Operating System Lab4

查科言（2312189）禹相祐（2312900）董丰瑞（2311973）

一、练习一：配并初始化一个进程控制块

（1）问题：

`alloc_proc`函数（位于`kern/process/proc.c`中）负责分配并返回一个新的`struct proc_struct`结构，用于存储新建立的内核线程的管理信息。

ucore需要对这个结构进行最基本的初始化，你需要完成这个初始化过程。

请在实验报告中简要说明你的设计实现过程。请回答如下问题：

- 请说明`proc_struct`中`struct context context`和`struct trapframe *tf`成员变量含义和在本实验中的作用是啥？（提示通过看代码和编程调试可以判断出来）

（2）设计实现

`alloc_proc`函数的核心功能是分配动态分配一个进程控制块（`struct proc_struct`）并初始化其所有成员变量，为进程的创建和管理奠定基础。下面结合`proc_struct`的结构详细解释其实现逻辑：

1.`proc_struct`结构回顾

进程控制块（PCB）是操作系统管理进程的核心数据结构，包含进程的所有关键信息。其定义如下（来自 `proc.h`）,我们要做的就是将这些变量进行初始化。

```
struct proc_struct {
    enum proc_state state;          // 进程状态
    int pid;                        // 进程ID
    int runs;                       // 进程运行次数
    uintptr_t kstack;               // 进程内核栈地址
    volatile bool need_resched;     // 是否需要重新调度
    struct proc_struct *parent;     // 父进程指针
    struct mm_struct *mm;           // 内存管理结构
    struct context context;         // 进程上下文（用于切换）
    struct trapframe *tf;           // 中断帧（保存中断时的现场）
    uintptr_t pgdir;                // 页目录表基地址
    uint32_t flags;                 // 进程标志位
    char name[PROC_NAME_LEN + 1]; // 进程名称
    list_entry_t list_link;         // 进程链表节点（用于全局进程链表）
    list_entry_t hash_link;         // 进程哈希表节点（用于按PID快速查找）
};
```

2. alloc_proc函数实现

```
static struct proc_struct *
alloc_proc(void)
{
    struct proc_struct *proc = kmalloc(sizeof(struct proc_struct));
    if (proc != NULL)
    {
        proc->state = PROC_UNINIT;  // 初始化为未初始化状态
        proc->pid = -1;             // 临时无效PID
        proc->runs = 0;             // 运行次数初始化为0
        proc->kstack = 0;           // 内核栈地址初始化为0
        proc->need_resched =0; // 不需要重新调度
        proc->parent = NULL;        // 无父进程
        proc->mm = NULL;            // 内存管理结构为空（内核线程）
        memset(&proc->context, 0, sizeof(struct context)); // 上下文清零
        proc->tf = NULL;            // 陷阱帧初始化为空
        proc->pgdir=boot_pgdir_pa;          // 页目录初始化为boot_pgdir_pa
        proc->flags = 0;            // 标志位清零
        memset(proc->name, 0, PROC_NAME_LEN + 1); // 进程名清零
        list_init(&proc->list_link); // 初始化进程链表项
        list_init(&proc->hash_link); // 初始化哈希链表项

    }
    return proc;
}
```

步骤一：

- 首先通过 `kmalloc(sizeof(struct proc_struct))` 动态分配一块内存用于存储 `proc_struct` 结构。
- 如果分配失败（`proc == NULL`），直接返回 `NULL`；否则进入初始化流程。

