

# 文件系统

---

小组成员：陈忠镇 姚文广 田子煊

## 实验目的

通过完成本次实验，希望能够达到以下目标

- 了解文件系统抽象层-VFS的设计与实现
- 了解基于索引节点组织方式的Simple FS文件系统与操作的设计与实现
- 了解“一切皆为文件”思想的设备文件设计
- 了解简单系统终端的实现

## 实验内容

实验七完成了在内核中的同步互斥实验。本次实验涉及的是文件系统，通过分析了解ucore文件系统的总体架构设计，完善读写文件操作(即实现sfs\_io\_nolock()函数)，重新实现基于文件系统的执行程序机制（即实现load\_icode()函数），从而实现执行存储在磁盘上的文件以及文件读写等功能。

与实验七相比，实验八增加了文件系统，并因此实现了通过文件系统来加载可执行文件到内存中运行的功能，导致对进程管理相关的实现比较大的调整。

## 实验过程

### 练习1：完成读文件操作的实现（需要编码）

首先了解打开文件的处理流程，然后参考本实验后续的文件读写操作的过程分析，填写在kern/fs/sfs/sfs\_inode.c中的sfs\_io\_nolock()函数，实现读文件中数据的代码。

在实现具体函数之前，首先梳理从用户态发起请求到最终磁盘操作的调用链路。

#### 1. 打开文件 (Open) 流程

当用户进程调用 open 时，执行流如下：

- **用户态**：open(path, ...) 发起系统调用。
- **VFS 层**：sysfile\_open -> file\_open。在 file\_open 中，内核分配一个新的 struct file，然后调用 vfs\_open。
- **路径解析**：vfs\_open 调用 vfs\_lookup，进而调用 SFS 特定的 sfs\_lookup。
- **SFS 层**：sfs\_lookup -> sfs\_lookup\_once -> sfs\_dirent\_search\_nolock。SFS 会读取目录的数据块，逐个匹配 sfs\_disk\_entry。
- **加载 Inode**：找到匹配的文件后，调用 sfs\_load\_inode 将磁盘上的 inode 信息加载到内存中，并建立 file 结构与 inode 的绑定关系，最终返回文件描述符 fd。

#### 2. 读写文件 (Read/Write) 流程

当用户进程调用 read(fd, buf, len) 时，执行流如下：

- **用户态**：read -> sys\_read -> syscall。
- **通用文件接口层**：sysfile\_read。它负责循环读取，每次读取一部分（alen = min(len, IOBUF\_SIZE)），并调用 copy\_to\_user 将内核缓冲区的数据搬运回用户空间。
- **文件抽象层**：file\_read。通过 fd2file 找到对应的 struct file，初始化 iobuf 结构（记录读写进度），然后调用 vop\_read。
- **VFS 多态分发**：vop\_read 实际上是函数指针，指向 SFS 实现的 sfs\_read。
- **SFS 层**：sfs\_read -> sfs\_io (加锁) -> **sfs\_io\_nolock** (核心逻辑)。
  - sfs\_io\_nolock 计算逻辑块号，调用 sfs\_bmap\_load\_nolock 获取物理块号。
  - 通过 sfs\_buf\_op (部分块读写) 或 sfs\_block\_op (整块读写) 完成内存与磁盘块的数据交互。

### 3. sfs\_io\_nolock 设计思路

sfs\_io\_nolock 的核心挑战在于：**磁盘读写以块 (Block, 4KB) 为单位，而用户请求是以字节为单位，且偏移量和长度任意。**

因此，我们需要将一次 I/O 请求分解为三个阶段 (Head-Body-Tail)：

#### 1. 头部非对齐部分 (Head)：

- 如果 offset % SFS\_BLKSIZE != 0，说明起始位置在块的中间。
- 需要处理从 offset 到该块结束（或请求结束位置）的数据。
- 使用 sfs\_buf\_op (即 sfs\_rbuf/sfs\_wbuf) 进行块内偏移读写。

#### 2. 中间对齐块部分 (Body)：

- 处理完头部后，如果剩余数据量足以填满一个或多个完整的块。
- 为了提高效率，直接使用 sfs\_block\_op (即 sfs\_rblock/sfs\_wblock) 对整块进行操作，无需计算块内偏移。

