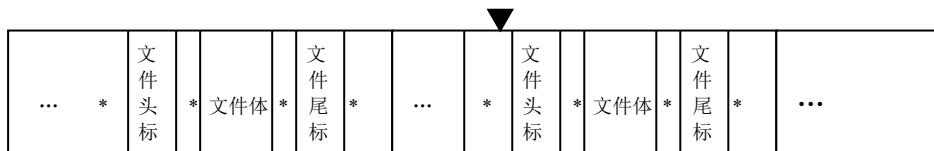


第6章 应用题参考答案

1. 磁带卷上记录了若干文件, 假定当前磁头停在第 j 个文件的文件头标前, 现要按名读出文件 i , 试给出读出文件 i 的步骤。

答: 由于磁带卷上的文件用“带标”隔开, 每个文件的文件头标前后都使用了三个带标。



正常情况磁头应停在文件头标的前面, 所以, 只要计算带标个数, 就可找到所要文件。

1) 当 $i \geq j$ 时, 要正走磁带,

步 1 组织通道程序正走磁带, 走过“带标”个数为 $3 \times (i-j)$ 个。

步 2 组织通道程序读文件 i 的文件头标。

步 3 根据文件 i 的文件头标信息, 组织读文件信息。

2) 当 $i < j$ 时, 要反走磁带,

步 1 组织通道程序反走磁带, 走过“带标”个数为 $3 \times (j-i)+1$ 个, 同时还要后退一块, 到达文件 i 头标前。

步 2 组织通道程序读文件 i 的文件头标。

步 3 根据文件 i 的文件头标信息, 组织读文件信息。

2. 假定令 B =物理块长、 R =逻辑记录长、 F =块因子。对定长记录(一个块中有整数个逻辑记录), 给出计算 F 的公式。

答: $F = \lceil B/R \rceil$ 。

3. 某操作系统的磁盘文件空间共有 500 块, 若用字长为 32 位的位示图管理盘空间, 试问: (1)位示图需多少个字? (2)第 i 字第 j 位对应的块号是多少? (3)并给出申请/归还一块的工作流程。

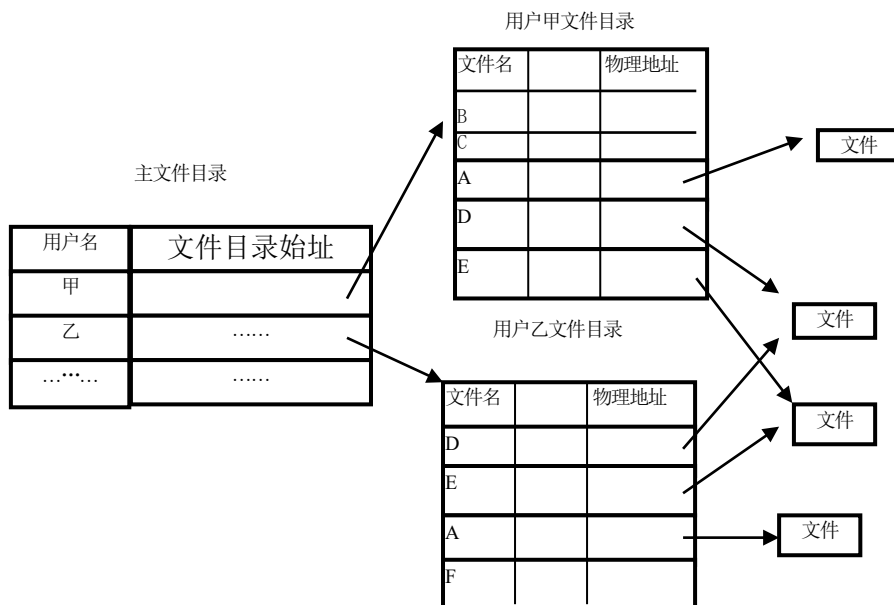
答: (1) 位示图占用字数为 $500/32=16$ (向上取整)个字。

(2) 第 i 字第 j 位对应的块号 $N=32 \times i+j$ 。

(3) 申请时自上至下、自左至右扫描位示图跳过为 1 的位, 找到第一个迁到的 0 位, 根据它是第 i 字第 j 位算出对应块号, 并分配出去。归还时已知块号, 块号/32 算出第 i 字第 j 位并把位示图相应位清 0。

