Operating system

Lab 2

Author: 吴杭

Date: 2024/11/17

Autumn-Fall 2024-2025 Semester

Table of Contents

Chapter 1: 实验流程

1.1) 初始化工程

从仓库中 clone 相关的代码到本地，由于 lab2 是在 lab1 的基础上开发的，所以我们需要把 lab1 已经完成的代码和 lab2 合并。最后得到结果如下

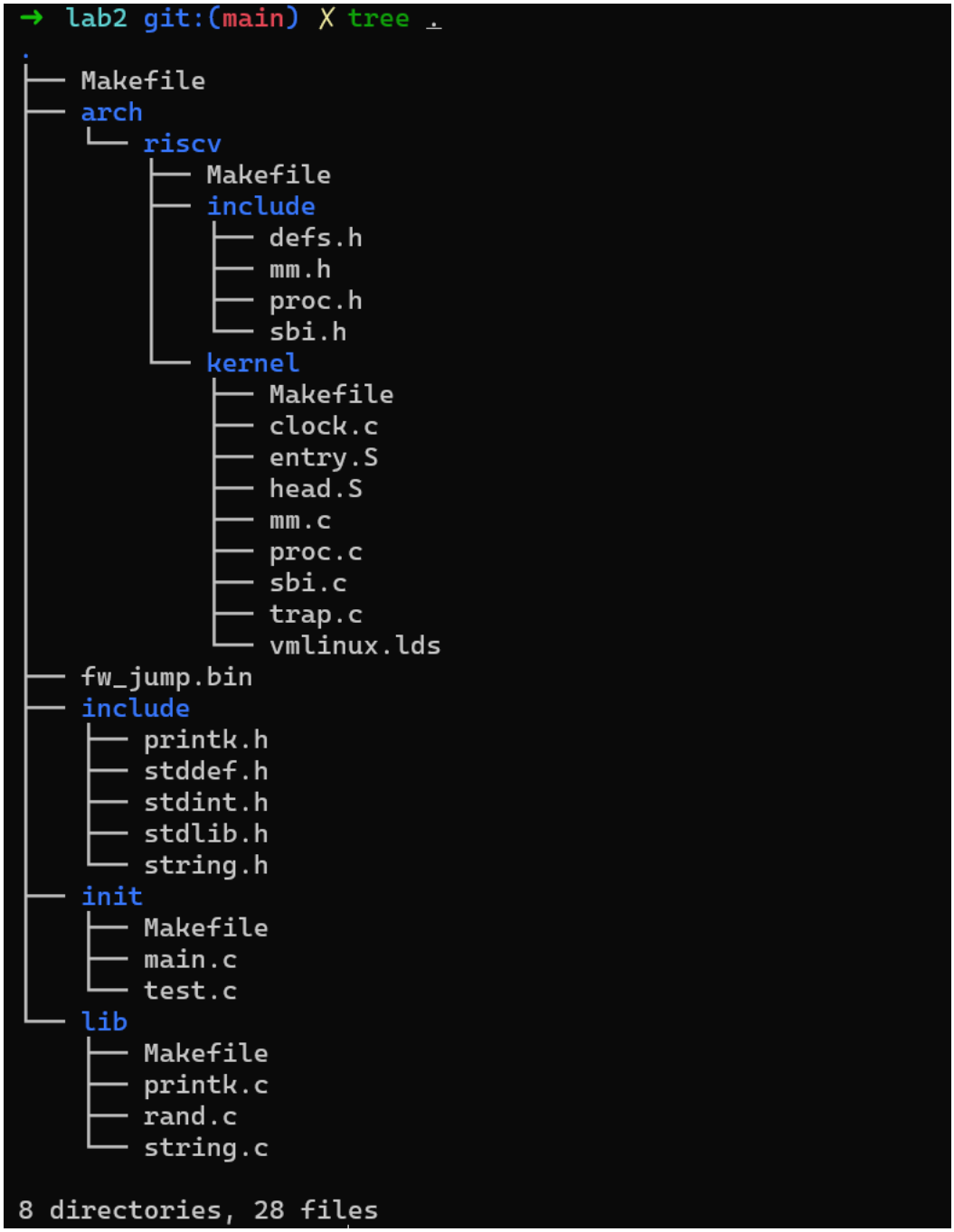


Figure 1: 工程结构

然后根据实验文档，为了让 `kalloc` 能正常分配内存，我们需要在 `defs.h` 中添加相应的宏。然后需要在 `_start` 的适当位置调用 `mm_init`，这里我们需要在第一次设置时钟中断之前之前调用 `mm_init`（同样 `task init` 也是在时钟中断之前设置）。

```
# initialize the memory management
call mm_init

# init the tasks before starting the kernel
call task_init
```