#### 3. 尾部非对齐部分 (Tail)：

- 处理完中间块后，如果 endpos 不在块边界上，说明最后一块只需要读写前面的一部分。
- 同样使用 sfs\_buf\_op 处理剩余数据。

### 4. 代码实现

根据上述设计思路，在 kern/fs/sfs/sfs\_inode.c 中完善代码如下：

```
static int
sfs_io_nolock(struct sfs_fs *sfs, struct sfs_inode *sin, void *buf, off_t offset,
size_t *alenp, bool write) {
    struct sfs_disk_inode *din = sin->din;
    assert(din->type != SFS_TYPE_DIR);
    off_t endpos = offset + *alenp, blkoff;
    *alenp = 0;

    // ... (省略部分参数检查和函数指针赋值代码，如 sfs_buf_op, sfs_block_op) ...
    int ret = 0;
    size_t size, alen = 0;
    uint32_t ino;
    uint32_t blkno = offset / SFS_BLKSIZE;           // 起始块号
    uint32_t nblks = endpos / SFS_BLKSIZE - blkno;   // 涉及的完整块数量

    // -----
```

```

// 第一步：处理起始处未对齐的数据 (Head)
// -----
// 计算偏移量在块内的偏移
blkoff = offset % SFS_BLKSIZE;

// 如果 blkoff 不为 0，说明起始位置不在块边界，需要先处理这个不完整的块
if (blkoff != 0) {
    // 计算这一部分需要读写的大小：
    // 如果 nblks != 0，说明后面还有块，读取到当前块末尾 (SFS_BLKSIZE - blkoff)
    // 如果 nblks == 0，说明所有数据都在这一块内，读取到 endpos (endpos - offset)
    size = (nblks != 0) ? (SFS_BLKSIZE - blkoff) : (endpos - offset);

    // 获取逻辑块对应的物理磁盘块号 (ino)
    if ((ret = sfs_bmap_load_nolock(sfs, sin, blkno, &ino)) != 0) {
        goto out;
    }
    // 执行部分读/写操作 (使用 sfs_buf_op)
    if ((ret = sfs_buf_op(sfs, buf, size, ino, blkoff)) != 0) {
        goto out;
    }
    // 更新累计处理长度、缓冲区指针
    alen += size;
    buf += size;
    // 如果只有这一块需要处理 (没有后续整块)，则处理完毕
    if (nblks == 0) {
        goto out;
    }
    // 头部处理完毕，逻辑块号 +1，剩余完整块数量 -1
    blkno++;
    nblks--;
}
// -----
// 第二步：处理中间完整对齐的块 (Body)
// -----
// 此时 buf 已经对齐，且每次处理一个完整的 SFS_BLKSIZE
size = SFS_BLKSIZE;
while (nblks > 0) {
    // 获取物理块号
    if ((ret = sfs_bmap_load_nolock(sfs, sin, blkno, &ino)) != 0) {
        goto out;
    }
    // 对整块进行读/写操作 (使用 sfs_block_op, 效率更高)
    if ((ret = sfs_block_op(sfs, buf, ino, 1)) != 0) {
        goto out;
    }
    // 更新状态
    alen += size;
    buf += size;
    blkno++;
    nblks--;
}
// -----
// 第三步：处理末尾未对齐的数据 (Tail)
// -----

```

```

// 计算结束位置在最后一块中的偏移量
blkoff = endpos % SFS_BLKSIZE;

// 如果 blkoff != 0, 说明最后一块不是整块, 需要读写前半部分
if (blkoff != 0) {
    size = blkoff; // 大小就是从块头开始的偏移量
    if ((ret = sfs_bmap_load_nolock(sfs, sin, blkno, &ino)) != 0) {
        goto out;
    }
    // 注意: 这里的 offset 参数为 0, 因为是从该块的起始位置开始操作
    if ((ret = sfs_buf_op(sfs, buf, size, ino, 0)) != 0) {
        goto out;
    }
    alen += size;
}
out:
*alenp = alen;
if (offset + alen > sin->din->size) {
    sin->din->size = offset + alen;
    sin->dirty = 1;
}
return ret;
}

```

### 实现细节分析

- **地址映射 (sfs\_bmap\_load\_nolock):** 在读写过程中, 我们只关心文件的**逻辑块号**。通过调用 sfs\_bmap\_load\_nolock, 系统会自动查找 inode 的直接索引或间接索引表, 将逻辑块号映射为磁盘上的**物理块号**。如果是写操作且该块尚未分配, 该函数还会负责分配新块并更新 inode。
- **操作函数的选择:** 代码中利用了函数指针 sfs\_buf\_op 和 sfs\_block\_op 来复用读和写的逻辑。
  - 对于头部和尾部的非对齐部分, 使用 sfs\_buf\_op (指向 sfs\_rbuf 或 sfs\_wbuf), 它可以指定块内的 offset 和 len。
  - 对于中间的完整块, 使用 sfs\_block\_op (指向 sfs\_rblock 或 sfs\_wblock), 直接对整个块进行 I/O, 避免了不必要的偏移计算, 提高了效率。
- **边界条件判断:** 在处理头部时, 必须判断 nblks 是否为 0。如果请求的数据量很小, 连第一个块都没填满 (即 offset 和 endpos 在同一个块内), 代码会在头部处理完后直接通过 goto out 结束, 不会错误地进入后续逻辑。

### 练习2: 完成基于文件系统的执行程序机制的实现 (需要编码)

改写 proc.c 中的 load\_icode 函数和其他相关函数, 实现基于文件系统的执行程序机制。执行: make qemu。如果能看到 sh 用户程序的执行界面, 则基本成功了。如果在 sh 用户界面上可以执行 `exit`, `hello` (更多用户程序放在 `user` 目录下) 等其他放置在 `sfs` 文件系统中的其他执行程序, 则可以认为本实验基本成功。

在 Lab 5 中, load\_icode 直接操作内存中的二进制数据。引入文件系统后, 核心逻辑发生如下变更:

1. **数据源抽象化:** 程序不再是内存中的一段连续 buffer, 而是磁盘上的文件。我们需要通过**文件描述符 (fd)** 来操作它。为了适配 ELF 解析过程中对文件不同位置 (如文件头、程序头表、数据段) 的随机访问需求, 我们设计了 load\_icode\_read 辅助函数。

2. **按需加载与映射**：解析 ELF Header 和 Program Header，仅加载类型为 ELF\_PT\_LOAD 的段。根据段的属性（读/写/执行）设置虚拟内存权限，并逐页分配物理内存，从文件中读取对应的数据块填充页面。
3. **用户栈的预计算构建**：为了传递参数，代码采用“**先计算总大小，再一次性布局**”的策略。首先遍历所有参数字符串计算所需空间，然后计算栈顶指针位置，最后将字符串内容和指针数组写入用户栈。

### 1. 辅助函数: `load_icode_read`

该函数是文件系统接口与加载器之间的桥梁。

```
static int load_icode_read(int fd, void *buf, size_t len, off_t offset) {
    int ret;
    // 1. 定位: 将文件游标移动到指定的 offset
    if ((ret = sysfile_seek(fd, offset, LSEEK_SET)) != 0) {
        return ret;
    }
    // 2. 读取: 从当前位置读取 len 字节到 buf
    if ((ret = sysfile_read(fd, buf, len)) != len) {
        return (ret < 0) ? ret : -1;
    }
    return 0;
}
```

