同济大学操作系统课程设计——Lab9: File system

2151422武芷朵 Tongji University, 2024 Summer

Lab9: File system：文件系统实验

项目地址：wzd232604/TJOS-xv6-2024-labs: 同济大学操作系统课程设计-xv6实验 (github.com)

综述

- 为 xv6 文件系统添加大文件和符号链接。

切换到 `fs` 分支：

`git fetch`

`git checkout fs`

`make clean`

```
wzd@ubuntu:~/Desktop/xv6-labs-2021$ git fetch
wzd@ubuntu:~/Desktop/xv6-labs-2021$ git checkout fs -f
Branch 'fs' set up to track remote branch 'fs' from 'origin'.
Switched to a new branch 'fs'
wzd@ubuntu:~/Desktop/xv6-labs-2021$ make clean
rm -f *.tex *.dvi *.idx *.aux *.log *.ind *.ilg \
*/*.o */*.d */*.asm */*.sym \
user/initcode user/initcode.out kernel/kernel fs.img \
mkfs/mkfs .gdbinit \
        user/usys.S \
user/_cat user/_echo user/_forktest user/_grep user/_init user/_kill user/_ln us
er/_ls user/_mkdir user/_rm user/_sh user/_stressfs user/_usertests user/_grind
user/_wc user/_zombie  user/_bigfile \
ph barrier
```

1. Large files (moderate)

1.1 实验目的

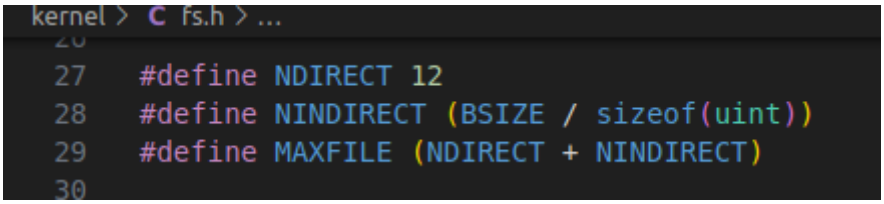
本次实验的目的是扩展 xv6 文件系统，实现双层映射的机制，使其支持更大的文件大小。

原始的xv6 的实现中，其文件系统使用基于inode 和目录的文件管理方式，但其 inode 仅为两级索引，共有 12 个直接索引块和 1 个间接索引块，间接索引块可以指向 256 个数据块，故而一个文件最多拥有 268 个数据块，或 268 * BSIZE 字节（在 xv6 中，BSIZE 为 1024）。

可以改经为使用三级索引，共有 11 个直接索引，1 个间接索引块和 1 个二级间接索引块，故总共支持文件大小为 11 + 256 + 256 × 256 = 65803 块。

1.2 实验步骤

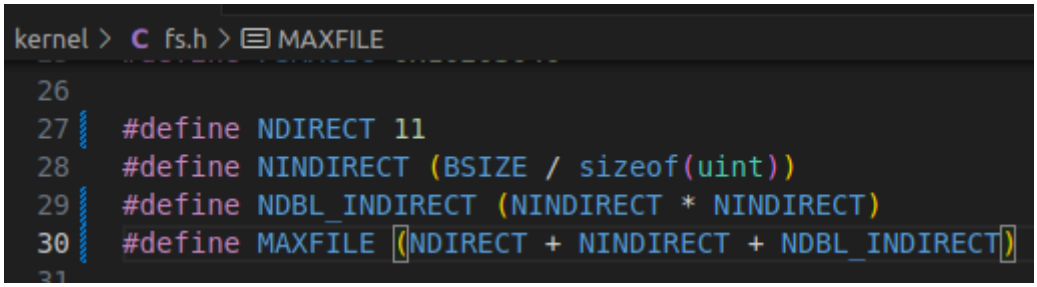
1. 打开 `kernel/fs.h` 中，查找 `NDIRECT` 和 `NINDIRECT` 的定义。这些常量表示直接块和单间接块的数量：



   原先 xv6 的 inode 包含 12 个直接数据块号`NDIRECT`和 1 个间接数据块号`NINDIRECT`，其中间接数据块包含 256 个块号（`BSIZE / sizeof(uint)`），因此一个 xv6 的文件最多只能含有 268 个数据块的数据。

