操作系统实验一

学号：2313501 姓名：杨楠欣 ；学号：2213230 姓名：向宇涵； 学号：2311366 姓名：邵莫涵

练习1：理解内核启动中的程序入口操作

> 阅读 kern/init/entry.S内容代码，结合操作系统内核启动流程，说明指令 la sp, bootstacktop 完成了什么操作，目的是什么？ tail kern_init 完成了什么操作，目的是什么？

1. 解读指令 la sp, bootstacktop

完成的操作

`la` 作为 RISC-V 中用于加载地址的伪指令，会将符号 `bootstacktop` 的物理地址加载到 `sp` 寄存器 —— 栈指针寄存器，完成内核栈指针的初始化。

> **Note**
>
> bootstack 是一块大小为 KSTACKSIZE 的内存区域，作为内核栈的存储空间。
>
> bootstacktop 是该内存区域的**顶部地址**，栈从高地址向低地址增长。
> `0000000080203000 bootstacktop`

目的

为内核代码提供**第一块可用的栈空间**。

2. 解读指令 tail kern_init

完成的操作

`tail` 作为 RISC-V 中用于跳转的伪指令，完成的操作是跳转到 `kern_init` 函数并执行。

> **Note**
>
> 它的特殊之处在于尾调用优化。
> 在 kern_entry 中，kern_init 是最后一条指令，调用后，没有任何后续指令需要执行。这种情况下，保存返回地址完全是多余的。
> tail 指令的特殊之处在于不保存返回地址和复用当前栈帧，既减少栈空间占用，又提高了执行效率。

目的

将执行权从汇编代码交给 C 代码。

- `kern_init` 定义在 `kern/init/init.c` 中，是内核的C 语言入口点，负责完成更复杂的初始化工作。
  - 初始化内核环境：例如，清理 `.bss` 段，为未初始化的全局变量赋零值。
  - 向用户提供可视化反馈：这是操作系统与开发者/用户的第一次交互，通过输出信息告诉我们：“os is loading ...”。

练习2: 使用GDB验证启动流程

> 为了熟悉使用 QEMU 和 GDB 的调试方法，请使用 GDB 跟踪 QEMU 模拟的 RISC-V 从加电开始，直到执行内核第一条指令（跳转到 0x80200000）的整个过程。通过调试，请思考并回答：RISC-V 硬件加电后最初执行的几条指令位于什么地址？它们主要完成了哪些功能？（对该问题的具体回答放在了最后）请在报告中简要记录你的调试过程、观察结果和问题的答案。

编译器配置

此次实验在wsl中进行，下载的编译器版本为riscv64-unknown-elf-toolchain-10.2.0-2020.12.8-x86_64-linux-ubuntu14，在.bashrc文档最后配置上环境变量，输入命令riscv64-unknown-elf-gcc -v，可以看到gcc配置成功，gcc版本为10.2.0。

```
export PATH=/mnt/d/RISCVV/riscv64-unknown-elf-toolchain-10.2.0-2020.12.8-x86_64-linux-ubuntu14/bin:$PATH
Supported LTO compression algorithms: zlib
gcc version 10.2.0 (SiFive GCC-Metal 10.2.0-2020.12.8)
```

模拟器配置

因为模拟器配置过高会无法正常进行实验，因此这里单独下载了4.1.1版本的qemu进行实验。下载好后，因为链接本地的文件会出现权限不够的情况，这里需要先把qemu文件拷贝到wsl的本地文件中，再把本地文件的路径配置到环境变量中，可以看到此时的版本是符合要求的。

```
export PATH=$HOME/qemu-4.1.1-install/bin:$PATH
```

```
xyh@TaroHan:~$ qemu-system-riscv64 --version
QEMU emulator version 4.1.1
Copyright (c) 2003-2019 Fabrice Bellard and the QEMU Project developers
```

