libs/stdio.o
+ cc kern/driver/console.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ikern/driver/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-prote
bs -Ikern/debug/ -Ikern/driver/ -Ikern/trap/ -Ikern/libs/ -Ikern/mm/ -Ikern/arch/ -c kern/driver/console.c -o obj/kern/driver/console.o
+ cc libs/string.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ilibs/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protector -f
libs/string.c -o obj/libs/string.o
+ cc libs/printfmt.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ilibs/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protector -f
libs/printfmt.c -o obj/libs/printfmt.o
+ cc libs/readline.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ilibs/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protector -f
libs/readline.c -o obj/libs/readline.o
+ cc libs/sbi.c
riscv64-unknown-elf-gcc -Ilibs/ -mcmodel=medany -std=gnu99 -Wno-unused -Werror -fno-builtin -Wall -O2 -nostdinc  -fno-stack-protector -f
libs/sbi.c -o obj/libs/sbi.o
+ ld bin/kernel
riscv64-unknown-elf-ld -m elf64lriscv -nostdlib --gc-sections -T tools/kernel.ld -o bin/kernel  obj/kern/init/entry.o obj/kern/init/init
ole.o  obj/libs/string.o obj/libs/printfmt.o obj/libs/readline.o obj/libs/sbi.o
riscv64-unknown-elf-objcopy bin/kernel --strip-all -O binary bin/ucore.bin
```

> 提示：如果我们第二次执行`make`会显示`make: Nothing to be done for 'TARGETS'`，这时候我们需要执行`make clean`命令，把我们生成的目标文件和中间文件给清除掉，才能执行make。

我们可以看到，把entry.S和init.c，stdio.c等几个c文件编译成为.o目标文件，然后**链接器[3]**将.o文件链接成可执行文件kernel（elf文件），最后使用objcopy把**elf文件转化成为ucore.bin[2]**，这是装有我们最小化操作系统内核的二进制文件。接下来我们指定qemu启动时将内核加载到指定地址，并由其自带的**OpenSBI[1]**初始化硬件环境，然后启动我们的内核。

第三步. 使用`make qemu`启动我们的内核

当我们执行`make qemu`时，对应于