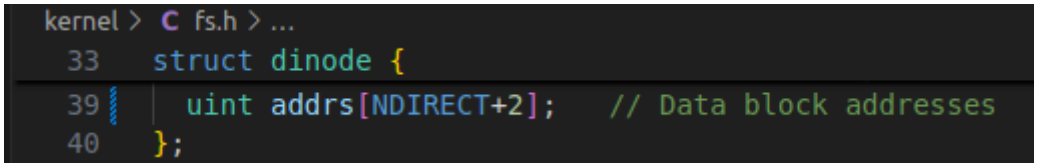
   修改宏定义，将单层映射改为双层映射，以支持更大的文件大小：

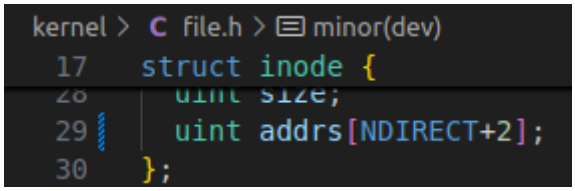
   将一个直接数据块号替换成一个两层间接数据块号，即指向一个包含间接数据块号的数据块，这样使每个 inode 都支持一个 "双向 "块，其中包含 256 个单向块地址，每个单向块最多可包含 256 个数据块地址。这样，一个文件最多可以包含 65803 个数据块，即 256*256+256+11 个数据块（11 个而不是 12 个，因为还需要牺牲一个直接数据块的编号来使用双向数据块）



   `NDBL_INDIRECT` 宏，表示双间接块能够存储的块号数量，即单间接块的数量的平方（256 * 256）

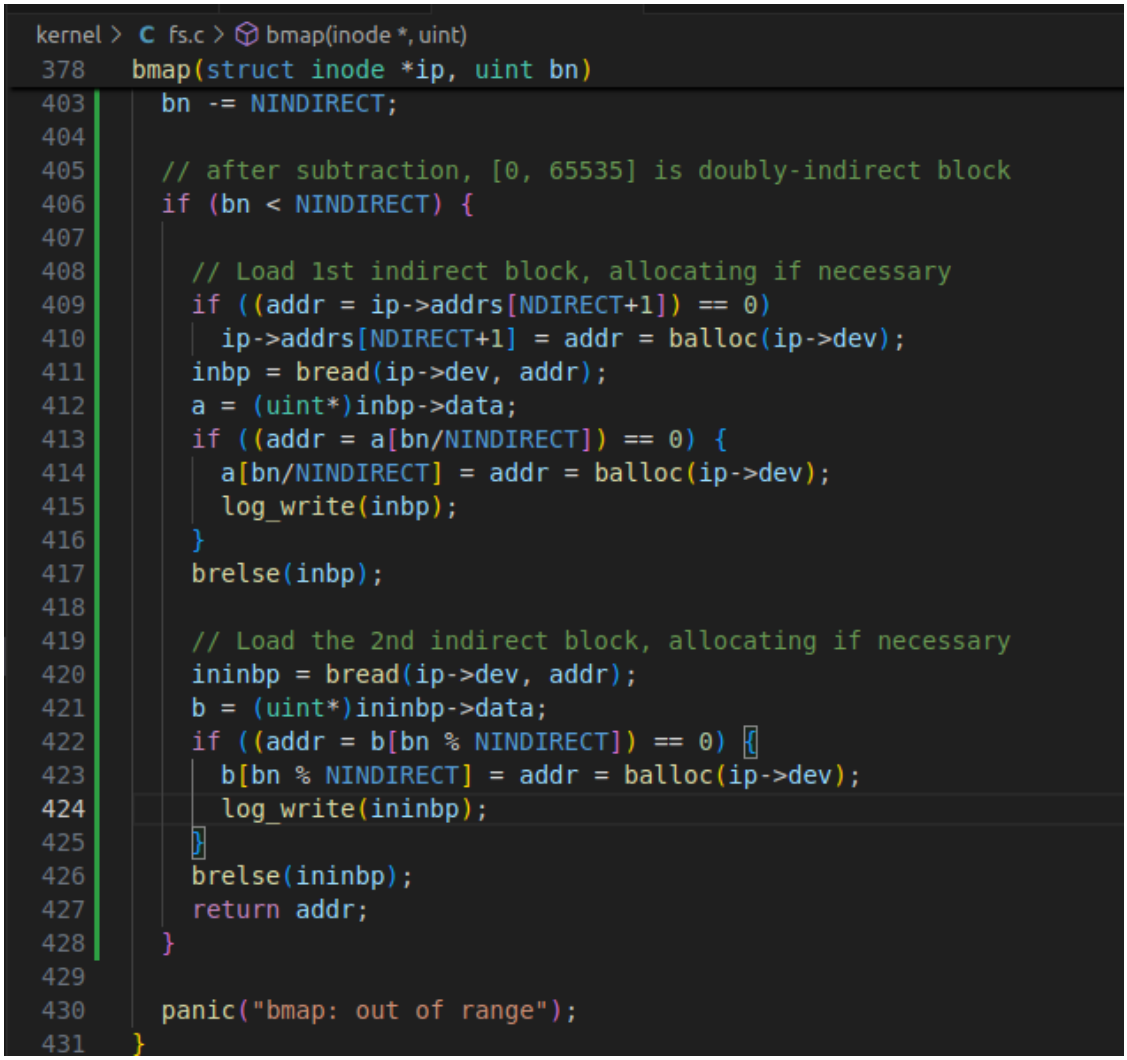
2. 在 `kernel/file.h` 中更新文件的 `struct inode` 数据结构，在 `kernel/fs.h` 中更新文件的 `struct dinode` 数据结构，修改 `addrs[]` 数组的大小以支持双间接块。