---

1. 在源代码的根目录下执行 `make qemu`

```
osnanci@LAPTOP-UHMOLN9T:~/操作系统作业/lab1$ make qemu
+ cc kern/init/entry.S
+ cc kern/init/init.c
+ cc kern/libs/stdio.c
+ cc kern/driver/console.c
+ cc libs/printfmt.c
+ cc libs/readline.c
+ cc libs/sbi.c
+ cc libs/string.c
+ ld bin/kernel
riscv64-unknown-elf-objcopy bin/kernel --strip-all -O binary bin/ucore.img

OpenSBI v0.4 (Jul  2 2019 11:53:53)
   ____                    _____ ____ _____
  / __ \                  / ____|  _ \_   _|
 | |  | |_ __   ___ _ __ | (___ | |_) || |
 | |  | | '_ \ / _ \ '_ \ \___ \|  _ < | |
 | |__| | |_) |  __/ | | |____) | |_) || |_
  \____/| .__/ \___|_| |_|_____/|____/_____|
        | |
        |_|

Platform Name          : QEMU Virt Machine
Platform HART Features : RV64ACDFIMSU
Platform Max HARTs     : 8
Current Hart           : 0
Firmware Base          : 0x80000000
Firmware Size          : 112 KB
Runtime SBI Version    : 0.1

PMP0: 0x0000000080000000-0x000000008001ffff (A)
PMP1: 0x0000000000000000-0xffffffffffffffff (A,R,W,X)
(THU.CST) os is loading ...
```

观察到输出一行提示信息`(THU.CST) os is loading`，然后进入死循环。

> 既然观察到了这个输出信息，也就是说完成了
> 加电复位 → CPU从0x1000进入MROM → 跳转到0x80000000(OpenSBI) → OpenSBI初始化并加载内核到0x80200000 → 跳转到entry.S → 调用kern_init() → 输出信息 的全过程。