4. 若两个用户共享一个文件系统, 用户甲使用文件 A、B、C、D、E; 用户乙要用到文件 A、D、E、F。已知用户甲的文件 A 与用户乙的文件 A 实际上不是同一文件; 甲、乙两用户的文件 D 和 E 正是同一文件。试设计一种文件系统组织方案, 使得甲、乙两用户能共享该文件系统又不致造成混乱。

答: 可以采用二级目录或树形目录结构来解决难题。例如,



5. 在 Linux 中, 如果一个盘块的大小为 1KB, 每个盘块号占 4 个字节, 即每块可放 256 个地址。请转换下列文件的字节偏移量为物理地址: (1)9999; (2)18000; (3)420000。

答: 步 1 将逻辑文件的字节偏移量转换为文件的逻辑块号和块内偏移。方法是: 将逻辑文件的字节偏移量/盘块大小, 商为文件的逻辑块号, 余数是块内偏移。

步 2 将文件的逻辑块号转换为物理块号。使用多重索引结构, 在索引节点中根据逻辑块号通过直接索引或间接索引找到对应物理块号。

(1) 9000 $L1 = \text{INT}(9999, 1024) = 9$ $B1 = \text{MOD}(9999, 1024) = 783$

其逻辑块号为 9, 故直接索引 $\text{addr}[8]$ 中可找到物理块号。

(2) 18000 $L2 = \text{INT}(18000, 1024) = 17$ $B1 = \text{MOD}(18000, 1024) = 592$

其逻辑块号为 17, 通过一次间接索引 $\text{addr}[10]$ 中可找到物理块号。

(3) 420000 $L1 = \text{INT}(420000, 1024) = 410$ $B1 = \text{MOD}(420000, 1024) = 160$

其逻辑块号为 410, 通过二次间接索引 $\text{addr}[11]$ 中可找到物理块号。

6. 在 Linux 系统中, 如果当前目录是 `/usr/wang`, 那么, 相对路径为 `../ast/xxx` 文件的绝对路径名是什么?

答: 在 Linux 系统中, “/” 表示根目录, “.” 是指当前目录, “..” 是指父目录。在本题中当前目录是 `/usr/wang`, 故相对路径为 `../ast/xxx` 文件实际上是 `usr` 目录下的文件, 故绝对路径名是 `/usr/ast/xxx`。

7. 一个 Linux 文件 F 的存取权限为: `rwxr-x---`, 该文件的文件主 `uid=12`, `gid=1`, 另一个用户的 `uid=6`, `gid=1`, 是否允许该用户执行文件 F?

答: F 的存取权限为: `rwxr-x---`, 表示文件主可对 F 进行读、写及执行操作, 同组用户可对 F 进行读及执行操作, 但其他用户不能对 F 操作。因为另一用户的组标识符 `gid` 相同, 所以, 允许访问。

8. 设某文件为连接文件, 由 5 个逻辑记录组成, 每个逻辑记录的大小与磁盘块大小相等,

均为 512 字节, 并依次存放在 50、121、75、80、63 号磁盘块上。若要存取文件的第 1569 逻辑字节处的信息, 问要访问哪一个磁盘块?

答: $1569/512$ 得到商为: 3, 余数为: 33。所以, 访问的是 75 磁盘块的第 33 个字节。

9. 一个 Linux 文件, 如果一个盘块的大小为 1KB, 每个盘块号占 4 个字节, 那么, 若进程欲访问偏移为 263168 字节处的数据, 需经过几次间接?