步骤二：初始化成员变量

根据指导书中的内容，每个成员的初始化逻辑如下：

1. `state`：**进程状态，**初始化为 `PROC_UNINIT`（未初始化状态）。
    - 进程创建时需经历 “未初始化→可运行→运行 / 睡眠 / 僵尸” 的状态转换，此处为初始状态。
2. `pid`：**进程 ID**，初始化为 `-1`（无效值）。
    - `PID`是进程的唯一标识，需通过 `get_pid()` 函数分配唯一有效值，此处暂用 `-1` 标记未分配。
3. `runs`：**运行次数**，初始化为 `0`。
    - 记录进程被调度运行的总次数，用于调度算法（如优先级调整）。
4. `kstack`：**内核栈地址**，初始化为 `0`（无效地址）。
    - 进程的内核栈用于执行内核代码，需在后续通过 `setup_stack` 等函数分配并设置，此处我们设置暂为无效值。
5. `need_resched`：**是否需要重新调度**，
    - 布尔类型，为`1`则需要调度，在进行初始化时我们无需对其进行调度，设置为`0`
6. `parent`：**父进程指针**，初始化为 `NULL`。
    - 进程创建时通常会指定父进程（如通过 `fork`），此处暂为 `NULL`，后续由创建者设置。
7. `mm`：**内存管理结构**，初始化为 `NULL`。
    - `mm_struct` 用于管理进程的用户地址空间（如页表、内存映射）。内核线程无需用户空间，因此默认 `NULL`；用户进程会在后续初始化时分配。
8. `context`：**进程上下文**，通过 `memset` 清零。
    - `context` 存储进程切换时需要保存的寄存器状态（如 `ra`、`sp`、`s0-s11`），初始化为全 0，后续由 `switch_to` 等函数设置。
9. `tf`：**中断帧指针**，初始化为 `NULL`。
    - `trapframe` 用于保存进程在用户态被中断时的现场（如通用寄存器、PC 值），内核线程默认无需此结构，用户进程会在中断时设置。
10. `pgdir`：**页目录表基地址**，初始化为 `boot_pgdir_pa`。
    - 页目录表是虚拟内存的核心结构。
11. `flags`：**进程标志位**，初始化为 `0`。
    - 用于标记进程的特殊属性（如是否为内核线程、是否正在退出等），后续根据进程类型设置。
12. `name`：**进程名称**，通过 `memset` 清零。
    - 进程名称用于调试和显示，长度限制为 `PROC_NAME_LEN`（15 字节），后续通过 `set_proc_name` 设置。
13. `list_link` **和** `hash_link`：**链表节点**，通过 `list_init` 初始化。
    - `list_link` 用于将进程加入全局进程链表（`proc_list`），便于遍历所有进程。
    - `hash_link` 用于将进程加入哈希表（`hash_list`），便于通过 PID 快速查找进程。

我们至此实现了进程控制块的初始化！

3. 总结

`alloc_proc` 函数的作用是 “初始化一个空白的进程控制块”，它为进程的所有成员变量设置合理的初始值，但不会分配实际资源（如 PID、内核栈、内存空间等）。这些资源的分配和设置我们的代码会在后续步骤中完成（如 `proc_init` 初始化进程、`do_fork` 创建子进程等）。

（3）问题回答

在实验代码中，`struct proc_struct` 中的 `context` 和 `tf` 成员变量均与进程的执行状态保存和恢复相关。

1. `struct context context`：进程上下文（内核态切换用）

含义：

`struct context` 定义了进程在内核态下切换时需要保存的寄存器集合，具体包含：

```
struct context
{
    uintptr_t ra;//保存函数调用后的返回地址
    uintptr_t sp;//栈指针（内核栈顶位置）
    uintptr_t s0-s11;//s0~s11 保存寄存器（被调用者保存的寄存器）
};
```

这些寄存器是 RISC-V 架构中函数调用约定中需要**被调用者保存**的寄存器，用于保证函数调用后上下文的完整性。

作用：

- **进程切换的核心载体**：当操作系统进行进程调度（如 `switch_to` 函数）时，需要保存当前进程的 `context` 到其 `proc_struct` 中，再加载目标进程的 `context` 以恢复执行。
- **内核线程的初始执行状态**：对于内核线程（如通过 `kernel_thread` 创建的进程），`context` 会被初始化为指向线程入口函数（如 `forkret`），确保切换后从正确位置开始执行。

关键代码关联

- 在 `proc_run` 中，通过 `switch_to(&(prev->context), &(proc->context))` 完成上下文切换。
- 在 `alloc_proc` 中，`memset(&proc->context, 0, sizeof(struct context));` ，被初始化为全 0，后续由进程创建逻辑（如 `copy_thread`）设置具体值。

2. `struct trapframe *tf`：中断帧（异常 / 中断处理用）

含义：

`struct trapframe` 定义了进程在用户态或内核态发生异常 / 中断时，需要保存的完整寄存器状态，我们在`Lab3`中使用到了，包含：

```
struct trapframe {
    struct pushregs gpr; // 所有通用寄存器（包括零寄存器、临时寄存器、参数寄存器等）
    uintptr_t status;    // 状态寄存器（记录中断前的处理器状态）
    uintptr_t epc;       // 异常程序计数器（中断发生时的指令地址）
    uintptr_t badvaddr;  // 错误地址（如页故障的访问地址）
    uintptr_t cause;     // 异常原因（标识中断/异常的类型）
};
```

相较于 `context`，`tf` 保存的寄存器更完整，涵盖了所有可能影响程序执行的状态。

作用

- **异常 / 中断现场保护**：当发生中断或异常（如时钟中断、系统调用、页故障）时，硬件或内核会自动将当前寄存器状态保存到 `tf` 中，确保中断处理完成后能精确恢复原执行流程。
- **用户态与内核态交互的桥梁**：对于用户进程，`tf` 记录了用户态下的寄存器状态（如系统调用前的参数），内核处理完系统调用后，通过恢复 `tf` 让进程回到用户态继续执行。
- **进程初始执行状态设置**：在创建新进程（如 `kernel_thread`）时，会初始化 `tf` 以指定进程的初始入口地址（`epc`）和状态（`status`）。