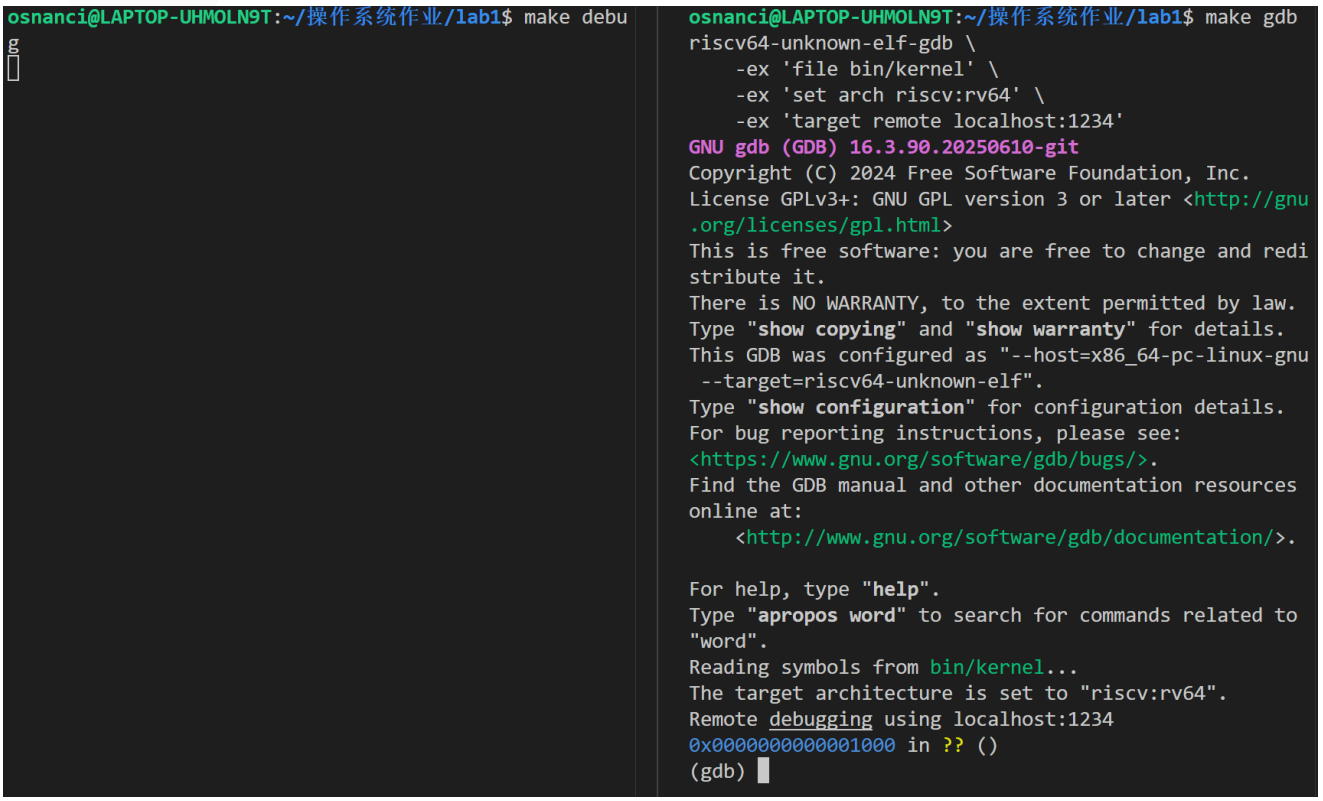
2. 新建终端一（左侧）

执行`make debug`，启动 QEMU 调试模式。
注：执行后，终端一无任何输出，这是正常现象。因为 -S 选项让 QEMU 一启动就暂停，等待 GDB 连接。