```
qemu-system-riscv64 \
    -machine virt \
    -nographic \
    -bios default \
    -device loader,file=bin/ucore.bin,addr=0x80200000
```

这条指令相当于给我们的模拟计算机插电，然后qemu会调用内置的OpenSBI初始化硬件环境并启动我们的操作系统。OpenSBI 所做的事情就是把 CPU 从 M Mode 切换到 S Mode，接着跳转到一个设置好的地址 0x80200000，开始执行内核代码。

知识点

1 OpenSBI

我们需要硬盘上的程序和数据。比如崭新的windows电脑里C盘已经被占据的二三十GB空间，除去预装的应用软件，还有一部分是windows操作系统的内核。在插上电源开机之后，就需要运行操作系统的内核，然后由操作系统来管理计算机。

问题在于，操作系统作为一个程序，必须加载到内存里才能执行。而“把操作系统加载到内存里”这件事情，不是操作系统自己能做到的，就好像你不能拽着头发把自己拽离地面。

> **常规操作系统的启动过程：**
>
> 1. 开机自检
> 2. 固件（如BIOS）启动，进行硬件环境初始化，加载并启动Bootloader
> 3. Bootloader将操作系统内核代码加载（load）到内存中，并且启动（boot）它
> 4. 操作系统启动

但是在本实验中QEMU模拟的riscv计算机中，qemu在启动阶段将操作系统内核加载到内存后，OpenSBI作为riscv计算机系统的固件仅负责在初始化硬件环境后跳转至操作系统所在的地址开始执行操作系统的代码，这个过程中并没有特定的bootloader进行工作。

> 知识点
>
> 在计算机中，**固件(firmware)**是一种特定的计算机软件，它为设备的特定硬件提供低级控制，也可以进一步加载其他软件。固件可以为设备更复杂的软件（如操作系统）提供标准化的操作环境。对于不太复杂的设备，固件可以直接充当设备的完整操作系统，执行所有控制、监视和数据操作功能。 在基于 x86 的计算机系统中, BIOS 或 UEFI 是固件；在基于 riscv 的计算机系统中，OpenSBI 是固件。OpenSBI运行在**M态（M-mode）**，因为固件需要直接访问硬件。
>
> RISCV有四种**特权级（privilege level）**。
>
> | Level | Encoding | 全称 | 简称 |
> | --- | --- | --- | --- |
> | 0 | 00 | User/Application | U |
> | 1 | 01 | Supervisor | S |
> | 2 | 10 | Reserved | |
> | 3 | 11 | Machine | M |
>
> 粗略的分类：
>
> U-mode是用户程序、应用程序的特权级，S-mode是操作系统内核的特权级，M-mode是固件的特权级。
>
> 详细内容请自行查阅RISC-V手册。

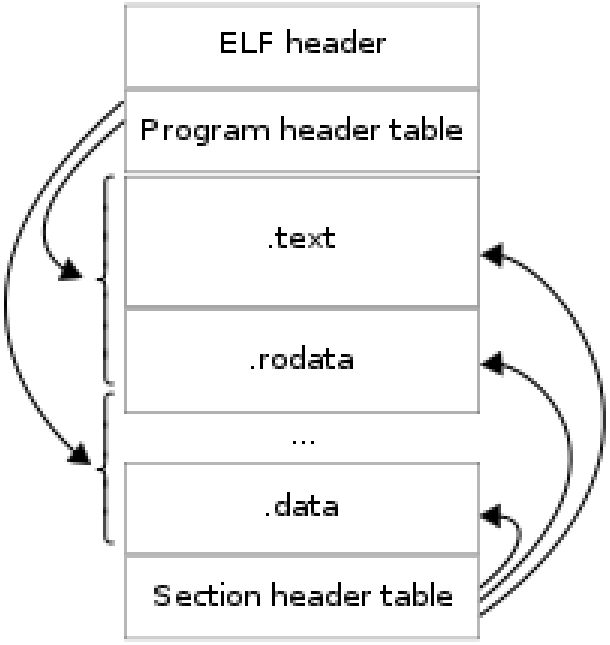
2 ELF 和 BIN 文件

OpenSBI工作完成后，根据qemu的设置，pc指针会跳转到`0x80200000`这个内存地址开始执行，所以我们要把操作系统镜像放在这个位置上，这样它就可以在OpenSBI完成自己的工作后开始执行。