1.2) 线程调度功能实现

1.2.1) 线程初始化

线程初始化的时候，需要给每个线程都分配一个 4KiB 的物理页。然后需要初始化一些用于记录线程运行信息的数据结构。而第一个我们需要初始化的特殊线程就是 `idle` 线程（也就是我们运行的操作系统本身）。实现的思路和实验框架给出的注释一致，当然下面展示的代码的注释也已经展示了设计的思路。具体的实现代码如下

```
// allocate a physical page for idle
idle = (struct task_struct*)kalloc();

// set the state as TASK_RUNNING
idle->state = TASK_RUNNING;

// set the counter and priority
idle->counter = idle->priority = 0;

// set the pid as 0
idle->pid = 0;

// set the current and task[0]
current = idle;
task[0] = idle;
```

接下来我们需要初始化其他的线程，而相对于 `idle` 线程不同的是，其他的线程需要参与调度，所以我们需要为他们分配一个随机的优先级。然后由于调度过程中，需要保存 PC 返回的地址，所以我们需要在他们的 `thread_struct` 中设置好 `ra` 寄存器。而对于还没有开始运行过的进程，本实验中我们把他们的 `ra` 设置为一个特殊的地址`__dummy`，当他们被调度的时候，就会从`__dummy` 开始运行，接着进入他们各自的程序。

为了能够分离地管理这些线程的内存分配资源，我们需要为他们独立分配栈空间，所以我们也需要在他们的 `thread_struct` 中记录下他们的栈空间的高地址。相应的代码如下:

```
for (int i = 1; i < NR_TASKS; i++) {
    struct task_struct* new_task = (struct task_struct*)kalloc();
    new_task->state = TASK_RUNNING;
    new_task->pid = i;

    // set counter and priority using rand
    new_task->counter = 0;
    new_task->priority = rand() % (PRIORITY_MAX-PRIORITY_MIN+1) + PRIORITY_MIN;

    // set the ra and sp
    new_task->thread.ra = (uint64_t)__dummy;
```

```
    new_task->thread.sp = (uint64_t)new_task + PGSIZE; // notice new_task is also an
address of the struct (the bottom of the PAGE)

    task[i] = new_task;
}
```

上面的代码中要注意的是，new_task 是指向这个 task 的指针，同时也是这个 task 被分配到的内存空间的低地址，而整个 task 被分配到的空间的大小为 PGSIZE（也就是 4KiB），所以每个 task 的 sp 的值就是(uint_64t)new_task + PGSIZE。

1.2.2) dummy 与__dummy 的实现

本实验中，所有的 task（idle 除外）都运行同一段代码 dummy。

上面我们提到了，线程第一次调度的时候，需要提供一个特殊的地址__dummy，根据实验文档中的设计，我们设计这个函数的代码如下

```
__dummy:
    la t0, dummy # load the address of dummy into the t0 register
    csrw sepc, t0
    sret # the program will return to the address of dummy
```

1.2.3) 实现线程的切换

通过一个 switch_to 函数，来实现线程的切换。这个函数接受一个参数，为指向下一个要切换的线程的指针 next，然后判断 next 和当前的线程的指针 current 是否为同一个线程（通过比较两者的 pid 得到），如果是同一个，那么就不需要调度，如果不是同一个，那么就调用__switch_to 函数进行调度。

```
void switch_to(struct task_struct *next) {
  // check if the current task is the same as the next one using their unique
  // pid
  if (next->pid != current->pid) {
    // if they are not the same, call __switch_to
    printk("switch to [PID = %d PRIORITY = %d COUNTER = %d]\n", next->pid,
           next->priority, next->counter);
    // save the current task to temp_task and switch to the next task
    temp_task = current;
    current = next;
    __switch_to(temp_task, next);
  }
}
```