3. 新建终端二（右侧）

1. 验证 CPU 复位地址（0x1000）

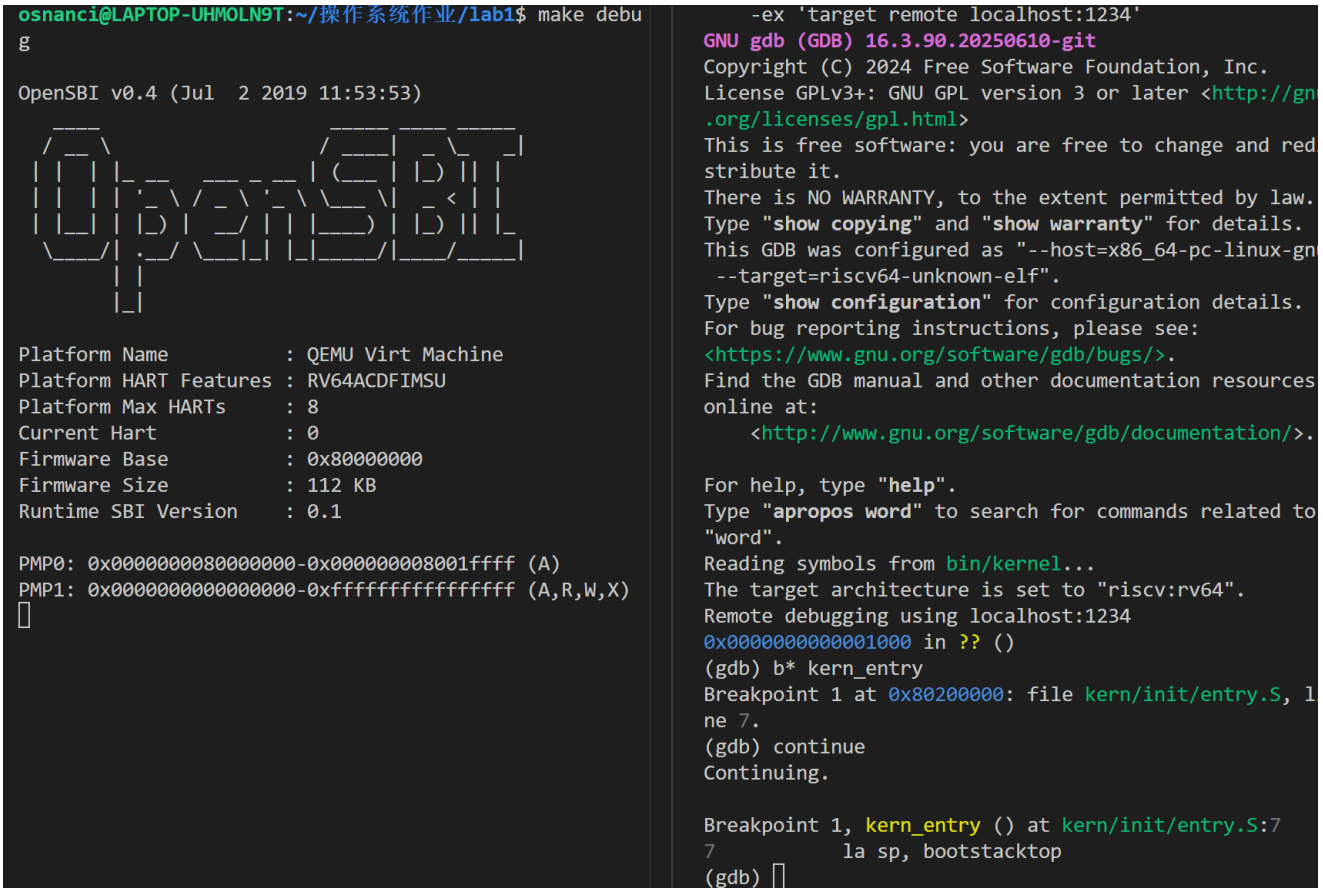
执行 `make gdb` 启动并连接 GDB。



从当前 GDB 输出 `0x0000000000001000 in ?? ()` 可以确认，程序已成功停在 RISC-V 处理器上电后的初始地址 0x1000。

2. 验证 OpenSBI 加载地址（0x80000000）和内核加载地址（0x80200000）

在 GDB 中设置 OpenSBI 入口断点，跟踪固件执行：



如上图，**左侧终端**中，OpenSBI的启动日志明确显示：

- `Firmware Base : 0x80000000`
  这直接证明OpenSBI固件被正确加载到了物理地址0x80000000，与指导书上讲到的QEMU复位代码约定的OpenSBI加载地址完全一致。

此外，日志中还包含其他关键信息，我们可以了解一下：

- `Platform Name : QEMU Virt Machine`：确认运行在QEMU模拟的RISC-V虚拟平台。
- `Firmware Size : 112 KB`：OpenSBI固件的体积。
- `Runtime SBI Version : 0.1`：OpenSBI的运行时版本。

在**右侧终端**中，执行 `b* kern_entry` 后，GDB显示 `Breakpoint 1 at 0x80200000: file kern/init/entry.S, line 7`，说明内核入口函数 `kern_entry` 的首地址为0x80200000。

执行 `continue` 后，GDB触发断点并显示 `kern_entry () at kern/init/entry.S:7`，证明OpenSBI已成功将CPU控制权移交到内核入口地址0x80200000。

4. 查看寄存器状态

```
(gdb) i r
ra             0x80000a02       0x80000a02
sp             0x8001bd80       0x8001bd80
gp             0x0      0x0
tp             0x8001be00       0x8001be00
t0             0x80200000       2149580800
t1             0x1      1
t2             0x1      1
fp             0x8001bd90       0x8001bd90
s1             0x8001be00       2147597824
a0             0x0      0
a1             0x82200000       2183135232
a2             0x80200000       2149580800
a3             0x1      1
a4             0x800    2048
a5             0x1      1
a6             0x82200000       2183135232
a7             0x80200000       2149580800
s2             0x800095c0       2147521984
s3             0x0      0
s4             0x0      0
s5             0x0      0
s6             0x0      0
s7             0x8      8
s8             0x2000   8192
s9             0x0      0
s10            0x0      0
s11            0x0      0
t3             0x0      0
t4             0x0      0
t5             0x0      0
t6             0x82200000       2183135232
pc             0x80200000       0x80200000 <kern_entry
>
```