   在 `struct inode` 中，`addrs` 数组用于存储直接块、单间接块和现在新增的双间接块的块号。

3. 在 `kernel/fs.c` 的 `bmap` 函数(负责将文件的逻辑块号映射到磁盘块号)中，添加双层间接映射的逻辑。



当文件系统需要访问一个块号 `bn` 对应的数据块时，`bmap()` 函数被用来将逻辑块号映射到实际的磁盘块号。这段新增的代码处理了对于超过单间接块限制的块号，即 `bn` 大于等于 `NINDIRECT` 时。

4. 在 `kernel/fs.c` 的 `itrunc` 函数中，添加对双层间接映射的清除逻辑，确保释放双层映射的数据块。

```
435  // Caller must hold ip->lock.
436  void
437  itrunc(struct inode *ip)
438  {
439    int i, j, k;
440    struct buf *bp, *inbp;
441    uint *a, *b;
442
443    for(i = 0; i < NDIRECT; i++){
444      if(ip->addrs[i]){
445        bfree(ip->dev, ip->addrs[i]);
446        ip->addrs[i] = 0;
447      }
448    }
449
450    if(ip->addrs[NDIRECT]){
451      bp = bread(ip->dev, ip->addrs[NDIRECT]);
452      a = (uint*)bp->data;
453      for(j = 0; j < NINDIRECT; j++){
454        if(a[j])
455          bfree(ip->dev, a[j]);
456      }
457      brelse(bp);
458      bfree(ip->dev, ip->addrs[NDIRECT]);
459      ip->addrs[NDIRECT] = 0;
460    }
461
462    if(ip->addrs[NDIRECT+1]) {
463      bp = bread(ip->dev, ip->addrs[NDIRECT+1]);
464      a = (uint*)bp->data;
465      for (j = 0; j < NINDIRECT; j++) {
466        if (a[j]) {
467          inbp = bread(ip->dev, a[j]);
468          b = (uint*)inbp->data;
469          for (k = 0; k < NINDIRECT; k++) {
470            if (b[k])
471              bfree(ip->dev, b[k]);
472          }
473          brelse(inbp);
474          bfree(ip->dev, a[j]);
475        }
476      }
477      brelse(bp);
478      bfree(ip->dev, ip->addrs[NDIRECT+1]);
479      ip->addrs[NDIRECT+1] = 0;
480    }
481
482    ip->size = 0;
483    iupdate(ip);
484  }
```