__switch_to 函数的任务就是储存当前的运行的程序的上下文 ra, sp, s0-s11 到之前用来储存线程信息的数据结构（task_struct 中的 thread_struct）中，然后再把下一个要切换的程序的上下文 load 到 ra, sp, s0-s11 这些寄存器中。这里要注意的是我们传给__switch_to 的是指向 task_struct 的指针，而 thread_struct 储存在 task_struct 中的起始位置在第 32 个 byte，所以我们 store 和 load 的时候需要在 a0 的第 32 个 byte 开始。

代码如下：

```
__switch_to:
    # save states to prev process
    # a0 is the base address of task_struct prev, and the content of thread starts
from 32(a0)
    sd ra, 32(a0)
    ...

    ld ra, 32(a1)
    ...
    # restore state from next process
    ret
```

1.2.4) 实现调度入口函数

设计 `do_timer` 函数，其在时钟中断处理函数中调用，负责执行调度逻辑。

- 当前线程为 `idle` 或当前线程时间片已耗尽，则直接进行调度；
- 否则当前线程仍有时间片，将其剩余时间减 1。
  - 若剩余时间仍然大于 0，则不进行调度直接返回；
  - 否则当前线程的执行时间结束，进行调度。

根据以上逻辑，实现代码如下：

```
void do_timer() {
  // 1. 如果当前线程是 idle 线程或当前线程时间片耗尽则直接进行调度
  // 2. 否则对当前线程的运行剩余时间减 1，若剩余时间仍然大于 0
  // 则直接返回，否则进行调度
  if (current == idle || current->counter == 0) {
    schedule();
  } else {
    current->counter--;
    if (current->counter == 0) {
      schedule();
    }
  }
}
```

1.2.5) 线程调度算法实现

在 `task_init` 函数中，内核为各线程分配了随机的优先级。调度算法每次选择剩余时间片最大的线程执行，若所有线程时间片均已耗尽，则重新将时间片初始化为优先级并再次进行调度。

根据线程调度算法逻辑，编写工具函数 `get_next_task` 获取下一个要执行的线程：

```
// 选择下一个要运行的线程
static int get_next_task() {
  while (true) {
    int next = 0; // 下一个要运行的线程
    int counter = 0; // next 线程的 counter
    for (int i = 1; i < NR_TASKS; i++) {
      if (task[i] != NULL && task[i]->counter > counter) {
        // 选择 counter 最大的线程
```

```
        counter = task[i]->counter;
        next = i;
      }
    }
    if (counter > 0) { // 找到了 counter > 0 的线程
      return next;
    }
    // 所有线程的时间片都已耗尽
    for (int i = 1; i < NR_TASKS; i++) {
      if (task[i] != NULL) {
        // 重新设置时间片
        task[i]->counter = task[i]->priority;
        printk("SET [PID = %d PRIORITY = %d COUNTER = %d]\n", task[i]->pid,
               task[i]->priority, task[i]->counter);
      }
    }
  }
}
```

在 `get_next_task` 函数与 `switch_to` 函数的基础上，实现调度函数 `schedule`：

```
void schedule() { switch_to(task[get_next_task()]); }
```

Chapter 2: 思考题

2.1) 1.

RISC-V 的寄存器根据调用约定被分成 caller-saved registers 和 callee-saved registers。其中 caller-saved registers 包括 `t0-t6, a0-a7`，而 callee-saved registers 包括 `s0-s11, sp, ra`。在线程切换的时候，该线程只需要保存 caller-saved registers 即可。

2.2) 2.

`mm_init` 这个函数的目的是开辟内存，它是通过调用 `kfreerange` 来实现的，`kfreerange` 中则是循环地调用 `kfree` 去每次开辟一个 `PGSIZE` 的空间，将其加入到一个 `kmem.freelist` 的链表中，表示空闲的能被调用的 page。这样在循环结束就把整块内存都分成了多个大小为 `PGSIZE` 的 pages，作为管理内存的基本单元。

更加具体地，`kfree` 中先将 `addr` 向上对齐到整数个 `PGSIZE` 的大小的位置，然后将这段内存都赋值为 0，然后把这块内存用一个 `struct run *`去管理，然后加入到 `kmem.freelist` 的头部。

对于 `kalloc`，则是取出 `kmem.freelist` 中的一块内存，重新赋值为 0 之后，返回给进程使用。从这个 `kmem.freelist` 的管理可以看出，当给一个进程分配内存的时候，是从内存地址大的位置开始逐页分配的。

2.3) 3.