我们可以从地址验证、参数传递、执行上下文这三个维度来分析我们看到的寄存器的值。

1. 地址验证 —— 确认启动链路的正确性

- pc（程序计数器）：`0x80200000 <kern_entry>`
  这直接证明CPU已成功进入内核入口函数 `kern_entry`，与OpenSBI约定的内核加载地址完全一致，说明OpenSBI到内核的控制权移交流程无异常。

2. 参数寄存器 —— OpenSBI传递的初始化信息

OpenSBI在移交控制权时，通过 `a0-a7` 寄存器向内核传递硬件与内存的关键参数，这些参数是内核初始化的启动配置：

- a0：`0x0`
  通常表示当前核心ID（RISC-V多核心系统中，引导核心的ID为0），内核通过此参数确认自己是唯一活跃的引导核心，后续仅需初始化单核心环境。

  > 引导核心是指系统加电或复位后，第一个执行初始化流程、并带动其他核心启动的核心。

- a1：`0x82200000`
  可能是设备树的物理地址。
- a2：`0x80200000`
  表示内核镜像的加载起始地址。
- a6：`0x82200000`（与a1一致）
- a7：`0x80200000`（与a2、pc一致）

3. 栈指针（sp）与临时栈 —— 内核初始化前的内存状态

- sp：`0x8001bd80`
  这是OpenSBI在M态为内核临时分配的栈地址，而非内核自定义栈。内核在 `kern_entry` 中会立即执行栈初始化指令（即之前看到的 `la sp, bootstacktop`），将栈切换为内核自己的独立栈空间。

5. `si` 单步执行进行验证

```
(gdb) si
0x0000000080200004 in kern_entry ()
    at kern/init/entry.S:7
7           la sp, bootstacktop
(gdb) i r sp
sp             0x80203000       0x80203000 <SBI_CONSOL
E_PUTCHAR>
```

可以看到单步执行后的sp变为了 `0x80203000`，即内核自定义栈顶 `bootstacktop`

这一变化验证了内核入口的第一条关键指令“la sp, bootstacktop”的功能 —— 将栈指针从OpenSBI的临时栈切换为内核自己的独立栈。

注： 两者在物理地址上完全分离，体现了RISC-V特权级的内存隔离设计，即M态和S态运行在不同的地址空间，避免权限越界和数据干扰。

6. 查看栈内存初始状态

```
(gdb) x/10x 0x8001bd80
0x8001bd80:     0x8001be00      0x00000000      0x8001
be00    0x00000000
0x8001bd90:     0x46444341      0x55534d49      0x0000
0000    0x00000000
0x8001bda0:     0x00000000      0x00000000
(gdb) x/10x $sp
0x80203000 <SBI_CONSOLE_PUTCHAR>:       0x00000001   0
x00000000      0x00000000      0x00000000
0x80203010:     0x00000000      0x00000000      0x0000
0000    0x00000000
0x80203020:     0x00000000      0x00000000
```

执行 `x/10x 0x8001bd80` 后，内存内容呈现明显的随机值特征：

- `0x8001bd80: 0x8001be00 0x00000000 ...`：这些值是OpenSBI在M态执行时的临时数据残留。
- `0x8001bd90: 0x46444431 0x555534d49 ...`：甚至出现ASCII字符的编码（如 `0x46` 对应字符 `'F'`），是OpenSBI打印日志或操作外设时的残留数据。

综上，OpenSBI的临时栈因M态的复杂操作，内存中充满垃圾数据，若内核直接使用此栈，函数调用和局部变量存储会因脏数据而崩溃。

执行 `x/10x $sp` 后，内存内容呈现连续的0值：

- `0x80203000: 0x00000001 0x00000000 ...`（前几个字节可能因初始化指令略有差异，但整体为清零状态）。
- 后续地址（如 `0x80203010`）均为 `0x00000000`，证明内核栈经过显式初始化。