分析：

- **功能**：模拟了直接内存访问。ELF 解析器通常需要跳转到文件的不同位置（例如从 header 跳转到 program header table，再跳转到具体代码段）。
- **健壮性**：严格检查 `sysfile_seek` 和 `sysfile_read` 的返回值，确保数据读取的完整性，防止因读取截断导致程序崩溃。

### 2. 核心加载器: `load_icode`

该函数完成了从创建新内存空间到跳转用户态的全过程。

#### 第一阶段：环境初始化与 ELF 解析

```
// 1. 创建内存管理结构 mm_struct
struct mm_struct *mm = mm_create();
// 2. 初始化页目录表 (Page Directory)
setup_pgdir(mm);
// 3. 读取并校验 ELF 头
struct elfhdr elf;
load_icode_read(fd, &elf, sizeof(struct elfhdr), 0);
if (elf.e_magic != ELF_MAGIC) goto bad...;
```

分析：

- 首先为当前进程创建一个全新的内存环境（mm），此时它是一个空的容器。
- 通过 `load_icode_read` 读取文件开头的 ELF Header，校验魔数 `ELF_MAGIC` 确保文件格式合法。

## 第二阶段：段加载与内存映射

这是函数的主体部分，负责将代码段（Text）和数据段（Data）加载到内存。

```
for (uint32_t i = 0; i < elf.e_phnum; i++) {
    // 读取 Program Header
    load_icode_read(fd, &ph, sizeof(struct proghdr), phoff);

    if (ph.p_type == ELF_PT_LOAD) {
        // A. 权限位转换: ELF flags -> VMA flags -> PTE bits
        uint32_t vm_flags = 0, perm = PTE_U | PTE_V;
        if (ph.p_flags & ELF_PF_X) vm_flags |= VM_EXEC;
        // ... (转换逻辑略) ...

        // B. 建立虚拟内存映射 (VMA)
        mm_map(mm, ph.p_va, ph.p_memsz, vm_flags, NULL);

        // C. 物理内存分配与数据拷贝
        off_t offset = ph.p_offset;
        uintptr_t start = ph.p_va;
        uintptr_t end = ph.p_va + ph.p_filesz;

        while (start < end) {
            // 按页向下取整, 处理非对齐地址
            uintptr_t la = ROUNDDOWN(start, PGSIZE);
            // 分配物理页
            struct Page *page = pgdir_alloc_page(mm->pgdir, la, perm);

            // 计算本次读取的大小 (处理页内偏移和段尾)
            size_t off = start - la;
            size_t size = PGSIZE - off;
            if (end < la + PGSIZE) size -= (la + PGSIZE - end);

            // 从文件读取数据到物理页的对应位置
            load_icode_read(fd, page2kva(page) + off, size, offset);

            start += size;
            offset += size;
        }
    }
}
```

### 分析：

1. **虚拟地址映射**：mm\_map 负责在内核的 VMA 链表中登记该段的虚拟地址范围（p\_va 到 p\_va + p\_memsz）及其权限。
2. **物理页分配**：while 循环处理了跨页加载的情况。
  - 利用 ROUNDDOWN 找到页面起始地址。
  - pgdir\_alloc\_page 分配物理页并在页表中建立映射。
  - page2kva(page) + off 计算出物理页在内核中的虚拟地址，以便 sysfile\_read 写入数据。

### 第三阶段：资源清理

```
// 6. 关闭文件
sysfile_close(fd);
```

#### 分析：

- 文件内容加载完毕后，文件描述符 fd 不再需要。在此处关闭文件是一个良好的资源管理习惯，防止文件描述符泄漏。

### 第四阶段：用户栈构建

为了支持参数传递，代码在用户栈顶（USTACKTOP）构建了符合 ABI 的数据结构。

```
// 7. 建立用户栈 VMA 并分配物理页
mm_map(mm, USTACKTOP - USTACKSIZE, USTACKSIZE, VM_READ|VM_WRITE|VM_STACK, NULL);
// 预分配 4 页物理内存
for (int i = 1; i <= 4; i++) pgdir_alloc_page(...);

// 9. 设置命令行参数
// A. 计算参数总长度
uint32_t argv_size = 0;
for (int i = 0; i < argc; i++) {
    argv_size += strlen(kargv[i], EXEC_MAX_ARG_LEN + 1) + 1;
}

// B. 计算栈顶位置（预留空间）
// 这里的 sizeof(long) 保证了基本的指针对齐
uintptr_t stacktop = USTACKTOP - (argv_size / sizeof(long) + 1) * sizeof(long);

// C. 计算 argv 指针数组的起始位置
char **uargv = (char **)(stacktop - argc * sizeof(char *));

// D. 拷贝字符串并设置指针
argv_size = 0;
for (int i = 0; i < argc; i++) {
    uargv[i] = strcpy((char *)(stacktop + argv_size), kargv[i]); // 拷贝字符串
    argv_size += strlen(kargv[i], EXEC_MAX_ARG_LEN + 1) + 1;
}

// E. 压入 argc
stacktop = (uintptr_t)uargv - sizeof(int);
*(int *)stacktop = argc;
```

#### 分析：

- **策略：**采用“预计算”策略。先遍历 kargv 算出所有字符串的总长度，从而确定栈顶 stacktop 应该下移多少。
- **布局：**构建后的栈结构从高地址到低地址依次为：



- 参数字符串内容 (例如 "ls\0", "-l\0")
- argv 指针数组 (指向上述字符串)
- argc 数值
- **对齐**: 代码中使用 sizeof(long) 进行基本的对齐处理, 确保指针访问的合法性。