在之后的线程调度`__switch_to` 过程中，`ra` 保存的函数返回点即为程序运行到`__switch_to` 入口的 `PC` 值。

完整的线程切换过程如下:

程序刚进入 `switch_to` 函数时，`ra` 的值在下图中可以看到

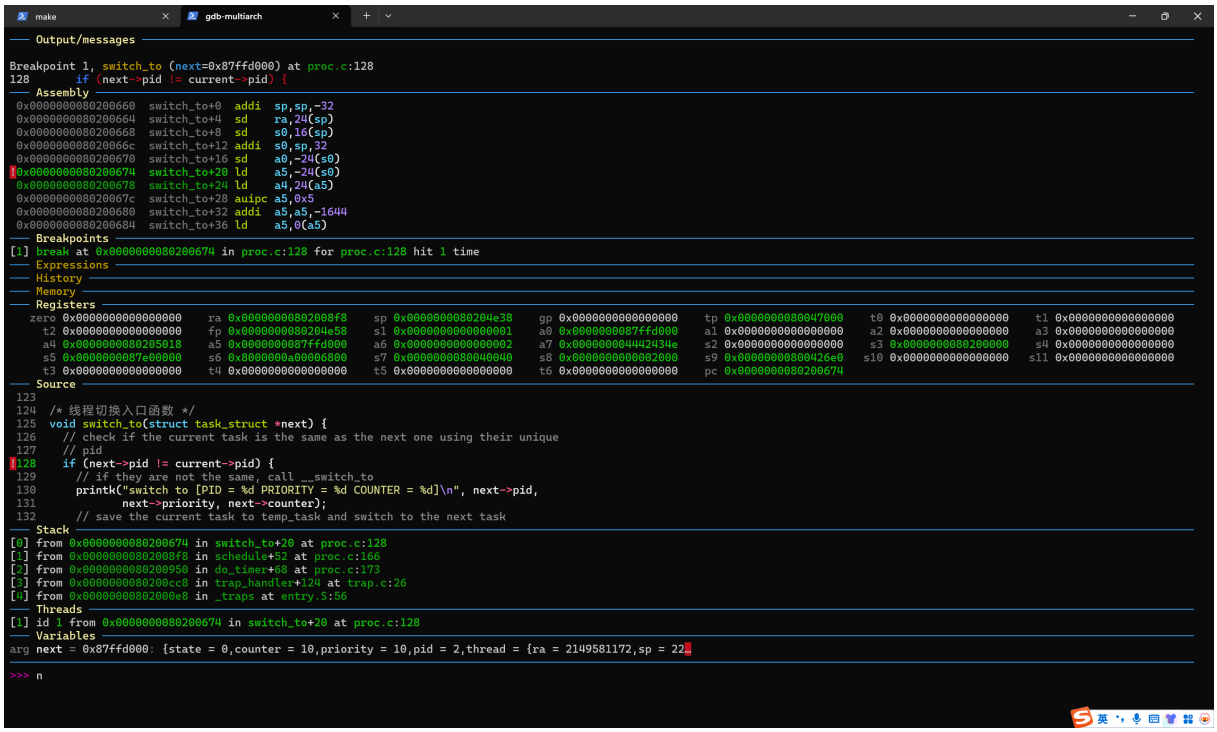


Figure 2: 进入 `switch_to`