关键代码关联

- 在 `trap` 函数中，`tf` 作为参数传递，用于处理中断 / 异常（如 `interrupt_handler` 和 `exception_handler`）。
- 在 `forkrets` 函数中，通过恢复 `tf` 中的寄存器状态，让新进程从指定入口点开始执行。
- 在 `kernel_thread` 中，手动构造 `tf` 以设置内核线程的初始执行环境（如入口函数 `kernel_thread_entry`）。

3. 对比

结构体	`struct context context`	`struct trapframe *tf`
使用场景	进程调度时的内核态上下文切换	异常 / 中断发生时的现场保护与恢复
保存内容	最小化的被调用者保存寄存器	完整的通用寄存器 + 状态 / 地址 / 原因寄存器
关联操作	与 `switch_to` 配合完成进程切换	与 `trap` 处理函数配合完成中断响应
生命周期	仅在进程切换时更新	在每次中断 / 异常发生时更新

在`struct context`中，仅保存了部分寄存器，而不是完整的寄存器集合，这是因为，RISC-V架构将寄存器分为两类，遵循函数调用约定：

- **调用者保存寄存器**（如 `t0-t6`、`a0-a7` 等）：由函数调用者负责保存和恢复，用于传递参数或临时变量，函数调用后无需保留其值。
- **被调用者保存寄存器**（如 `s0-s11`、`sp`、`ra`）：由被调用函数负责保存和恢复，用于维持函数执行的上下文连续性，其值在函数调用后必须保留。

`struct context` 中保存的恰好是**被调用者保存寄存器**，`context` 设计的目的是实现进程在内核态下的切换，而进程切换的本质是内核中 “调度函数” 对 “目标进程” 的函数调用。根据调用约定：

- 调用者（调度器）会**自行保存**其使用的**调用者保存寄存器**，无需目标进程的 `context` 关心。
- 被调用者（目标进程）只需确保其**被调用者保存寄存器**的值正确，即可从切换前的状态继续执行。

因此，`context` 只需保存被调用者保存寄存器，即可满足进程切换时的上下文完整性需求，无需保存全部寄存器。

二、练习二：为新创建的内核线程分配资源

（1）问题：

创建一个内核线程需要分配和设置好很多资源。

`kernel_thread`函数通过调用**do_fork**函数完成具体内核线程的创建工作。

`do_kernel` 函数会调用 `alloc_proc` 函数来分配并初始化一个进程控制块，但 `alloc_proc` 只是找到了一小块内存用以记录进程的必要信息，并没有实际分配这些资源。

ucore一般通过 `do_fork` 实际创建新的内核线程。`do_fork` 的作用是，创建当前内核线程的一个副本，它们的执行上下文、代码、数据都一样，但是存储位置不同。

因此，我们**实际需要"fork"的东西就是stack和trapframe**。在这个过程中，需要给新内核线程分配资源，并且复制原进程的状态。你需要完成在 `kern/process/proc.c` 中的do_fork函数中的处理过程。它的大致执行步骤包括：

- 调用alloc_proc，首先获得一块用户信息块。
- 为进程分配一个内核栈。
- 复制原进程的内存管理信息到新进程（但内核线程不必做此事）
- 复制原进程上下文到新进程
- 将新进程添加到进程列表
- 唤醒新进程
- 返回新进程号

请在实验报告中简要说明你的设计实现过程。请回答如下问题：

- 请说明ucore是否做到给每个新fork的线程一个唯一的id？请说明你的分析和理由。

（2）设计实现

`do_fork` 函数是实现进程创建的核心函数，其作用是通过复制父进程（`current`）的资源（如内存空间、执行状态等）创建一个新进程，并完成新进程的初始化。

我们的完整实现如下：

实现步骤

1. 检查创建条件

```
if (nr_process >= MAX_PROCESS) {
    ret = -E_NO_FREE_PROC;
    goto fork_out;
}
```

- 首先检查系统进程数量是否已达上限（`MAX_PROCESS`），若已达上限则返回错误。

2. 分配并初始化进程控制块（PCB）

```
 if ((proc = alloc_proc()) == NULL){
        goto fork_out;
    }
```

- 我们首先调用 `alloc_proc` 分配 `struct proc_struct` 结构体（PCB），并初始化其成员（如状态为 `PROC_UNINIT`、`PID` 临时设为 `-1` 等）。
- 若分配失败（内存不足），返回内存错误。