不过，通过qemu命令中可以看到，我们加载的是bin文件。这里为什么不直接加载生成的ELF可执行文件呢?

这是因为`elf`文件比较复杂，包含一个文件头(ELF header)和冗余的调试信息，指定程序每个section的内存布局，需要解析program header才能知道各段(section)的信息。如果我们已经有一个完整的操作系统来解析elf文件，那么elf文件可以直接执行。但是对于OpenSBI来说还无法完成对于elf文件的解析。所以我们需要将复杂的ELF文件转换为简单的BIN二进制可执行文件。

> ELF文件是linux系统上的主要可执行文件的格式(图片来自wiki)。BIN文件是二进制可执行文件。



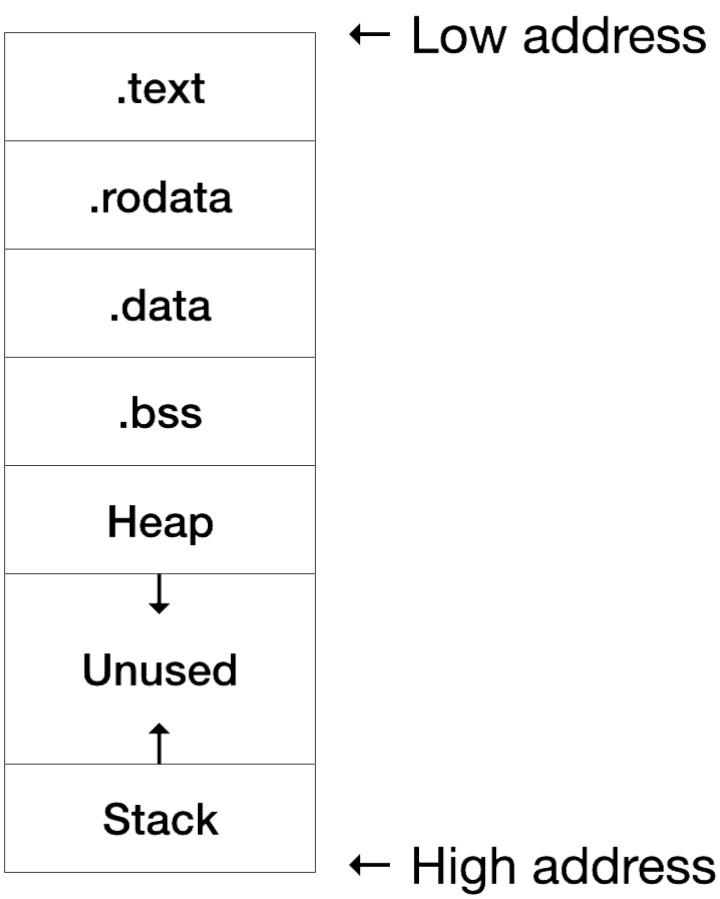
我们举一个例子解释elf和bin文件的区别：bss段是一个初始化为零的一个大数组，在elf文件里是bss数据段的一部分，只需要记住这个数组的起点和终点就可以了，等到加载到内存里的时候分配那一段内存。但是在bin文件里，那个数组有多大，有多少个字节的0，bin文件就要对应有多少个零。所以如果一个程序里声明了一个大全局数组（默认初始化为0），那么可能编译出来的elf文件只有几KB, 而生成bin文件之后却有几MB, 这是很正常的。实际上，可以认为bin文件会把elf文件指定的每段的内存布局都映射到一块线性的数据里，这块线性的数据（或者说程序）加载到内存里就符合elf文件之前指定的布局。

程序的内存布局

一般来说，一个程序按照功能不同会分为下面这些段：

- .text 段：代码段，存放汇编代码
- .rodata 段：只读数据段，顾名思义里面存放只读数据，通常是程序中的常量
- .data 段：存放被初始化的可读写数据，通常保存程序中的全局变量
- .bss 段：存放被初始化为 0 的可读写数据，与 .data 段的不同之处在于我们知道它要被初始化为 0，因此在可执行文件中只需记录这个段的大小以及所在位置即可，而不用记录里面的数据，也不会实际占用二进制文件的空间
- Stack：栈，用来存储程序运行过程中的局部变量，以及负责函数调用时的各种机制。它从高地址向低地址增长
- Heap：堆，用来支持程序**运行过程中**内存的**动态分配**，比如说你要读进来一个字符串，在你写程序的时候你也不知道它的长度究竟为多少，于是你只能在运行过程中，知道了字符串的长度之后，再在堆中给这个字符串分配内存

内存布局，也就是指这些段各自所放的位置。一种典型的内存布局如下：



3 链接脚本

gnu工具链中，包含一个链接器`ld`。

链接器的作用是把输入文件(往往是 .o文件)链接成输出文件(往往是elf文件)。一般来说，输入文件和输出文件都有很多section, 链接脚本(linker script)的作用，就是描述怎样把输入文件的section映射到输出文件的section, 同时规定这些section的内存布局。

我们在链接脚本里把操作系统的入口点定义为`kern_entry`, 所以程序里需要有一个名称为`kern_entry`的符号。我们在`kern/init/entry.S`编写了一段汇编代码, 作为整个内核的入口点。

> 这里为什么不能直接用C语言呢，因为在C语言层级上，无法进行寄存器操作，所以涉及到寄存器操作的部分我们都会使用汇编语言。在下一节中断保存现场使用汇编进行寄存器的保存，同样是这个道理。