综上，内核栈的干净数据确保了函数调用的可靠性，局部变量初始化为0，函数栈帧无残留数据干扰，是内核稳定执行的基础。

7. 反汇编内核入口附近代码

```
(gdb) disassemble kern_entry, +32
Dump of assembler code from 0x80200000 to 0x80200020:
   0x0000000080200000 <kern_entry+0>:   auipc   sp,0x3
=> 0x0000000080200004 <kern_entry+4>:   mv      sp,sp
   0x0000000080200008 <kern_entry+8>:   j       0x8020
000a <kern_init>
   0x000000008020000a <kern_init+0>:    auipc   a0,0x3
   0x000000008020000e <kern_init+4>:    addi    a0,a0,
-2 # 0x80203008
   0x0000000080200012 <kern_init+8>:    auipc   a2,0x3
   0x0000000080200016 <kern_init+12>:   addi    a2,a2,
-10 # 0x80203008
   0x000000008020001a <kern_init+16>:   addi    sp,sp,
-16 # 0x80202ff0
   0x000000008020001c <kern_init+18>:   li      a1,0
   0x000000008020001e <kern_init+20>:   sub     a2,a2,
a0
End of assembler dump.
```

从反汇编的结果中，我们可以看到内核入口到初始化函数的执行链路，理解内核如何从汇编入口过渡到C语言初始化逻辑。

`kern_entry` 的关键指令有：

1. `0x80200000 <kern_entry+0>: auipc sp, 0x3`
   - `auipc` 是RISC-V的基于程序计数器的加法立即数指令，用于计算全局符号的地址（此处为 `bootstacktop` ）。
   - 功能：初始化内核栈指针，对应之前看到的 `la sp, bootstacktop` 指令。

   > 它的工作原理是：
   > rd = (imm << 12) + (pc & 0xFFFFF000)
   > - imm 是指令中的立即数，pc 是当前程序计数器，0xFFFFF000 是取 pc 的高位
   > - sp = (0x3 << 12) + (0x80200000 & 0xFFFFF000) = 0x3000 + 0x80200000 = 0x80203000
   > - 正好是之前在 `kernel.sym` 中看到的 `bootstacktop` 地址。

2. `0x80200004 <kern_entry+4>: mv sp, sp`
   - 这是一条空操作指令或调试器显示的简化形式，实际是栈初始化完成后的确认步骤或生成的对齐指令。
3. `0x80200008 <kern_entry+8>: j 0x8020000a <kern_init>`
   - `j` 是无条件跳转指令，直接跳转到 `kern_init` 函数，正如之前的分析，这是内核从汇编入口到C语言初始化的过渡。

`kern_init` 是内核的第一个C语言函数，反汇编结果显示了其初始化流程：

- 栈帧建立
  - `0x8020001a <kern_init+16>: addi sp, sp, -16`
  - 为 `kern_init` 的局部变量和函数调用建立栈帧，分配16字节栈空间。

8. 继续执行 si

```
(gdb) si
9           tail kern_init
pc            0x80200008       0x80200008 <kern_entry
+8>
```

结合反汇编代码可知这次执行的实际上是指令 `mv sp, sp` ，pc指向的指令是 `0x80200008 <kern_entry+8>: j 0x8020000a <kern_init>`

```
(gdb) si
kern_init () at kern/init/init.c:8
8           memset(edata, 0, end - edata);
(gdb) i r pc
pc             0x8020000a       0x8020000a <kern_init>
```

再次执行si，可以看到pc 为 0x8020000a，已成功进入 C 语言函数 kern_init。
而 memset(edata, 0, end - edata); 是内核初始化的内存清零操作 —— 将已初始化数据段（.data）末尾（edata）到未初始化数据段（.bss）末尾（end）的区域（即完整的 .bss 段）全部置零。