3. 为子进程分配内核栈

```
if (setup_kstack(proc) != 0) {
    goto bad_fork_cleanup_proc;
}
```

- 调用 `setup_kstack` 为子进程分配内核栈（大小为 `KSTACKPAGE` 页），并将栈顶地址记录在 `proc->kstack` 中。
- 若分配失败，释放已分配的 PCB 并返回错误。

4. 复制内存管理结构（MM）

```
if (copy_mm(clone_flags, proc) != 0) {
    goto bad_fork_cleanup_kstack;
}
```

- 根据`clone_flags`决定内存空间的处理方式：
  - 若 `clone_flags & CLONE_VM`（线程创建）：子进程与父进程共享内存空间（`mm_struct` 相同）。
  - 否则（普通进程创建）：复制父进程的内存空间（包括页表、虚拟内存区域等）。
- 若复制失败，释放内核栈和 PCB 并返回错误。

5. 复制上下文和陷阱帧

```
copy_thread(proc, stack, tf);
```

调用`copy_thread`函数复制父进程的中断帧和上下文信息。

- 初始化子进程的执行状态，关键是设置内核入口点和栈：
  - 对于内核线程：`tf` 是手动构造的陷阱帧，包含入口函数和参数。
  - 对于用户进程：复制父进程的 `tf`（陷阱帧），确保子进程从父进程的中断点继续执行。
- 设置 `proc->context`（进程上下文），使得调度时能正确切换到子进程的内核栈和执行位置（如 `forkret` 函数）。

6. 设置进程标识与关系

```
proc->pid = get_pid();          // 分配唯一PID
proc->parent = current;         // 父进程为当前进程
nr_process++;                   // 系统进程数加1
```

- 调用 `get_pid` 分配唯一的进程 ID（PID）。
- 建立父子进程关系（`proc->parent = current`）。
- 更新系统进程总数。

7. 将新进程加入调度队列

```
list_add(&proc_list, &proc->list_link);  // 加入全局进程链表
hash_proc(proc);                         // 加入PID哈希表（加速查找）
proc->state = PROC_RUNNABLE;             // 设为可运行状态
```

- 将新进程添加到全局进程链表 `proc_list` 和哈希表 `hash_list`，便于管理和查找。

- 将进程状态设为 `PROC_RUNNABLE`，使其可被调度器选中执行。

8. 返回结果

```
ret = proc->pid;  // 成功时返回子进程PID
```

- 若所有步骤成功，返回子进程的 PID；否则返回对应的错误码。

9. 错误处理

通过 `goto` 语句实现多级错误处理，确保资源释放的正确性：

```
bad_fork_cleanup_kstack:
    put_kstack(proc);
bad_fork_cleanup_proc:
    kfree(proc);
    goto fork_out;
```

- 若内核栈分配失败（`bad_fork_cleanup_proc`）：释放 PCB。
- 若内存复制失败（`bad_fork_cleanup_kstack`）：释放内核栈和 PCB。

通过以上步骤，我们完成了do_fork函数的所有功能，可以实现为新内核线程分配资源！

（3）问题回答

ucore 能够保证给每个新 fork 的线程分配唯一的 ID（PID），分析如下：

ucore中负责分配PID的函数是`get_pid()`，他保证了PID的唯一性。

```
static int
get_pid(void)
{
    static_assert(MAX_PID > MAX_PROCESS);//确保PID的范围足够大
    struct proc_struct *proc;//进程控制块指针，用于遍历进程
    list_entry_t *list = &proc_list, *le;// 进程链表头和遍历指针
    static int next_safe = MAX_PID, last_pid = MAX_PID; // 下一个安全的PID检查起点，上次分配的PID，初始值为MAX_PID
    if (++last_pid >= MAX_PID)// 递增PID，若超过最大值则从1重新开始
    {
        last_pid = 1;
        goto inside;// 跳转到内部逻辑，处理循环后的检查
    }
    if (last_pid >= next_safe)// 若当前PID超过下一个安全检查点，需要重新确定检查范围
    {
    inside:
        next_safe = MAX_PID;// 重置下一个安全检查点为最大值
    repeat:// 重复检查标签，用于冲突时重新遍历
        le = list;// 从进程链表头开始遍历
        while ((le = list_next(le)) != list) // 遍历所有进程，检查当前last_pid是否已被使用
        {
            proc = le2proc(le, list_link); //利用宏，从链表项获取进程控制块
            if (proc->pid == last_pid)// 若当前PID已被占用
            { // 递增PID，若超过当前安全检查点则重新调整范围
                if (++last_pid >= next_safe)
```

```
                {
                    if (last_pid >= MAX_PID)
                    {
                        last_pid = 1;
                    }
                    next_safe = MAX_PID;// 重置安全检查点
                    goto repeat;// 重新遍历检查新的PID
                }
            }  // 记录下一个可能的安全检查点（缩小后续遍历范围）
            else if (proc->pid > last_pid && next_safe > proc->pid)
            {
                next_safe = proc->pid;
            }
        }
    }
    return last_pid;// 返回找到的唯一PID
}
```