答: UNIX/Linux 文件系统中, 直接寻址为 10 块, 一次间接寻址为 256 块, 二次间接寻址为 256^2 块, 三次间接寻址为 256^3 块。

偏移为 263168 字节的逻辑块号是: $263168/1024=257$ 。块内偏移量 = $263168 - 257 \times 1024 = 0$ 。由于 $10 < 257 < 256 + 10$, 故 263168 字节在一次间接寻址内。

10. 设某个文件系统的文件目录中, 指示文件数据块的索引表长度为 15, 其中前 12 项为直接寻址方式, 后 3 项为一次、二次和三次间接寻址方式。试描述出文件数据块的索引方式; 给出对文件第 n 个字节 (设块长 512 字节) 的寻址算法。

答: 索引表长度为 15, 其中前 12 项为直接寻址方式, 后 3 项为一次、二次和三次间接寻址。

步 1 将逻辑文件的字节偏移量转换为文件的逻辑块号和块内偏移。方法是: 将逻辑文件的字节偏移量 n /盘块大小(512B), 商为文件的逻辑块号, 余数是块内偏移。

步 2 将文件的逻辑块号转换为物理块号。使用多重索引结构, 在索引节点中根据逻辑块号通过直接索引或间接索引找到对应物理块号。再判别逻辑块号在 12 块以内或以上, 分别采用可直接寻址, 一次、二次和三次间接寻址。

11. 设文件 ABCD 为定长记录的连续文件, 共有 18 个逻辑记录。如果记录长为 512B, 物理块长为 1024B, 采用成组方式存放, 起始块号为 12, 叙述第 15 号逻辑记录读入内存缓冲区的过程。

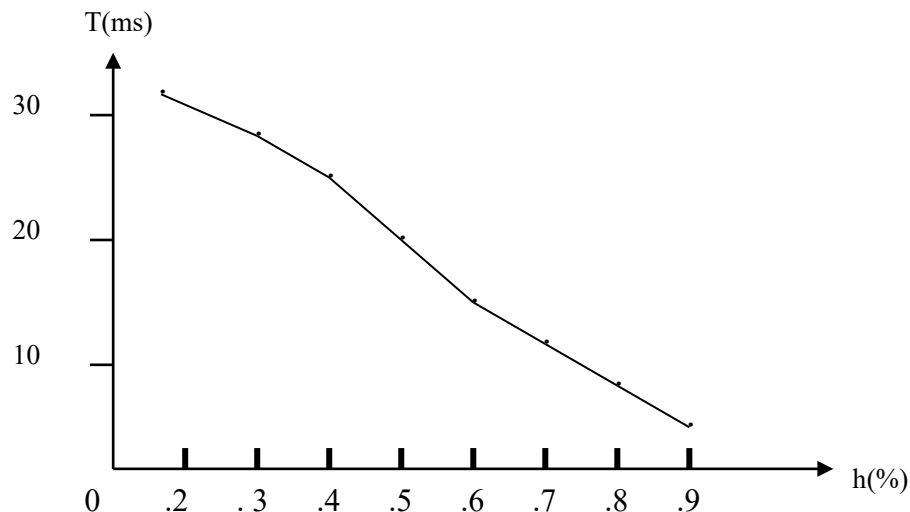
答: 采用成组方式存放, 块因子为 2。由于共有 18 个逻辑记录, 故占用了 9 个物理块, 而第 15 号逻辑记录占用的是第 $15/2=8$ (向上取整)物理块。因为, 是连续文件物理块也是连续的, 所以, 该逻辑记录占用的是 $12+8-1=19$ 块。所以, 第 15 号逻辑记录读入内存缓冲区的过程如下: 根据块因子, 计算占用的相对物理块号 8; 根据起始块号为 12, 计算出绝对物理块号 19; 把物理块号 19 读入内存缓冲区; 把所要的逻辑记录分解出来。