```
#include <mmu.h>
#include <memlayout.h>

    .section .text,"ax",%progbits
    .globl kern_entry
kern_entry:
    la sp, bootstacktop

    tail kern_init
 #调用kern_init, 这是我们要用C语言编写的一个函数, tail是riscv伪指令，作用相当于调用函数（跳转）
.section .data
    # .align 2^12
    .align PGSHIFT
    .global bootstack
```

```
bootstack:
    .space KSTACKSIZE
    .global bootstacktop
bootstacktop:
```

里面有很多符号和指令，定义的符号，在头文件查看具体信息。关于指令，就需要去查阅相关资料和手册。

这里调用了唯一的一个函数，下一步我们去查看这个函数。

第四步. 找到C语言层级上的入口点

我们在`kern/init/init.c`编写函数`kern_init`，作为“真正的”内核入口点。为了让我们能看到一些效果，我们希望它能在命令行进行格式化输出。

如果我们在linux下运行一个C程序，需要格式化输出，一般想法是我们应该`#include<stdio.h>`。于是我们在`kern/init/init.c`也这么写一句。但是，linux下，当我们调用C语言标准库的函数时，实际上依赖于`glibc`提供的运行时环境，也就是一定程度上依赖于操作系统提供的支持。可是我们并没有把`glibc`移植到ucore里！

怎么办呢？只能自己动手，丰衣足食。QEMU里的OpenSBI固件提供了输入一个字符和输出一个字符的接口，我们一会把这个接口一层层封装起来，提供`stdio.h`里的格式化输出函数`cprintf()`来使用。这里格式化输出函数的名字不使用原先的`printf()`，强调这是我们在ucore里重新实现的函数。

第五步. 使用OpenSBI提供的接口在屏幕上进行输出字符

OpenSBI作为运行在M态的软件（或者说固件），提供了一些接口供我们编写内核的时候使用。

我们可以通过`ecall`指令(environment call)调用OpenSBI。通过寄存器传递给OpenSBI一个”调用编号“，如果编号在`0-8`之间，则由OpenSBI进行处理，否则交由我们自己的中断处理程序处理（暂未实现）。有时OpenSBI调用需要像函数调用一样传递参数，这里传递参数的方式也和函数调用一样，按照riscv的函数调用约定(calling convention)把参数放到寄存器里。可以阅读SBI的详细文档。

> 知识点
>
> **ecall**(environment call)，当我们在 S 态执行这条指令时，会触发一个 ecall-from-s-mode-exception，从而进入 M 模式中的中断处理流程（如设置定时器等）；当我们在 U 态执行这条指令时，会触发一个 ecall-from-u-mode-exception，从而进入 S 模式中的中断处理流程（常用来进行系统调用）。
>
> C语言并不能直接调用`ecall`，需要通过内联汇编来实现。

```
// libs/sbi.c
#include <sbi.h>
#include <defs.h>

//SBI编号和函数的对应
uint64_t SBI_SET_TIMER = 0;
uint64_t SBI_CONSOLE_PUTCHAR = 1;
uint64_t SBI_CONSOLE_GETCHAR = 2;
uint64_t SBI_CLEAR_IPI = 3;
uint64_t SBI_SEND_IPI = 4;
uint64_t SBI_REMOTE_FENCE_I = 5;
uint64_t SBI_REMOTE_SFENCE_VMA = 6;
uint64_t SBI_REMOTE_SFENCE_VMA_ASID = 7;
uint64_t SBI_SHUTDOWN = 8;
//sbi_call函数是我们关注的核心，封装ecall操作
```