- 在我们每次分配 PID 时，会遍历全局进程链表 `proc_list`，检查候选 PID 是否已被其他进程使用。从若已被使用，则递增 PID 并重新检查，直到找到未被使用的 PID。
- 当 PID 达到 `MAX_PID` 时，会从 1 开始重新循环检测，确保在系统进程数未达上限时总能找到可用 PID。

其中，`last_pid`用于记录**上一次成功分配的 PID**，其核心作用是作为下一次分配 PID 时的起始候选值，优化 PID 分配效率。初始时把他设为最大PID值，每次调用`get_pid`，将`last_pid`递增，若递增后超过`MAX_PID`，则重置为1。

递增后的 `last_pid` 会与系统中所有已存在进程的 PID 进行比对（通过遍历 `proc_list`）。如果该值已被占用，则继续递增 `last_pid` 并重新检查，直到找到一个未被使用的 PID。

这样我们在分配PID时无需从1开始遍历，而是从上一次分配的PID附近开始检查，减少了不必要的遍历操作。

三、练习三：编写proc_run 函数

（1）问题：

`proc_run`用于将指定的进程切换到CPU上运行。它的大致执行步骤包括：

- 检查要切换的进程是否与当前正在运行的进程相同，如果相同则不需要切换。
- 禁用中断。你可以使用`/kern/sync/sync.h`中定义好的宏`local_intr_save(x)`和`local_intr_restore(x)`来实现关、开中断。
- 切换当前进程为要运行的进程。
- 切换页表，以便使用新进程的地址空间。`/libs/riscv.h`中提供了`lsatp(unsigned int pgdir)`函数，可实现修改SATP寄存器值的功能。
- 实现上下文切换。`/kern/process`中已经预先编写好了`switch.S`，其中定义了`switch_to()`函数。可实现两个进程的context切换。
- 允许中断。

请回答如下问题：

- 在本实验的执行过程中，创建且运行了几个内核线程？

完成代码编写后，编译并运行代码：`make qemu`

（2）设计实现

`proc_run` 函数的核心功能是将指定进程 `proc` 切换为当前运行的进程，我们的实现流程如下：

```
void proc_run(struct proc_struct *proc)
{
    if (proc != current)
    {
        struct proc_struct *prev = current;
        bool intr_flag;                  // 声明中断标志变量
        local_intr_save(intr_flag);      // 禁用中断并保存当前中断状态
        current = proc; // 更新全局当前进程为目标进程
        lsatp(proc->pgdir);// 切换页表，使用目标进程的地址空间
        switch_to(&(prev->context), &(proc->context));// 切换进程上下文
        local_intr_restore(intr_flag);   //恢复中断状态
    }
}
```

- **参数检查**：，如果目标进程 `proc` 与当前进程 `current` 相同，则无需切换，直接返回。
- **保存当前进程**：将当前进程 `current` 保存到 `prev` 变量，用于后续上下文切换。
- **禁用中断**：进程切换是内核的关键操作，需要保证原子性，我们将目前中断状态保存在`intr_flag`中，防止切换过程中被外部中断如时钟中断干扰，导致状态不一致，调用 `local_intr_save(intr_flag)` 禁用 CPU 中断。
- **更新当前进程**：将全局变量 `current` 指向目标进程 `proc`。
- **切换地址空间**：
  - 每个进程有独立的页表（`pgdir`），用于管理虚拟地址到物理地址的映射。
  - 我们采用`lsatp(proc->pgdir)` 修改 RISC-V 架构的 `satp`（超级用户地址转换与保护）寄存器，加载目标进程的页表，使 CPU 后续访问的虚拟地址映射到 `proc` 对应的物理内存，实现地址空间的隔离。
- **上下文切换**：
  - 上下文`context`是进程运行的状态快照，包括 CPU 寄存器（如 `ra`、`sp`、`s0-s11` 等）的值。
  - `switch_to(&(prev->context), &(proc->context))` 是汇编实现的关键函数，功能是：
    - 保存 `prev` 进程的上下文到 `prev->context`（如当前的 `ra`、`sp` 等寄存器值），使其暂停运行时状态不丢失。
    - 从 `proc->context` 恢复目标进程的上下文到 CPU 寄存器，使 `proc` 从上次暂停的位置继续运行。
- **恢复中断**：
  - 切换完成后，我们还需要通过 `local_intr_restore(intr_flag)` 恢复之前保存的中断状态，避免系统长期无法响应中断。