程序继续运行，可以看到当运行到 `proc.c` 的 133 行的时候 `ra` 再次发生变化

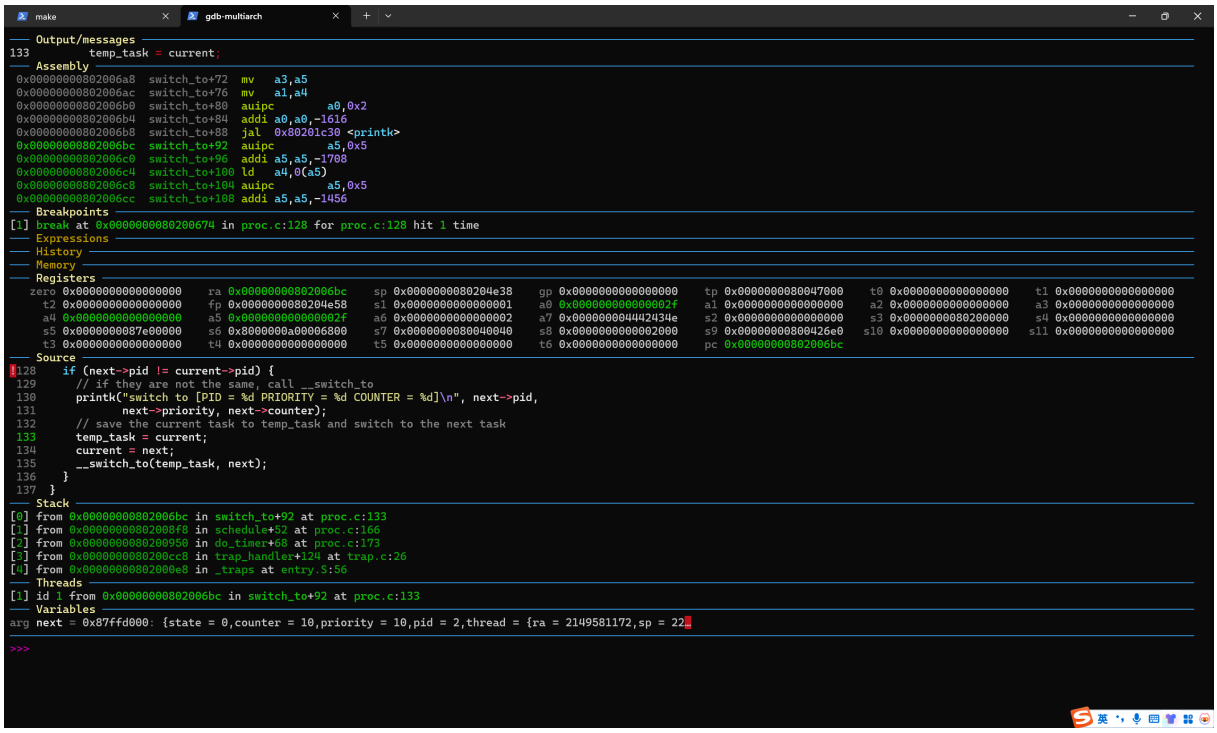


Figure 3: 运行至 133 行

程序继续运行，可以看到当运行到__switch_to 的入口的时候，ra 再次发生变化，这时就会把 ra 存入到当前备切换线程的栈中，也就是当前线程的函数返回点。