## 第五阶段: 上下文切换准备

```
// 8. 激活新内存空间
mm_count_inc(mm);
current->mm = mm;
current->cr3 = PADDR(mm->pgdir);
lcr3(PADDR(mm->pgdir)); // 切换页表寄存器 (x86: cr3, RISC-V: satp)

// 10. 设置 Trapframe
struct trapframe *tf = current->tf;
tf->gpr.sp = stacktop; // 设置新栈顶
tf->epc = elf.e_entry; // 设置程序入口点
tf->status &= ~SSTATUS_SPP; // 清除内核权限位
```

## 分析:

- **页表切换**: lcr3 (或 RISC-V 下的 lsatp) 指令执行后, 当前进程的地址空间正式切换为新程序的地址空间。
- **Trapframe**: 修改 sp 和 epc, 确保当内核从系统调用返回 (iret 或 sret) 时, CPU 跳转到 ELF 文件的入口点, 且使用我们刚刚构建好的包含参数的用户栈。

## 结果验证:

```
gmake[1]: Entering directory '/mnt/c/Users/姚文广/Desktop/OS/lab8' + cc tools/mksfs.c + cc user/badarg.c + cc user/libs/dir.c + cc user/lib
s/file.c + cc user/libs/initcode.S + cc user/libs/panic.c + cc user/libs/stdio.c + cc user/libs/syscall.c + cc user/libs/ulib.c + cc user/l
ibs/umain.c + cc libs/hash.c + cc libs/printfmt.c + cc libs/rand.c + cc libs/string.c + cc user/badsegment.c + cc user/divzero.c + cc user/
exit.c + cc user/faultread.c + cc user/faultreadkernel.c + cc user/forktest.c + cc user/forktree.c + cc user/hello.c + cc user/matrix.c + c
c user/pgdir.c + cc user/priority.c + cc user/sh.c + cc user/sleep.c + cc user/sleepkill.c + cc user/softint.c + cc user/spin.c + cc user/t
estbss.c + cc user/waitkill.c + cc user/yield.c create bin/sfs.img (disk0) successfully. + cc kern/init/entry.S + cc kern/init/init.c + cc
kern/libs/readline.c + cc kern/libs/stdio.c + cc kern/libs/string.c + cc kern/debug/kdebug.c + cc kern/debug/kmonitor.c + cc kern/debug/pan
ic.c + cc kern/driver/clock.c + cc kern/driver/console.c + cc kern/driver/dtb.c + cc kern/driver/ide.c + cc kern/driver/intr.c + cc kern/dr
iver/picirq.c + cc kern/driver/ramdisk.c + cc kern/trap/trap.c + cc kern/trap/trapentry.S + cc kern/mm/default_pmm.c + cc kern/mm/kmalloc.c
+ cc kern/mm/pmm.c + cc kern/mm/vmm.c + cc kern/sync/check_sync.c + cc kern/sync/monitor.c + cc kern/sync/sem.c + cc kern/sync/wait.c + cc
kern/fs/file.c + cc kern/fs/fs.c + cc kern/fs/iobuf.c + cc kern/fs/sysfile.c + cc kern/process/entry.S + cc kern/process/proc.c + cc kern/
process/switch.S + cc kern/schedule/default_sched.c + cc kern/schedule/default_sched_stride.c + cc kern/schedule/sched.c + cc kern/syscall/
syscall.c + cc kern/fs/swap/swapfs.c + cc kern/fs/vfs/inode.c + cc kern/fs/vfs/vfs.c + cc kern/fs/vfs/vfsdev.c + cc kern/fs/vfs/vfsfile.c +
cc kern/fs/vfs/vfslookup.c + cc kern/fs/vfs/vfspath.c + cc kern/fs/devs/dev.c + cc kern/fs/devs/dev_disk0.c + cc kern/fs/devs/dev_stdin.c
+ cc kern/fs/devs/dev_stdout.c + cc kern/fs/sfs/bitmap.c + cc kern/fs/sfs/sfs.c + cc kern/fs/sfs/sfs_fs.c + cc kern/fs/sfs/sfs_inode.c + cc
kern/fs/sfs/sfs_io.c + cc kern/fs/sfs/sfs_lock.c + ld bin/kernel riscv64-unknown-elf-objcopy bin/kernel --strip-all -O binary bin/ucore.im
g gmake[1]: Leaving directory '/mnt/c/Users/姚文广/Desktop/OS/lab8'
-sh execve: OK
-user sh : OK
Total Score: 100/100
yao@LAPTOP-KL96VSN: /mnt/c/Users/姚文广/Desktop/OS/lab8$
```

## 扩展练习Challenge1: 完成基于“UNIX的PIPE机制”的设计方案

如果要在ucore里加入UNIX的管道 (Pipe) 机制, 至少需要定义哪些数据结构和接口? (接口给出语义即可, 不必具体实现。数据结构的设计应当给出一个 (或多个) 具体的C语言struct定义。在网络上查找相关的Linux资料和实现, 请在实验报告中给出设计实现“UNIX的PIPE机制”的概要设方案, 你的设计应当体现出对可能出现的同步互斥问题的处理。)

## 设计方案



在 uCore 中实现 Pipe，核心思想是将管道视为一种**特殊的文件**。它不对应磁盘上的物理块，而是对应内核中的一段内存缓冲区。

- **VFS 集成**：利用 uCore 现有的虚拟文件系统（VFS）接口。当用户调用 pipe() 系统调用时，内核创建两个 struct file（文件描述符），分别对应管道的**读端**和**写端**。这两个文件描述符指向同一个 struct inode。
- **内存管理**：该 inode 内部维护一个内核缓冲区（通常为一页大小，如 4KB）。
- **通信机制**：数据流向是单向的（在 uCore 简单实现中）或双向的，通常遵循 FIFO（先进先出）原则。写进程向缓冲区写入字节流，读进程从缓冲区读取字节流。
- **环形缓冲**：为了高效利用内存，使用环形队列（Ring Buffer）管理数据。