5. 利用make qemu指令运行xv6：

6. 在命令行中输入`bigfile`：

```
init: starting sh
$ bigfile
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.....................................................................
.................
wrote 65803 blocks
bigfile done; ok
```

1.3 实验中遇到的问题和解决办法

1. 问题：如何实现双层映射的逻辑以支持更大的文件大小

- 解决办法：通过修改文件的宏定义、映射函数以及清除函数，增加双层间接映射的支持，确保正确的数据块映射和释放。

2. 问题： 如何理清楚各种数据块号之间的关系。

- 解决办法：xv6文件系统使用inode来管理文件。修改`bmap`函数，还需要同步修改`itrunc()`，使得其在丢弃`inode`的时候回收所有的数据块。由于添加了二级间接块的结构，因此也需要添加对该部分的块的释放的代码。释放的方式同一级间接块号的结构，只需要两重循环去分别遍历二级间接块以及其中的一级间接块。

1.4 实验心得

- 在本次实验中，我成功地修改了`xv6`操作系统的文件系统，实现了双层映射的机制，从而使文件可以占据更大的大小。这个实验让我更深入地理解了文件系统底层的数据管理和映射逻辑。
- 通过修改宏定义、更新数据结构以及添加映射和清除逻辑，我学会了如何对操作系统的核心部分进行扩展和改进。

2. Symbolic links (moderate)

2.1 实验目的

本次实验的主要目的是在 xv6 操作系统中实现符号链接（软链接）的功能。符号链接是一种通过路径名来引用另一个文件的方式，与硬链接不同，符号链接可以跨越不同的磁盘设备。通过实现这个系统调用，深入理解路径名查找的工作原理。

2.2 实验步骤

符号链接就是在文件中保存指向文件的路径名，在打开文件的时候根据保存的路径名再去查找实际文件。symlink的系统调用就是创建一个inode，设置类型为T_SYMLINK，然后向这个inode中写入目标文件的路径。

1. 创建系统调用：添加有关`symlink`系统调用的定义声明

`kernel/syscall.h`：

```
kernel > C syscall.h > SYS_write
22   #define SYS_close  21
23   #define SYS_symlink 22  // lab 9.2
```

```
kernel > C syscall.c > syscall(void)
110   static uint64 (*syscalls[])(void) = {
131   [SYS_close]   sys_close,
132   [SYS_symlink] sys_symlink,
133
134   };
```

`kernel/syscall.c`:

```
kernel > C syscall.c > syscall(void)
106   extern uint64 sys_uptime(void);
107   extern uint64 sys_symlink(void);
108
```

`user/usys.pl` :

```
user > usys.pl
39   entry("symlink");
```

`user/user.h`:

```
user > C user.h > symlink(char *, char *)
43   int symlink(char*, char*);
```

2. 在 `kernel/stat.h` 中添加一个新的文件类型 `T_SYMLINK`，用于表示符号链接。这将帮助区分普通文件和符号链接。

```
kernel > C stat.h > stat
4   #define T_SYMLINK 4   // Soft symbolic link - lab 9.2
```

3. 在 `kernel/fcntl.h` 中添加一个新的打开标志 `O_NOFOLLOW`，该标志可以与 `open` 系统调用一起使用。

```
kernel > C fcntl.h > ...
6   #define O_NOFOLLOW 0x800
```

4. 在 `kernel/sysfile.c` 中实现 `sys_symlink` 系统调用，将目标路径写入新创建的符号链接文件的数据块中。

   函数先通过 `create()` 创建符号链接路径对应的 `inode` 结构（同时使用 `T_SYMLINK` 与普通的文件进行区分）。然后通过 `writei()` 将链接的目标文件的路径写入 `inode` 的 `block` 中即可。在这个过程中，无需判断连接的目标路径是否有效。