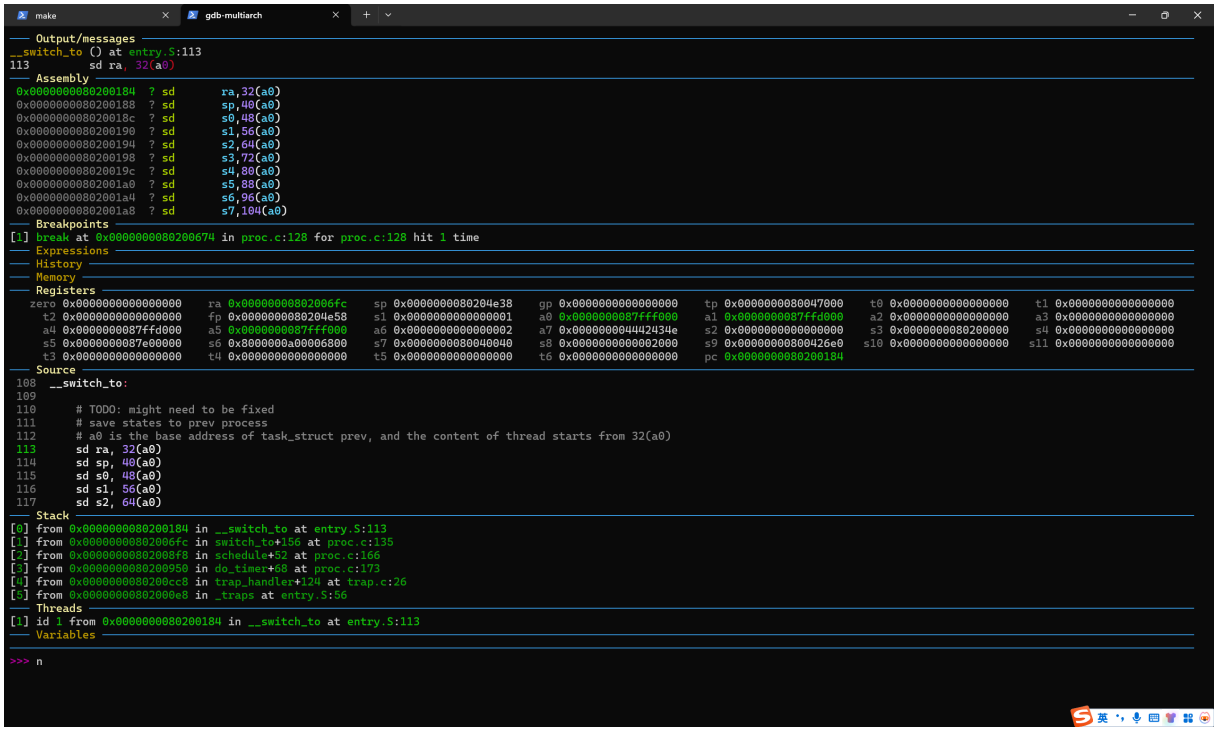


Figure 4: 运行至__switch_to 入口

程序继续运行，可以看到当运行到 ld ra, 32(a1)的时候，ra 被赋值为了将要切换到的 next 线程的函数返回点。

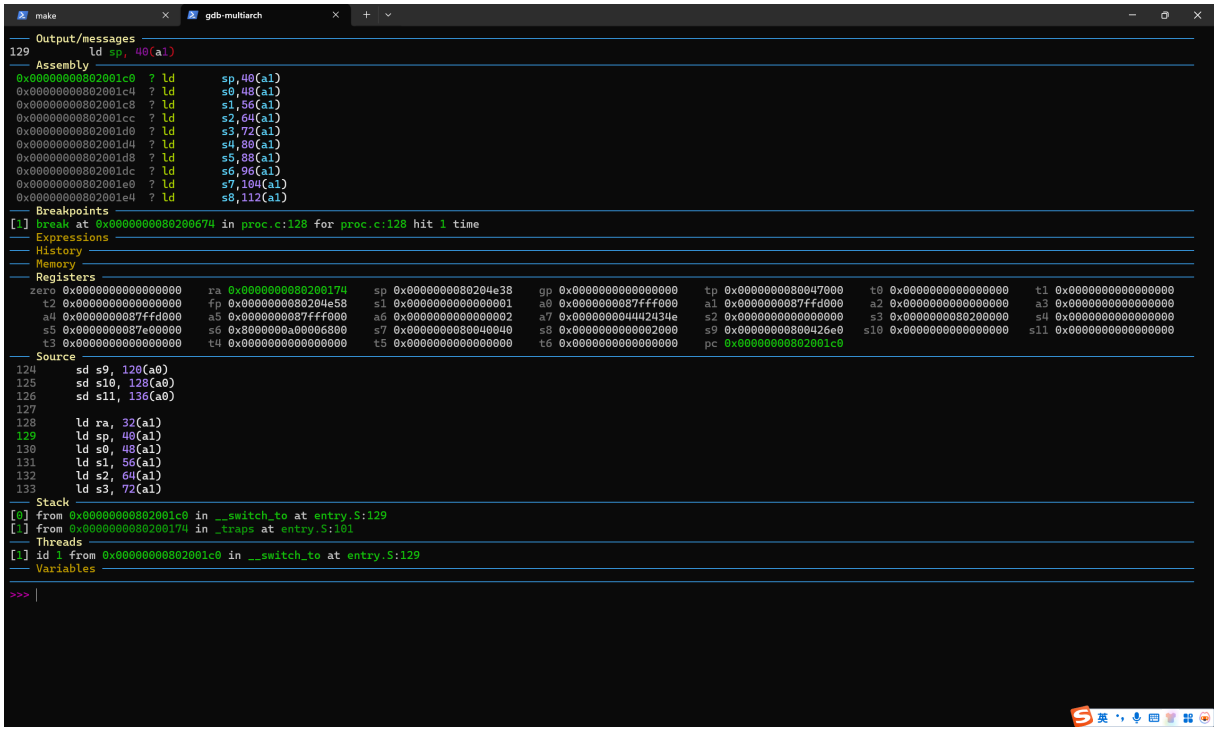
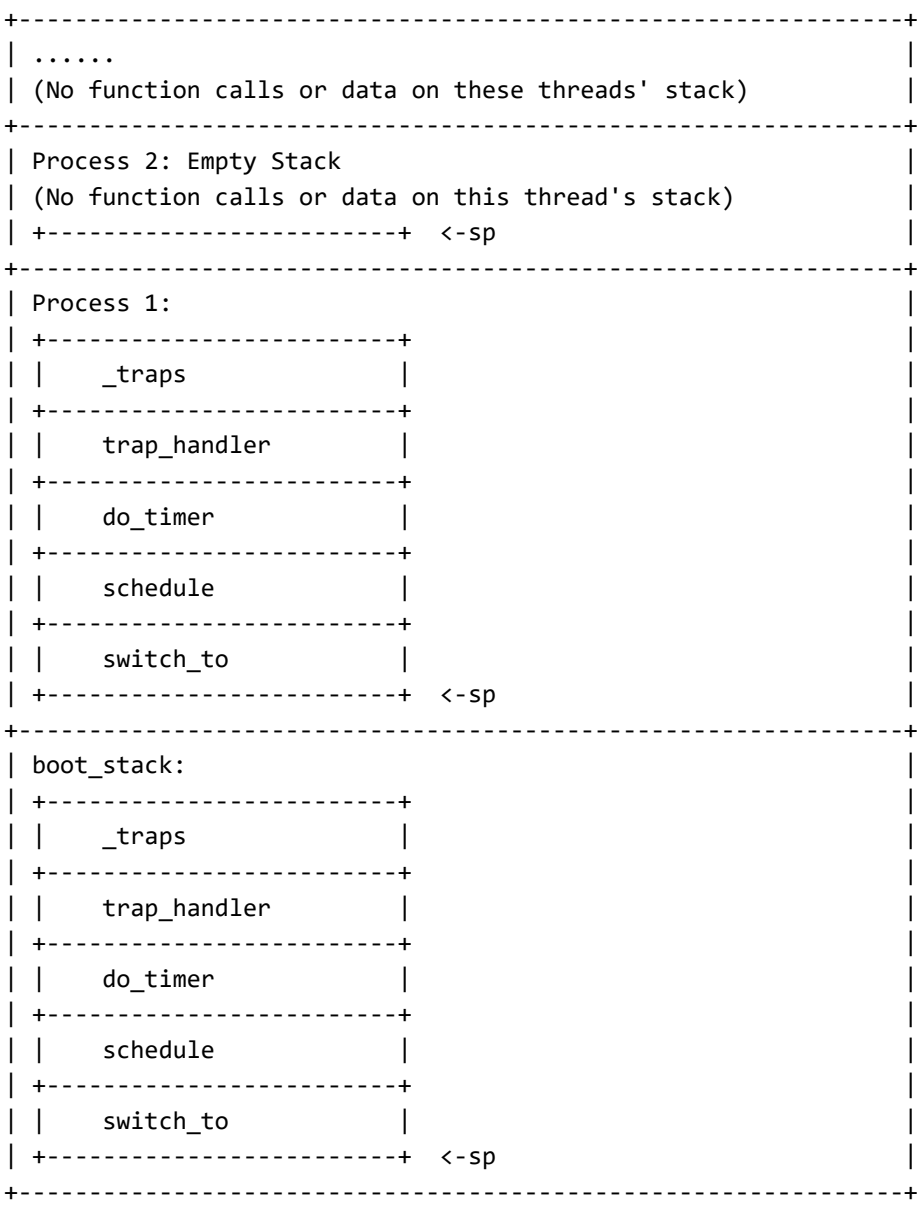


Figure 5: 运行至 ld ra, 32(a1)入口

2.4) 4.



Chpater 3: 心得体会

3.1) 遇到的问题

遇到的主要问题是 `mm_init` 的调用位置，一开始我把 `mm_init` 放在设置下一次时钟中断之后调用，但是这样出现的问题是，如果时钟中断的时间间隔太小，那么 `mm_init` 就会在发生时钟中断的时候仍然没有被运行完，这会出现问题，因为处理时钟中断的逻辑中，会调用到 `do_timer`，如果这时候各个线程并没有被分配好的话，就会出现问题。所以需要把 `mm_init` 和 `task_init` 放在设置时钟中断之前调用。

3.2) 心得体会

这个实验带领我们实现了简易的线程调度逻辑，加深了我对课上提到的时间片轮转算法的理解，我认为是一个框架非常完善，内容非常充实的实验。尤其是在考虑 `mm_init` 的过

程中，让我意识到处理中断的过程和内核的运行过程是分割的，这让我对计算机的底层逻辑有了更深刻的理解。

Declaration

We hereby declare that all the work done in this lab 2 is of our independent effort.