```
uint64_t sbi_call(uint64_t sbi_type, uint64_t arg0, uint64_t arg1, uint64_t
arg2) {
    uint64_t ret_val;
    __asm__ volatile (
        "mv x17, %[sbi_type]\n"
        "mv x10, %[arg0]\n"
        "mv x11, %[arg1]\n"
        "mv x12, %[arg2]\n"    //mv操作把参数的数值放到寄存器里
        "ecall\n"    //参数放好之后，通过ecall，交给OpenSBI来执行
        "mv %[ret_val], x10"
        //OpenSBI按照riscv的calling convention,把返回值放到x10寄存器里
        //我们还需要自己通过内联汇编把返回值拿到我们的变量里
        : [ret_val] "=r" (ret_val)
        : [sbi_type] "r" (sbi_type), [arg0] "r" (arg0), [arg1] "r" (arg1),
[arg2] "r" (arg2)
        : "memory"
    );
    return ret_val;
}

void sbi_console_putchar(unsigned char ch) {
    sbi_call(SBI_CONSOLE_PUTCHAR, ch, 0, 0); //注意这里ch隐式类型转换为int64_t
}

void sbi_set_timer(unsigned long long stime_value) {
    sbi_call(SBI_SET_TIMER, stime_value, 0, 0);
}
```

> **知识点**
>
> 函数调用与calling convention
>
> 我们知道，编译器将高级语言源代码翻译成汇编代码。对于汇编语言而言，在最简单的编程模型中，所能够利用的只有指令集中提供的指令、各通用寄存器、 CPU 的状态、内存资源。那么，在高级语言中，我们进行一次函数调用，编译器要做哪些工作利用汇编语言来实现这一功能呢?
>
> 显然并不是仅用一条指令跳转到被调用函数开头地址就行了。我们还需要考虑:
>
> - 如何传递参数?
> - 如何传递返回值?
> - 如何保证函数返回后能从我们期望的位置继续执行?
>
> 等更多事项。通常编译器按照某种规范去翻译所有的函数调用，这种规范被称为 calling_convention 。值得一提的是，为了实现函数调用，我们需要预先分配一块内存作为 **调用栈** ，后面会看到调用栈在函数调用过程中极其重要。你也可以理解为什么第一章刚开始我们就要分配栈了。
>
> 可以参考riscv calling convention

现在可以输出一个字符了，有了第一个，就会有第二个第三个.....第无数个。

这样我们就可以通过`sbi_console_putchar()`来输出一个字符。接下来我们要做的事情就像月饼包装，把它封了一层又一层。

`console.c`只是简单地封装一下

```
// kern/driver/console.c
#include <sbi.h>
#include <console.h>
void cons_putc(int c) {
    sbi_console_putchar((unsigned char)c);
}
```

stdio.c里面实现了一些函数，注意我们已经实现了ucore版本的puts函数: cputs()

```
// kern/libs/stdio.c
#include <console.h>
#include <defs.h>
#include <stdio.h>

/* HIGH level console I/O */

/* *
 * cputch - writes a single character @c to stdout, and it will
 * increace the value of counter pointed by @cnt.
 * */
static void cputch(int c, int *cnt) {
    cons_putc(c);
    (*cnt)++;
}
/* cputchar - writes a single character to stdout */
void cputchar(int c) { cons_putc(c); }

int cputs(const char *str) {
    int cnt = 0;
    char c;
    while ((c = *str++) != '\0') {
        cputch(c, &cnt);
    }
    cputch('\n', &cnt);
    return cnt;
}
```

六、本节知识点回顾

本次lab你需要理解以下概念：

1.操作系统启动过程

2.固件的角色

3.ELF文件和BIN文件

4.内存布局是什么

5.链接脚本的作用

6.entry.S的作用

7.C语言的入口点

8.如何使用OpenSBI提供的接口实现输入输出

七、下一实验简单介绍

在下一次实验中，我们将在最小化内核的基础上，完成基本的中断处理。