## 数据结构定义

我们需要定义一个核心结构体来维护管道的状态。这个结构体通常会作为 inode 的私有数据（inode->device\_info 或类似的 void \* 指针）存在。

```
#include <defs.h>
#include <list.h>
#include <sem.h>
#include <wait.h>

// 定义管道缓冲区的大小，通常与页大小对齐，例如 4096 字节
#define PIPE_SIZE 4096

/*
 * 管道的核心控制结构体
 * 该结构体将被关联到 inode 上
 */
struct pipe_state {
    // ---- 缓冲区管理 ----
    char *buffer;           // 指向内核缓冲区的指针 (kmalloc分配)
    off_t head;             // 写入位置指针 (Write Pointer)
    off_t tail;             // 读取位置指针 (Read Pointer)
    bool is_full;           // 缓冲区是否已满的标记 (辅助判断环形队列状态)

    // ---- 引用计数 ----
    unsigned int readers;   // 当前打开此管道读端的文件描述符数量
    unsigned int writers;   // 当前打开此管道写端的文件描述符数量

    // ---- 同步与互斥 ----
    // 保护缓冲区操作的互斥锁 (或二值信号量)
    semaphore_t mutex;

    // 读者等待队列：当缓冲区为空时，读进程在此等待
    wait_queue_t wait_reader;

    // 写者等待队列：当缓冲区已满时，写进程在此等待
    wait_queue_t wait_writer;

    // 标记管道是否已经损坏 (例如写端全部关闭，读端读到EOF)
    bool is_closed;
}
```

```
};

/*
 * 扩展 uCore 的 inode 或 file 结构 (概念性)
 * 在创建 pipe 时, 我们需要区分返回的两个 fd 哪个是读, 哪个是写。
 * 这通常通过 file->open_flags (O_RDONLY / O_WRONLY) 来区分。
 */
```

## 接口语义定义

我们需要实现一组标准的文件操作接口, 这些接口将挂载到 uCore 的 VFS 层。

### 1. 创建管道接口

- **名称:** pipe\_open (或者在 sys\_pipe 中直接实现)
- **语义:**
  1. 分配一个新的 struct pipe\_state。
  2. 申请 PIPE\_SIZE 大小的内核内存作为缓冲区。
  3. 初始化 head, tail 为 0, 初始化信号量和等待队列。
  4. 创建两个 struct file 对象:
    - File A (读端): 标志位设为 O\_RDONLY, 关联到上述管道对象。
    - File B (写端): 标志位设为 O\_WRONLY, 关联到上述管道对象。
  5. 将 readers 和 writers 计数初始化为 1。

### 2. 读取接口

- **名称:** pipe\_read
- **参数:** struct file \*file (管道文件), void \*buf (用户缓冲区), size\_t len (请求读取长度)
- **语义:**
  - **非阻塞情况:** 如果管道有数据, 读取 min(len, available\_bytes) 到用户 buffer, 更新 tail 指针, 唤醒休眠的写者 (因为有了空闲空间), 返回读取字节数。
  - **阻塞情况:** 如果管道为空:
    - 如果 writers == 0 (没有写者了), 返回 0 (EOF)。
    - 如果 writers > 0, 将当前进程加入 wait\_reader 队列并让出 CPU, 直到被唤醒。

### 3. 写入接口

- **名称:** pipe\_write
- **参数:** struct file \*file, const void \*buf, size\_t len
- **语义:**
  - **基本逻辑:** 将用户数据写入环形缓冲区 head 处。
  - **边界情况:**
    - 如果 readers == 0 (读端均已关闭), 写入操作应当触发 SIGPIPE 信号或返回 E\_PIPE 错误。
  - **阻塞情况:** 如果缓冲区已满:
    - 将当前进程加入 wait\_writer 队列并让出 CPU, 直到有空间被腾出。
  - **原子性:** 如果写入数据量小于 PIPE\_BUF (通常 4KB), Linux 保证写入是原子的 (不会被其他进程的写入打断插队); 否则可能发生交错。

#### 4. 关闭接口

- **名称:** pipe\_close
- **参数:** struct file \*file
- **语义:**
  1. 根据 file 是读端还是写端, 递减 readers 或 writers 计数。
  2. **状态变更通知:**
    - 如果这是最后一个写端关闭 (writers 变为 0), 唤醒所有在该管道上等待的读进程 (让它们读到 EOF) 。
    - 如果这是最后一个读端关闭 (readers 变为 0), 唤醒所有在该管道上等待的写进程 (让它们发现错误并退出) 。
  3. **资源回收:** 当 readers == 0 且 writers == 0 时, 释放 buffer 内存和 pipe\_state 结构体。

#### 同步与互斥的具体处理方案

在多线程环境下, 管道可能面临以下并发场景:

1. **多写者/多读者:** 父进程 fork 出子进程后, 可能有多个进程持有同一个管道的写端或读端。
2. **读写追逐:** 写进程正在写入数据时, 读进程同时尝试读取。
3. **缓冲区满/空:** 写进程写入速度快于读进程导致缓冲区满, 或反之导致缓冲区空。
4. **端点关闭:** 读写过程中, 另一端突然关闭。

##### 1. 核心同步机制

我们使用 **互斥锁** 配合 **条件变量 (Condition Variable, 在 uCore 中通过等待队列 wait\_queue 实现)** 来解决上述问题。