12. 若某操作系统仅支持单级目录, 但允许该目录有任意多个文件, 且文件名可任意长, 试问能否模拟一个层次式文件系统?如能的话, 如何模拟。

答: 可以, 文件名中可以用插入多个 “/” 来模拟文件分层。例如 /user1/datafile/data1 和 /user1/datafile/data2。但在此操作系统中, 这些仅仅是包含 “/” 的单个文件名。

13. 文件系统的性能取决于高速缓存的命中率, 从高速缓存读取数据需要 1ms, 从磁盘读取数据需要 40ms。若命中率为 h , 给出读取数据所需平均时间的计算公式, 并画出 h 从 0 到 1 变化时的函数曲线。

答: 读取数据所需平均时间 $T = h \times 1 + 40 \times (1-h) = h + 40 \times (1-h)$ 。



14. 有一个磁盘组共有 10 个盘面, 每个盘面有 100 个磁道, 每个磁道有 16 个扇区。若以扇区为分配单位, 现问: (1)用位示图管理磁盘空间, 则位示图占用多少空间?(2)若空白文件目录的每个目录项占 5 个字节, 则什么时候空白文件目录大于位示图?

答: (1)磁盘扇区总数为: $10 \times 16 \times 100 = 16000$ 个, 故位示图占用 $16000/8 = 2000$ 字节。
(2)已知空白文件目录的每个目录项占 5 个字节, 而位示图占用 2000 字节, 也就是说 2000 字节可容纳 400 个文件目录项。当空白文件目录 > 400 时, 空白文件目录大于位示图。

15. 某磁盘共有 100 个柱面, 每个柱面有 8 个磁头, 每个盘面分 4 个扇区。若逻辑记录与扇区等长, 柱面、磁道、扇区均从 0 起编号。现用 16 位的 200 个字(0-199)来组成位示图来管理盘空间。现问: (1)位示图第 15 个字的第 7 位为 0 而准备分配给某一记录, 该块的柱面号、磁道号、扇区号是多少?(2)现回收第 56 柱面第 6 磁道第 3 扇区, 这时位示图的第几个字的第几位应清 0?

答: (1)位示图第 15 个字的第 7 位对应的块号 $= 15 \times 16(\text{字长}) + 7 = 247$, 而块号 247 对应的:
柱面号 $= 247 / (8 \times 4) = 7$ (从 0 编号, 向下取整)
磁头号 $= (247 \% 32) / 4 = 5$
扇区号 $= 247 \% 32 \% 4 = 3$
(2)块号 $= \text{柱面号} \times \text{柱面扇区数} + \text{磁道号} \times \text{盘扇区} + \text{盘扇区} = 56 \times (8 \times 4) + 6 \times 4 + 3 = 1819$
字号 $= 1819 / 16 = 113$
位号 $= 1819 \% 16 = 11$
所以, 回收第 56 柱面第 6 磁道第 3 扇区时, 位示图的第 113 字的第 11 位应清 0。

16. 如果一个索引节点为 128B, 指针长 4B, 状态信息占用 68B, 而每块大小为 8KB。问在索引节点中有多大空间给指针? 使用直接、一次间接、二次间接和三次间接指针分别可表示多大的文件?

答: 由于索引节点为 128B, 而状态信息占用 68B, 故索引节点中用于磁盘指针的空间大小为: $128 - 68 = 60$ 字节。

一次间接、二次间接和三次间接指针占用三个指针项, 因而直接指针项数为: $60 / 4 = 12$ 个。每块大小为 8KB。所以, 直接指针时: $12 \times 8192 = 98304\text{B}$ 。

一次间接指针时: $8192/4=2048$, 即一个磁盘块可装 2048 个盘块指针, $2048 \times 8192=16\text{MB}$ 。
 二次间接指针时: $2048 \times 2048=4\text{M}$, 即二次间接可装 4M 个盘块指针, $4\text{M} \times 8192=32\text{GB}$ 。
 三次间接指针时: $2048 \times 2048 \times 2048=8\text{G}$, 即三次间接可装 8G 个盘块指针, $8\text{G} \times 8192=64\text{TB}$ 。

17. 在一个操作系统中, inode 节点中分别含有 12 个直接地址索引和一、二、三级间接地址索引。若设每个盘块有 512B 大小, 每个盘块中可存放 128 个盘块地址, 则(1)一个 1MB 的文件占用多少间接盘块? (2)一个 25MB 的文件占用多少间接盘块?