问题回答

> RISC-V 硬件加电后最初执行的几条指令位于什么地址？它们主要完成了哪些功能？

1. 地址位于**0x1000**。
2. 主要完成的功能：
   我们可以通过反汇编分析 0x1000 地址指令的具体功能，执行指令 `x/10i 0x1000`，查看 0x1000 地址开始的 10 条指令。

```
(gdb) x/10i 0x1000
   0x1000:      auipc   t0,0x0
   0x1004:      addi    a1,t0,32
   0x1008:      csrr    a0,mhartid
   0x100c:      ld      t0,24(t0)
   0x1010:      jr      t0
   0x1014:      unimp
   0x1016:      unimp
   0x1018:      unimp
   0x101a:      .insn   2, 0x8000
   0x101c:      unimp
```

> **MROM**（机器模式只读存储器）是硬件层面的只读存储介质，其中固化了一段极简的**复位代码**。CPU 加电复位后，会从 MROM 的起始地址（0x1000）读取并执行这段复位代码，这段代码是 CPU 加电后第一个执行的程序。

- `auipc t0, 0x0`
  - `auipc` 将当前 `pc`（0x1000）的高位与立即数 `0x0` 拼接，结果存入 `t0`。即 `t0 = (0x1000 & 0xFFFFF000) + (0x0 << 12) = 0x1000`。
  - 用于获取当前代码段的基地址，便于后续地址计算。
- `addi a1, t0, 32`
  - 将 `t0`（0x1000）与立即数 `32` 相加，结果存入 `a1`。即 `a1 = 0x1000 + 32 = 0x1020`。
  - 计算某一临时数据或配置区域的地址，可能用于存储硬件初始化参数。
- `csrr a0, mhartid`
  - `csrr` 读取机器模式核心ID寄存器的值，存入 `a0`。
  - 用于识别当前执行的核心ID，如多核心系统中，`mhartid=0` 表示引导核心，用于后续多核心协调。
- `ld t0, 24(t0)`
  - `ld` 从 `t0+24`（即 `0x1000+24=0x1018`）地址处加载8字节数据，存入 `t0`。
  - 读取预先存储的OpenSBI固件入口地址（QEMU复位代码中，OpenSBI的入口地址被预置在0x1018处）。
- `jr t0`
  - `jr` 跳转到 `t0` 指向的地址，即OpenSBI固件的入口。
  - 完成硬件复位代码到OpenSBI固件的控制权移交，是启动流程从硬件初始化到固件执行的关键过渡。

本实验中重要的知识点及与对应的OS原理中的知识点

- 汇编伪指令与机器指令转换。如.s文件中la sp, bootstacktop被汇编器转为 auipc 和 addi（实际上，低12位为0则无需使用addi） 机器指令的二进制代码，反汇编可见人类可读的真实汇编指令。
- QEMU模拟器运行内核，就对应OS的虚拟化思想。QEMU 通过软件方式模拟一台完整的 RISC-V 计算机，以为自己独占整个资源，实现了对硬件资源的虚拟化。操作系统原理中“虚拟化”强调让多个程序共享底层资源的抽象；而 QEMU 是在实验环境中提供的底层虚拟硬件支持。
- OpenSBI 固件的启动与控制权转移，对应OS的控制权转移和特权级机制。OpenSBI 跳转到 0x80200000，对应控制权的转移。OpenSBI 运行在 M 态，内核运行在 S 态，是因为OpenSBI要有权限访问所有的硬件资源。

OS原理中很重要，但在实验中没有对应上的知识点

- OS核心功能模块：
  - 进程管理：操作系统负责创建、调度、终止和同步进程；确保多任务运行时的资源分配与隔离。例如进程。
  - 内存管理：管理物理内存与虚拟内存，负责分配、释放和地址映射。例如页表与TL。
  - 存储与文件管理：提供持久化存储抽象，让用户通过文件接口访问磁盘数据。例如文件系统结构。
- 也可以从设计原则入手：虚拟化、并行、持久化
  - 虚拟化：CPU虚拟化（进程）、内存虚拟化（页表）
  - 并行：线程
  - 持久化：文件系统