- **互斥锁:**
  - **作用:** 保护临界区资源, 包括缓冲区的内存内容 (buffer)、读写指针 (head/tail)、引用计数 (readers/writers) 以及状态标记 (is\_full)。
  - **粒度:** 任何对 pipe\_state 结构的修改或读取前, 必须先持有该锁。
- **等待队列:**
  - **作用:** 实现进程的阻塞与唤醒。
  - **逻辑:**
    - wait\_reader: 当缓冲区为空时, 读进程在此队列休眠; 当写进程写入数据后, 唤醒此队列。
    - wait\_writer: 当缓冲区为满时, 写进程在此队列休眠; 当读进程取走数据后, 唤醒此队列。

##### 2. 详细流程设计

###### A. pipe\_read 的同步互斥逻辑

读操作必须处理“缓冲区为空”的阻塞情况, 以及“写端全部关闭”的 EOF 情况。

```
size_t pipe_read(struct file *file, void *buf, size_t len) {  
    struct pipe_state *pipe = file->private_data;  
    size_t bytes_read = 0;
```

```

// 1. 获取互斥锁，进入临界区
down(&(pipe->mutex));
while (1) {
    // 计算当前可读字节数
    size_t available = (pipe->head - pipe->tail + PIPE_SIZE) % PIPE_SIZE;
    // 注意：需结合 is_full 标记准确判断，这里简化处理环形计算
    if (available > 0) {
        // Case 1: 有数据可读
        // 开始读取数据（可能分两段复制，处理环形回绕）
        // copy_from_kernel(buf, pipe->buffer + tail, chunk_size);

        // 更新 tail 指针
        pipe->tail = (pipe->tail + chunk_size) % PIPE_SIZE;
        pipe->is_full = 0; // 读走了数据，肯定不满

        // 关键点：读走了数据，腾出了空间，必须唤醒可能正在等待的写者
        wakeup_queue(&(pipe->wait_writer));

        bytes_read = chunk_size;
        break; // 退出循环，准备返回
    }
    else {
        // Case 2: 缓冲区为空
        if (pipe->writers == 0) {
            // Case 2.1: 所有的写端都关闭了，且无数据可读 -> 返回 EOF (0)
            bytes_read = 0;
            break;
        }
        // Case 2.2: 还有写者，只是暂时没数据 -> 阻塞等待
        // 必须在睡眠前释放锁，否则写者无法获取锁来写入数据，会造成死锁
        up(&(pipe->mutex));
        // 将当前进程加入读等待队列，并将状态设为 SLEEPING
        wait_current_set(&(pipe->wait_reader), PROC_SLEEPING);
        schedule(); // 让出 CPU
        // 被唤醒后，重新获取锁，再次进入 while 循环检查状态
        // 因为可能唤醒后数据又被别的读者抢走了，所以必须 loop check
        down(&(pipe->mutex));
    }
}
// 3. 释放互斥锁
up(&(pipe->mutex));
return bytes_read;
}

```

## B. pipe\_write 的同步互斥逻辑

写操作主要处理“缓冲区满”的阻塞情况，以及“读端关闭”的异常情况。

```

size_t pipe_write(struct file *file, const void *buf, size_t len) {
    struct pipe_state *pipe = file->private_data;
    size_t bytes_written = 0;

```

```

// 1. 获取互斥锁
down(&(pipe->mutex));
// 检查是否有读者，如果没有，视为 Broken Pipe
if (pipe->readers == 0) {
    up(&(pipe->mutex));
    return -E_PIPE; // 或者发送 SIGPIPE 信号
}
while (len > 0) {
    // 计算剩余空间
    size_t space = ...; // 根据 head, tail 和 PIPE_SIZE 计算
    if (space == 0) {
        // Case 1: 缓冲区已满
        // 唤醒读者（以防万一），释放锁，进入睡眠
        wakeup_queue(&(pipe->wait_reader));
        up(&(pipe->mutex));
        wait_current_set(&(pipe->wait_writer), PROC_SLEEPING);
        schedule();
        // 醒来后重试
        down(&(pipe->mutex));
        // 再次检查读者是否存在
        if (pipe->readers == 0) {
            up(&(pipe->mutex));
            return -E_PIPE;
        }
        continue;
    }
    // Case 2: 有空间写入
    // 如果写入数据量 <= PIPE_BUF (4KB)，即使空间不够一次写完，
    // Linux 语义通常要求原子写入。
    // 在 uCore 简单实现中，我们尽可能写入 min(len, space)
    // copy_to_kernel(pipe->buffer + head, buf, chunk);
    // 更新 head 指针
    pipe->head = (pipe->head + chunk) % PIPE_SIZE;
    if (pipe->head == pipe->tail) pipe->is_full = 1;
    // 关键点：写入了数据，唤醒等待的读者
    wakeup_queue(&(pipe->wait_reader));
    len -= chunk;
    buf += chunk;
    bytes_written += chunk;
}

// 3. 释放锁
up(&(pipe->mutex));
return bytes_written;
}

```

## 扩展练习Challenge2：完成基于“UNIX的软连接和硬连接机制”的设计方案

如果要在ucore里加入UNIX的软连接和硬连接机制，至少需要定义哪些数据结构和接口？（接口给出语义即可，不必具体实现。数据结构的设计应当给出一个（或多个）具体的C语言struct定义。在网络上查找相关的Linux资料和实现，请在实验报告中给出设计实现“UNIX的软连接和硬连接机制”的概要设方案，你的设计应当体现出对可能出现的同步互斥问题的处理。）

## 设计方案

### 1. 核心概念区分

- **\*\*硬链接**：本质上是同一个文件实体 (Inode) 在目录树中通过不同的文件名 (Directory Entry) 被引用多次。
  - **实现关键**：不创建新的 Inode，仅在目录项中增加记录，并增加 Inode 内部的引用计数 (nlinks)。文件只有在 nlinks 降为 0 时才被真正删除。
- **软链接**：是一个独立的文件，拥有自己的 Inode。
  - **实现关键**：其文件类型特殊 (SFS\_TYPE\_LINK)，文件内容不是普通数据，而是指向另一个文件的路径字符串。内核在解析路径时，如果遇到软链接，需要读取其内容并替换当前路径继续查找。