答:

直接块容量= $12 \times 512\text{B}/1024=6\text{KB}$

一次间接容量= $128 \times 512\text{B}/1024=64\text{KB}$

二次间接容量= $128 \times 128 \times 512\text{B}/1024=64\text{KB} \times 128=8192\text{KB}$

三次间接容量= $128 \times 128 \times 128 \times 512\text{B}/1024=64\text{KB} \times 128=8192\text{KB} \times 128=1048576\text{KB}$

1MB 为 1024KB, $1024\text{KB}-70\text{KB}=954\text{KB}$, $954 \times 1024\text{B}/512\text{B}=1908$ 块, 1MB 的文件分别占用 1908 个二次间接盘块。

$25 \times 1024\text{KB}-70-8192=17338\text{KB}$, $17338 \times 1024\text{B}/512=34676$ 块, $8192 \times 1024\text{B}/512=16384$ 。25MB 的文件分别占用 34676 个三次间接盘块和 16384 个二次间接盘块。

18. 设一个文件由 100 个物理块组成, 对于连续文件、连接文件和索引文件, 分别计算执行下列操作时的启动磁盘 I/O 次数(假如头指针和索引表均在内存中, 连接文件为单向链接且仅设头指针。): (1)把一块加在文件的开头; (2)把一块加在文件的中间(第 51 块); (3)把一块加在文件的末尾; (4)从文件的开头删去一块; (5)从文件的中间(第 51 块)删去一块; (6)从文件的末尾删去一块。

答:

操作名称	连续文件	链接文件	索引文件
加一块到文件开头	201	1	1
加一块到文件中间	101	52	1
加一块到文件末尾	1	102	1
从文件头删去一块	0	1	0
删去文件中间块	98	52	0
从文件尾删去一块	0	100	0

说明:

1.加一块到文件开头

对连续文件—每块后移,且一次读一次写,最后,在头部加一块。共201次。

对链接文件—头指针内容并入加入块,并写一次,而头指针指向新块。共1次。

对索引文件—分配地址,写入新加入块,索引表头部登记一项。共1次。

2.加一块到文件中间(加入到原文件第50块之后)

对连续文件—第51块之后后移,且一次读一次写,最后,在原第51块处加一新块。
共101次。

对链接文件—先拉链50次,找到原第51块地址。将加入块地址写入第50块中,原第51块地址写入新加入块中。共52次。

对索引文件—分配地址,写入新加入块,索引表中间登记一项。共1次。

3.加一块到文件末尾

对连续文件—可计算出块数,在末尾写入新加入块。共1次。

对链接文件—先拉链100次,把第100块链指针改为加入块地址,加入块的链指针写为0。共102次。

对索引文件—分配地址,写入新加入块,索引表尾部登记一项。共1次。

4.删去文件头

对连续文件—仅修改头指针,不必读写块。共0次。

对链接文件—先读出第1块,获得第2块的地址,再让头指针指向文件的第2块。共1次。

对索引文件—删去索引表第1登记项,不必执行I/O。共0次。

5.删去文件中间块(即删第51块)

对连续文件—后面49块前移而把第51块盖掉,且一次读一次写。共98次。

对链接文件—先拉链51次,找到原第52块地址。再把该地址写入原第50块的链指针处。共52次。

对索引文件—删去索引表第51登记项,不必执行I/O。共0次。

6.从文件尾删去一块

对连续文件—不必读写任何块。共0次。

对链接文件—先拉链99次,再把第99块链指针改为0写一次。共100次。

对索引文件—删去索引表末登记项,不必执行I/O。共0次。

19. 一个文件系统基于索引节点组织方式,假设物理块长为512B。

(1) 文件名目录每个表项占16B,文件目录从物理块111号开始存放,

(2) 索引节点占64B,索引节点区从物理块2号开始存放,

(3) 假设索引节点编号是从1到某个最大值,现有文件file为顺序文件, file位于文件名目录的第34个目录项中,它对应的索引节点号为64。

为打开文件file需要启动几次磁盘,以及每次所读的物理块号是什么?并说明原因。

答:

- 每个物理块存放的目录表项个数= $512/16=32$ 个
- 每块存放的索引节点个数= $512/64=8$ 个
- 由于文件file的目录项号为34,所以,它存放的的目录项盘块号为 $111+[34/32]=112$ 。
- 第一次启动读入112号块,找到文件file的目录项,目录项中能找到它对应的索引节点号为64。
- 因为每个物理块存放索引节点8个,故 $64/8=8$,索引节点所在逻辑块号为8,索引节点所在物理块号则= $2+8-1=9$ 。

- 第二次启动读入 9 号块的索引节点。故共读两次。

20. 某文件系统采用索引文件结构，设文件索引表的每个表目占 3 个字节，存放一个盘块的块号，磁盘块大小为 512B。试问该文件系统采用直接、二级和三级索引能管理的最大磁盘空间为多少字节？

解：计算索引表项的大小，索引表项=512/3≈170 个

直接索引，每项对应一个物理块，能管理的最大磁盘空间=170*512B=87040B=85KB

二级索引，能管理的最大磁盘空间=170*170*512B=28900*512B=7255KB

三级索引，能管理的最大磁盘空间=170*170*170*512B=4913000*512B=2456500KB

21. 一个操作系统的 inode 有 10 个用于数据块的访问地址，及单间接、双间接、三间接的访问地址各一个。若每个盘块 1KB，可存放 256 个磁盘地址，那么一个文件最大为多少？

解：

直接地址对应盘块大小=10×1KB=10KB

单间地址对应盘块大小=256×1KB=256KB

双间接地址对应盘块大小=256×256×1KB=65536KB

三间接地址对应盘块大小=256×256×256×1KB=16777216KB

一个文件最大=16843018≈16GB

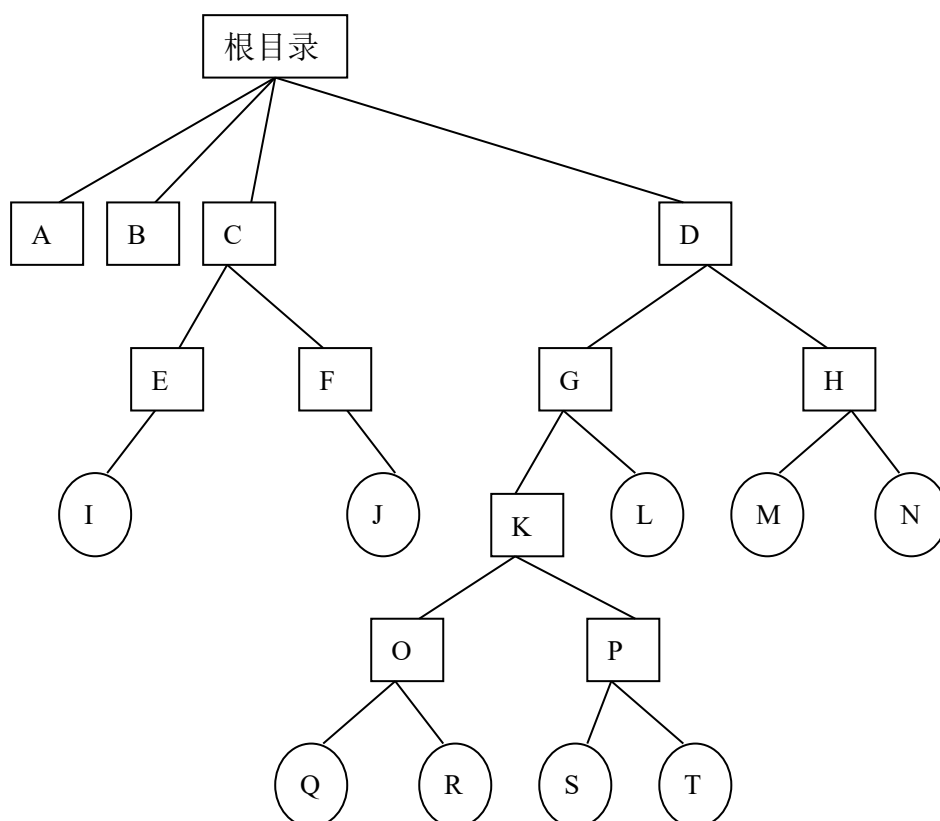
22. 一个树形结构的文件系统如图所示(该图中的框表示目录，圈表示文件。)