kernel > C sysfile.c > ...

```
513  int sys_symlink(char *target, char *path) {
514    char kpath[MAXPATH], ktarget[MAXPATH];
515    memset(kpath, 0, MAXPATH);
516    memset(ktarget, 0, MAXPATH);
517    struct inode *ip;
518    int n, r;
519
520    if((n = argstr(0, ktarget, MAXPATH)) < 0)
521      return -1;
522
523    if ((n = argstr(1, kpath, MAXPATH)) < 0)
524      return -1;
525
526    int ret = 0;
527    begin_op();
528
529    if((ip = namei(kpath)) != 0){
530      // symlink already exists
531      ret = -1;
532      goto final;
533    }
534    // create an inode block for the symlink
535    ip = create(kpath, T_SYMLINK, 0, 0);
536    if(ip == 0){
537      ret = -1;
538      goto final;
539    }
540    // write the target path into inode's data block
541    if ((r = writei(ip, 0, (uint64)ktarget, 0, MAXPATH)) < 0)
542      ret = -1;
543    iunlockput(ip);
544
545  final:
546    end_op();
547    return ret;
548  }
```

函数 `create()` 会返回创建的 `inode`，此时也会持有其 `inode` 的锁。而后续 `writei()` 是需要在持锁的情况下才能写入。在结束操作后（不论成功与否），都需要调用 `iunlockput()` 来释放 `inode` 的锁和其本身，该函数是 `iunlock()` 和 `iput()` 的组合，前者即释放 `inode` 的锁，而后者是减少一个 `inode` 的引用（对应字段 `ref`，记录内存中指向该 `inode` 的指针数，这里的 `inode` 实际上是内存中的 `inode`，是从内存的 `inode` 缓存 `icache` 分配出来的，当 `ref` 为 0 时就会回收到 `icache` 中），表示当前已经不需要持有该 `inode` 的指针对其继续操作了。

5. 修改 `open` 系统调用，以处理路径引用到符号链接的情况。如果文件不存在，`open` 应该失败。当进程在 `flags` 中指定了 `O_NOFOLLOW` 时，`open` 应该打开符号链接而不是跟随链接。

```
kernel > C sysfile.c > ...
287  sys_open(void)
316    }
317
318    // deal with a symbolic link if it is and no_follow flag is not set
319    int depth = 0;
320    while (ip->type == T_SYMLINK && !(omode & O_NOFOLLOW)) {
321      char ktarget[MAXPATH];
322      memset(ktarget, 0, MAXPATH);
323      if ((r = readi(ip, 0, (uint64)ktarget, 0, MAXPATH)) < 0) {
324        iunlockput(ip);
325        end_op();
326        return -1;
327      }
328      iunlockput(ip);
329      if((ip = namei(ktarget)) == 0){
330        end_op();
331        return -1;
332      }
333
334      ilock(ip);
335      depth++;
336      if (depth > 10) {
337        // maybe form a cycle
338        iunlockput(ip);
339        end_op();
340        return -1;
341      }
```

如果指定的文件是符号链接且没有设置 O_NOFOLLOW，读取符号链接的目标路径，递归解析目标路径，打开文件并返回文件描述符。

6. 在 `Makefile` 中添加对测试文件 `symlinktest.c` 的编译

```
M Makefile
174   UPROGS=\
191       $U/_symlinktest\
192
```

7. 保存后在终端里执行 `make qemu`，运行 `symlinktest`

```
init: starting sh
$ symlinktest
Start: test symlinks
test symlinks: ok
Start: test concurrent symlinks
test concurrent symlinks: ok
$
```

2.3 实验中遇到的问题和解决办法

1. 问题：如何正确处理软链接的创建和打开逻辑?

- 解决办法：在 `sys_symlink` 中，将目标路径写入符号链接的数据块。在 `sys_open` 中，对打开的文件进行判断，如果是符号链接则递归解析，直至找到实际文件或检测到循环。

2.4 实验心得

- 在本次实验中，我成功地向 xv6 操作系统添加了符号链接（软链接）的支持。符号链接是一种特殊类型的文件，可以跨越磁盘设备引用其他文件。实现了 `symlink(char *target, char *path)` 系统调用，该调用可以创建一个新的符号链接文件，将其指向目标文件。

3 实验检验得分

1. 在实验目录下创建`time.txt`, 填写完成实验时间数
2. 在终端中执行`make grade`