### 2. SFS 文件系统改造思路

目前 uCore 的 SFS 系统相对简单，通常 nlinks 默认为 1。支持链接机制需要：

1. **元数据扩展**：在磁盘 inode 中显式维护链接计数。
2. **类型扩展**：增加“链接文件”的类型标识。
3. **路径解析逻辑变更**：vfs\_lookup 过程需要能够识别并跟随软链接 (Follow Symlinks)，同时防止死循环。

## 数据结构定义

我们需要修改 SFS 的磁盘索引节点结构，并在内存中定义相关的控制结构。

### 1. 磁盘索引节点

修改 kern/fs/sfs/sfs.h 中的 sfs\_disk\_inode。虽然 uCore 原版可能已经保留了 nlinks 字段，但我们需要明确其定义和用途。

```
/* sfs_disk_inode 修改与补充 */

// 文件类型定义补充
#define SFS_TYPE_INVALID 0 // 无效
#define SFS_TYPE_FILE 1 // 普通文件
#define SFS_TYPE_DIR 2 // 目录
#define SFS_TYPE_LINK 3 // 【新增】符号链接 (Soft Link)

struct sfs_disk_inode {
    uint32_t size; // 文件大小 (对于软链接，这里是目标路径字符串的长度)
    uint16_t type; // 文件类型 (FILE, DIR, or LINK)
    uint16_t nlinks; // 【关键】硬链接计数。
    // 创建硬链接时 +1, unlink 时 -1。
    // 当 nlinks == 0 且无进程打开时，回收 block。
    uint32_t blocks; // 占用的块数
    uint32_t direct[SFS_NDIRECT]; // 直接索引块
    uint32_t indirect; // 间接索引块
    // ... 其他 padding
};
```

## 2. 内存索引节点

内存中的 sfs\_inode 需要与磁盘结构保持一致，并可能需要辅助字段。

```
/* kern/fs/sfs/sfs_inode.c 或相关头文件 */

struct sfs_inode {
    struct sfs_disk_inode *din; // 指向磁盘 inode 的副本
    uint32_t ino;                // inode 编号
    bool dirty;                  // 是否需要回写磁盘
    int reclaim_count;           // 内存中引用此 inode 的进程数 (open count)
    semaphore_t sem;             // 读写信号量 (互斥锁)
    list_entry_t inode_link;     // 用于 inode 哈希链表
    list_entry_t hash_link;      // 用于 inode 哈希链表
};
```

## 3. VFS 层路径查找控制

为了防止软链接循环（例如 A 指向 B，B 指向 A），需要在查找上下文中限制递归深度。

```
/* 路径查找时的控制参数 */
#define MAX_SYMLINK_DEPTH 8 // 最大软链接递归深度

/* 可能会修改 vop_lookup 的参数或在 thread_struct 中增加状态 */
// 这里不需要显式 struct，但在实现逻辑中需维护一个 depth 计数器
```

## 接口语义定义

我们需要在 VFS 层和系统调用层添加以下接口。

### 1. 创建硬链接

- **接口:** int sys\_link(const char \*oldpath, const char \*newpath)
- **语义:**
  1. 解析 oldpath，找到其对应的 Inode。
  2. 检查 oldpath 是否为目录（通常禁止对目录建立硬链接以避免环路）。
  3. 检查 oldpath 和 newpath 是否在同一个文件系统内（硬链接不能跨文件系统）。
  4. 解析 newpath 的父目录，并在该目录下创建一个新的目录项（Directory Entry）。
  5. 新目录项的 inode 编号指向 oldpath 的 inode 编号。
  6. **原子操作:** 将该 Inode 的 nlinks 加 1，并标记为 dirty。

### 2. 创建软链接

- **接口:** int sys\_symlink(const char \*target, const char \*linkpath)
- **语义:**
  1. 解析 linkpath 的父目录。



2. 分配一个新的 Inode，类型设为 SFS\_TYPE\_LINK。
3. 将 target 字符串的内容写入新 Inode 的数据块中。
4. 在 linkpath 父目录下创建新目录项，指向这个新 Inode。
5. 注意：target 路径是否存在并不影响软链接的创建（允许悬空链接）。

### 3. 删除链接

- **接口:** int sys\_unlink(const char \*path)
- **语义:**
  1. 解析 path，找到父目录和目标 Inode。
  2. 从父目录中删除对应的目录项。
  3. **原子操作:** 将目标 Inode 的 nlinks 减 1。
  4. 如果 nlinks 变为 0 且内存引用计数 (reclaim\_count) 也为 0，则真正释放 Inode 及其占用的数据块；否则仅更新元数据。

### 4. 读取软链接内容

- **接口:** int sys\_readlink(const char \*path, char \*buf, size\_t bufsiz)
- **语义:**
  1. 解析 path，找到对应的 Inode。
  2. 检查 Inode 类型是否为 SFS\_TYPE\_LINK，如果不是则报错。
  3. 从 Inode 的数据块中读取内容（即目标路径）到用户提供的 buf 中。
  4. 注意：readlink **不**跟随链接，它只读取链接本身的内容。

## 同步与互斥的具体处理方案

引入链接机制后，文件系统的拓扑结构从“树”变成了“有向图”（软链接）甚至局部“网状”（硬链接）。这带来了新的并发挑战：

1. **硬链接计数竞态:** 多个进程同时对同一文件创建硬链接或删除链接，导致 nlinks 计数错误，从而引发文件过早删除或空间泄漏。
2. **延迟删除问题:** 当一个文件被删除时，如果仍有进程打开该文件，物理数据不能立即释放，必须等到最后一个进程关闭文件。
3. **目录项与 Inode 的不一致:** 在创建链接时，需要在目录块中写入新项并在 Inode 中增加计数，这两个操作必须原子化，否则可能导致“有目录项无 Inode”或“有 Inode 无目录项”的损坏状态。