至此，我们就实现了两个进程之间安全，原子交换！

（3）问题回答

我们创建并运行了 2 个内核线程，分别是：

1. **idle 进程（idleproc）**
   - 系统初始化时创建的第一个进程，用于在没有其他可运行进程时占用 CPU，避免系统无进程可执行的情况。
   - 在 `proc_init` 中初始化，最终通过 `cpu_idle` 函数进入运行状态。
2. **init 进程（initproc）**
   - 系统初始化过程中创建的用户态初始化进程，负责执行初始化逻辑（如输出 "Hello world!!" 等信息）。
   - 由内核线程通过 `kernel_thread` 函数创建，并通过调度器切换到运行状态。

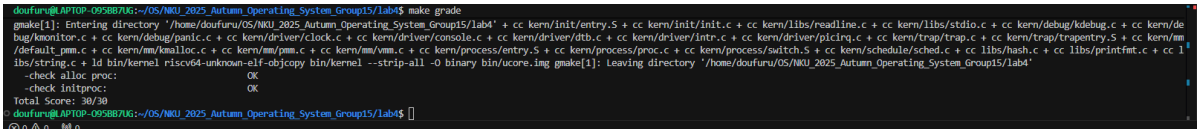
四、实验结果

我们输入`make qemu`，**可以看到运行成功！输出 Hello world!!**

```
Special kernel symbols:
  entry  0xc020004a (virtual)
  etext  0xc0203df0 (virtual)
  edata  0xc0209030 (virtual)
  end    0xc020d4e4 (virtual)
Kernel executable memory footprint: 54KB
memory management: default_pmm_manager
physcial memory map:
  memory: 0x08000000, [0x80000000, 0x87ffffff].
vapaofset is 18446744070488326144
check_alloc_page() succeeded!
check_pgdir() succeeded!
check_boot_pgdir() succeeded!
use SLOB allocator
kmalloc_init() succeeded!
check_vma_struct() succeeded!
check_vmm() succeeded.
++ setup timer interrupts
this initproc, pid = 1, name = "init"
To U: "Hello world!!".
To U: "en.., Bye, Bye. :)"
kernel panic at kern/process/proc.c:388:
    process exit!!.

Welcome to the kernel debug monitor!!
Type 'help' for a list of commands.
keyan@keyan-u22:/opt/riscv/code/labcode/lab4$
```

我们输入命令`make qemu`，**可以得到30分。**



五、扩展练习 Challenge：

（1）问题一：

1. **说明语句`local_intr_save(intr_flag);....local_intr_restore(intr_flag);`是如何实现开关中断的?**

这两个宏定义在`sync.h`中：

```
#ifndef __KERN_SYNC_SYNC_H__
#define __KERN_SYNC_SYNC_H__

#include <defs.h>
#include <intr.h>
#include <riscv.h>

static inline bool __intr_save(void) {
    if (read_csr(sstatus) & SSTATUS_SIE) {
        intr_disable();
        return 1;
    }
    return 0;
}

static inline void __intr_restore(bool flag) {
    if (flag) {
        intr_enable();
    }
}

#define local_intr_save(x) \
    do {                   \
        x = __intr_save(); \
    } while (0)
#define local_intr_restore(x) __intr_restore(x);

#endif /* !__KERN_SYNC_SYNC_H__ */
```

- **`local_intr_save(x)`宏**
  - 用于禁用中断并保存状态，调用调用`__intr_save()`函数，禁用中断，并将中断状态（是否原本允许中断）保存到变量`x`中。
- **`local_intr_restore(x)`宏**
  - 用于恢复中断状态，调用`__intr_restore(x)`函数，根据保存的状态`x`决定是否重新启用中断。

涉及到的两个关键函数：

- **`__intr_save()`函数**
  - 通过`read_csr(sstatus)`读取 RISC-V 架构的`sstatus`寄存器（超级用户状态寄存器）。
  - 检查`sstatus`中的`SIE`位（Supervisor Interrupt Enable，位 1）：若为 1，说明当前允许中断。

    - 若允许中断，则调用 `intr_disable()` 禁用中断，并返回 `1`（标记原状态为“允许”）；否则返回
- **`__intr_restore(flag)` 函数**
    - 它根据 `flag` 的值决定是否恢复中断。若 `flag` 为 `1`（表示调用 `local_intr_save` 前中断是允许的），则重新启用中断；否则保持中断禁用状态。
- **`intr_enable()` 和 `intr_disable()` 函数**
    - 这两个函数直接操作寄存器，通过 `set_csr` 和 `clear_csr` 宏操作 `sstatus` 寄存器的 `SIE` 位：
        - `SIE=1`：允许 CPU 响应超级用户模式下的中断（如时钟中断、外部设备中断）。
        - `SIE=0`：禁止 CPU 响应中断，确保临界区代码不被打断。