#### 1. 核心同步机制

利用 uCore SFS 中已有的 inode->sem（作为互斥锁）以及内存引用计数机制。

- **Inode 锁:**
  - **作用:** 保护 Inode 的元数据（尤其是 nlinks）和内容不被并发修改。
  - **粒度:** 对单个文件的属性修改必须持有该锁。
- **目录锁:**
  - 在 SFS 中，目录也是一种文件。对目录项（Directory Entry）的增删改查，实质上是对目录 Inode 的写操作，因此需要持有**父目录 Inode 的锁**。

#### 2. 详细流程设计

##### A. sys\_link (创建硬链接) 的同步逻辑

**场景：**进程 A 执行 `link("/a/old", "/b/new")`。

### 1. 路径解析与锁定：

- 首先通过 `vfs_lookup` 找到源文件 `/a/old` 的 Inode (`old_inode`)。
- 解析目标路径 `/b/new` 的父目录 `/b` 的 Inode (`dir_inode`)。
- **死锁预防：**为了防止死锁，必须规定加锁顺序。通常建议**先锁目录，后锁目标文件**（或者按照 Inode 编号排序加锁，但 SFS 简单实现中通常串行化处理目录操作）。在此设计中，我们采用：
  1. 获取 `dir_inode->sem`（保护目录项写入）。
  2. 获取 `old_inode->sem`（保护引用计数更新）。

### 2. 原子更新：

- **检查：**在持有锁的情况下，再次确认 `old_inode` 没有被删除 (`nlinks > 0`)。
- **操作 1：**`old_inode->nlinks++`，标记 `old_inode` 为 `dirty`。
- **操作 2：**在 `dir_inode` 的数据块中写入一个新的目录项 `{name="new", ino=old_inode->ino}`。

### 3. 解锁：

- 释放 `old_inode->sem`。
- 释放 `dir_inode->sem`。

## B. `sys_unlink` (删除链接) 与 延迟删除

这是 UNIX 文件系统语义中最棘手的部分：**如何保证“删除正在使用的文件”是安全的？**

**设计方案：**利用内存 Inode (`sfs_inode`) 中的 `reclaim_count` (打开计数) 和磁盘 Inode (`sfs_disk_inode`) 中的 `nlinks` (硬链接计数) 共同决定物理释放时机。

### 1. Unlink 操作流程：

- 获取父目录锁 `dir_inode->sem`。
- 获取目标文件锁 `target_inode->sem`。
- **操作 1：**从父目录数据中清除目录项。
- **操作 2：**`target_inode->nlinks--`，标记 `dirty`。
- **判断释放：**
  - 如果 `nlinks == 0`：此时文件在文件系统命名空间中已消失。
  - **关键检查：**检查 `target_inode->reclaim_count`（内存中打开此文件的进程数）。
    - 如果 `reclaim_count > 0`：**不释放磁盘块**。只将更新后的 `nlinks=0` 写回磁盘。文件成为“孤儿文件”，但仍可读写。
    - 如果 `reclaim_count == 0`：**立即调用 `sfs_truncate` 释放磁盘块**，并释放 `inode`。
- 释放锁。

### 2. Close / Reclaim 操作流程：

- 当进程调用 `close` 导致 `reclaim_count` 减为 0 时，uCore VFS 会调用 `vop_reclaim`。
- 在 `sfs_reclaim` 中：
  - 获取 `inode->sem`。
  - 检查 `disk_inode->nlinks`。
  - 如果 `nlinks == 0`：说明该文件之前已经被 `unlink` 过，且自己是最后一个持有者。**此时执行真正的磁盘空间释放操作**（Free blocks, Free inode）。
  - 释放锁。

## C. `sys_symlink` 与 软链接解析

软链接的主要互斥问题在于**路径解析过程中的死循环和目录树变更**。

1. **死循环防护：**

- 在 `vfs_lookup` 中维护一个递归计数器 `link_count`。
- 每遇到一个 `SFS_TYPE_LINK`, `link_count++`。
- 如果 `link_count > MAX_SYMLINK_DEPTH` (如 8), 停止解析并返回 `ELOOP` 错误。这不需要锁, 只需要在函数调用栈中传递计数变量。

2. **解析一致性：**

- 解析软链接内容需要读取其 `Inode` 的数据块。
- 获取软链接 `Inode` 的锁 `link_inode->sem`, 读取内容到内核缓冲区, 释放锁。
- 然后使用读取到的路径字符串重新发起 `lookup`。

3. **特殊并发场景总结**

场景	竞态风险	处理方案
<b>A 进程硬链接文件 F, B 进程同时删除文件 F</b>	<code>nlinks</code> 计数可能错误	必须对 <code>F</code> 的 <code>Inode</code> 加互斥锁。A 和 B 串行执行。如果 B 先执行, A 发现目录中无 <code>F</code> 或 <code>F</code> 已被标记删除, 则报错。
<b>A 进程正在读文件 F, B 进程 <code>unlink F</code></b>	B 删除文件导致 A 读取非法块	B 执行 <code>unlink</code> 时, 只减 <code>nlinks</code> 至 0, 但不释放物理块 (因为 A 持有 <code>reclaim_count</code> )。A 继续正常读取。当 A 关闭文件时, 触发真正的物理释放。
<b>跨目录重命名/移动 (影响硬链接)</b>	目录树结构破坏	需同时持有源目录和目标目录的锁。为防死锁, 可按 <code>Inode</code> 地址/编号大小顺序加锁。