他们的核心是通过读写 RISC-V 架构的 `sstatus` 寄存器中控制中断允许的 `SIE` 位，实现了中断的临时禁用和恢复。先保存当前中断状态，再禁用中断执行临界区，最后根据原状态恢复，既保证了临界区原子性，又不干扰系统整体的中断响应逻辑。

（2）问题二：

- 深入理解不同分页模式的工作原理（思考题）

`get_pte()` 函数（位于 `kern/mm/pmm.c`）用于在页表中查找或创建页表项，从而实现对指定线性地址对应的物理页的访问和映射操作。这在操作系统中的分页机制下，是实现虚拟内存与物理内存之间映射关系非常重要的内容。

1. 代码相似原因

get_pte()函数中有两段形式类似的代码， 结合sv32，sv39，sv48的异同，解释这两段代码为什么如此相像。

RISC-V 的 Sv32、Sv39、Sv48 均为页表分页模式，核心是通过多级页表将虚拟地址映射到物理地址，三者的共性与差异如下：

- **共性**：均采用**多级页表结构**（至少 2 级），虚拟地址被划分为多个索引字段，分别用于索引各级页表，最终通过页表项（PTE）找到物理页帧。
- **差异**：
    - **级数不同**：Sv32 用 2 级页表（页目录 PD1→页目录 PD0→页表 PT），Sv39 用 3 级，Sv48 用 4 级。
    - **虚拟地址划分不同**：各级索引的位数不同（如 Sv32 的 PD1 索引 9 位、PD0 索引 9 位、页内偏移 12 位），但每级索引均为 9 位（除 Sv32 可能有例外，具体取决于实现）。
    - **页表项结构**：核心标志位（如 `PTE_V` 有效位、权限位）一致，均通过页表项的高位存储物理页号（PPN）。

`get_pte` 函数的核心功能是在多级页表中查找虚拟地址 `la` 对应的页表项（PTE），若 `create` 为 `true` 且对应页表项不存在，则自动创建所需的页表（分配物理页并初始化页目录项）。

两级页表的索引过程：

```c
pde_t *pdep1 = &pgdir[PDX1(la)];  // 获取一级页目录项的地址
if (!(*pdep1 & PTE_V)) {          // 检查一级页目录项是否有效（PTE_V 位）
    // 若无效且允许创建，则分配新页作为二级页目录
    struct Page *page;
    if (!create || (page = alloc_page()) == NULL) {
        return NULL;  // 不创建或分配失败，返回 NULL
    }
    set_page_ref(page, 1);          // 初始化页引用计数
    uintptr_t pa = page2pa(page);  // 获取新页的物理地址
    memset(KADDR(pa), 0, PGSIZE);  // 清零新页（初始化二级页目录）
    // 设置一级页目录项：物理页号（PPN）+ 权限（用户可访问 + 有效）
    *pdep1 = pte_create(page2ppn(page), PTE_U | PTE_V);
}
```

- 一级页目录项（`pdep1`）指向二级页目录的物理页。若该页目录项无效（未映射），则分配新物理页作为二级页目录，并更新一级页目录项使其指向新页。

```c
// 通过一级页目录项的地址，获取二级页目录的内核虚拟地址，并定位到二级页目录项
pde_t *pdep0 = &((pte_t *)KADDR(PDE_ADDR(*pdep1)))[PDX0(la)];
if (!(*pdep0 & PTE_V)) {          // 检查二级页目录项是否有效
    // 若无效且允许创建，则分配新页作为页表（PT）
    struct Page *page;
    if (!create || (page = alloc_page()) == NULL) {
        return NULL;
    }
    set_page_ref(page, 1);
    uintptr_t pa = page2pa(page);
    memset(KADDR(pa), 0, PGSIZE);  // 清零新页（初始化页表）
    // 设置二级页目录项：物理页号（PPN）+ 权限（用户可访问 + 有效）
    *pdep0 = pte_create(page2ppn(page), PTE_U | PTE_V);
}
```

- 二级页目录项（`pdep0`）指向页表（PT）的物理页。若无效，则分配新物理页作为页表，并更新二级页目录项使其指向新页。

```c
// 通过二级页目录项的地址，获取页表（PT）的内核虚拟地址，再定位到具体页表项
return &((pte_t *)KADDR(PDE_ADDR(*pdep0)))[PTX(la)];
```

- 最终通过页表索引（`PTX`）从页表中找到虚拟地址 `la` 对应的页表项，并返回其内核虚拟地址。

我们使用**Sv32 分页模式**（32 位虚拟地址），虚拟地址划分为三级索引：

- `PDX1`：一级页目录索引（最高位 9 位）
- `PDX0`：二级页目录索引（中间 9 位）
- `PTX`：页表索引（低 9 位）
- 页内偏移：最低 12 位（`PGOFF`）

代码中使用 `PDX1`（一级索引）和 `PDX0`（二级索引），对应 Sv32 的两级页表。两级索引的处理逻辑完全相同（检查有效性→分配页→设置页表项），**因此代码形式相似。**

无论 Sv32/Sv39/Sv48，每级页表的索引逻辑一致 —— 通过虚拟地址的对应字段索引页表项，若页表项无效则分配新页作为下一级页表，并设置页表项。这种递归性导致各级索引代码结构高度相似。

2. `get_pte()`中查找与创建功能的合并是否合理

目前get_pte()函数将页表项的查找和页表项的分配合并在一个函数里，你认为这种写法好吗？有没有必要把两个功能拆开？

我们认为当前的实现方式确实存在一定优势，其将查找与创建逻辑整合在同一函数中，减少了函数调用带来的额外开销，同时在加锁场景下能减少锁的获取与释放次数，从而保证 “查找→不存在则创建” 操作的原子性，对于操作系统中常见的 “查找页表项时若不存在则自动创建” 场景（如进程初始化映射、页错误处理），这种整合方式可简化调用逻辑。

但是我们认为也存在一些设计问题：

1. 一个函数同时承担 “查询” 和 “修改” 两种操作，使得代码的可读性和可维护性降低。
2. 当存在 “仅查找不创建” 的场景（如检查地址是否已映射）时，需通过`create`参数进行控制，这不仅增加了函数的参数复杂度，也使得函数内部逻辑分支增多，增加了出错概率。
3. 如果在创建过程中有内存分配失败等错误，错误处理与查找逻辑混合在一起，不容易错误定位。

如果进行函数拆分，也是比较合理的：

1. 可以将原函数拆分为`find_pte(pgdir, la)`（仅负责查找，不进行创建操作）和`create_pte(pgdir, la)`（负责查找并在需要时创建），每个函数仅处理单一任务，逻辑更加清晰，便于理解和后续调试。
2. `find_pte`可独立应用于无需创建页表项的场景（如页表项检查、解除映射等），避免了代码的重复编写，减少了冗余
3. 更容易定位错误，内存分配失败等创建过程中的错误可在`create_pte`中集中处理，使得错误处理更高效。

六、实验知识点对应

（1）实验与OS原理知识点对应

1. **进程控制块（`proc_struct`）与初始化**—— 对应**PCB 原理**

   实验中`proc_struct`存储进程状态、`PID`等核心信息，是 OS 原理 PCB 的简化实现，仅适配内核线程，原理中 PCB 需覆盖用户进程等多场景，字段更完整，但核心都是 “通过 PCB 管理进程”。

2. **内核线程创建（do_fork 等）**—— 对应**进程 / 线程创建原理**

   实验 do_fork 实现资源分配、状态初始化等核心流程，是原理中 fork 机制的简化版。我们的实验仅创建内核线程，实际中 fork 需处理用户态内存、文件描述符等资源的复制 / 共享。

3. **进程调度（schedule、switch_to 等）**—— 对应**调度与上下文切换原理**

   我们的实验以 FIFO 策略选进程，通过`proc_run`+`switch_to`完成切换，实现原理中 “调度选择→上下文切换” 核心逻辑。实验仅简单 FIFO 调度，而实际应用中支持 RR 等复杂算法；实验仅保存内核态寄存器，原理需兼顾用户态现场。

4. **页表查找（get_pte）**—— 对应**多级页表与虚拟内存原理**

   实验通过两级页表索引定位 PTE，是原理多级页表映射的具体实现。实验仅适配 Sv32，实际支持多极结构，且含页面置换等扩展机制。

5. **中断控制（local_intr_save/restore）**—— 对应**临界区保护原理**

   实验通过屏蔽中断保护进程切换等临界区，是原理 “中断屏蔽保护临界区” 的直接应用。我们的实验仅用中断屏蔽，实际应该还支持信号量等多处理器适配方案。

(2) OS原理重要但是没有覆盖的知识点

1. 死锁检测与避免
2. 页面置换、按需分页
3. 多级反馈队列、优先级调度等复杂算法
4. 用户态进程与系统调用完整流程
5. 进程间通信（管道、消息队列等）
6. 虚拟内存页面共享与置换策略