(1) 可否进行下列操作：

- 在目录 D 中建立一个文件，取名为 A。
- 将目录 C 改名为 A。

(2) 若 E 和 G 分别为两个用户的目录：

- 用户 E 欲共享文件 Q，应有什么条件，如何操作？
- 在一段时间内，用户 G 主要使用文件 S 和 T。为简便操作和提高速度，应如何处理？
- 用户 E 欲对文件 I 加以保护，不许别人使用，能否实现？如何实现？



解：在本题中，文件系统采了多级目录组织方式。

(1)

a. 由于目录 D 中没有已命名为 A 的文件，因此在目录 D 中，可以建立一个取名为 A 的文件。

b. 因为在文件系统的根目录下已存在一个取名为 A 的目录，所以根目录下的目录 C 不能改名为 A。

(2)

a. 用户 E 欲共享文件 Q，需要用户 E 有访问文件 Q 的权限。在访问权限许可的情况下，用户 E 可通过相应路径来访问文件 Q，即用户 E 通过自己的主目录 E 找到其父目录 C，再访问目录 C 的父目录根目录，然后依次通过自己的目录 D、目录 G、目录 K 和目录 O，访问到文件 Q。若用户 E 当前目录为 E，则访问路径为： $\cdots / \cdots / D / G / K / O / Q$ ，其中符号 \cdots 表示一个目录的父目录，符号“/”用于分隔路径中的各目录名。

b. 用户 G 需要通过依次访问目录和目录 P，才能访问到文件 S 及文件 T。为了提高访问速度，可以在目录 G 下建立两个链接文件，分别链接到文件 S 及文件 T 上。这样，用户 G 就可以直接访问这两个文件了。

C. 用户 E 可以通过修改文件 I 的存取控制表来对文件 I 加以保护，不让别的用户使用。具体实现方法是，在文件 I 的存取控制表中，只留下用户 E 的访问权限，其他用户对该文件无操作权限，从而达到不让其他用户访问的目的。

23. 文件系统中 FAT 是管理磁盘空间的一种数据结构，它用来保存链接文件，记录文件占用块和空闲磁盘块。其结构如图所示。设文件 A 首块号为 4，根据链接指针可知，该文件占用磁盘块：2、4、6、7、9。

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
		4		6		7	9		null

文件分配 FAT 表

如果磁盘物理块大小为 1KB，试计算：(1) 对 600MB 的硬盘，其 FAT 表需占用多少存储空间。(2) 对 1.2GB 的硬盘，其 FAT 表需占用多少存储空间。

解：

(1) 对 600MB 的硬盘，磁盘物理块大小为 1KB 时，该磁盘共有磁盘块为：

$$600\text{MB}/1\text{KB}=600\text{KB}(\text{个盘块})$$

因为， $512\text{KB}<600\text{KB}<1024\text{KB}$ ，所以，600KB 个盘块需用 20 位二进制数表示。故 FAT 表的每个表项长为 2.5B 表示。于是，FAT 表需占用多少存储空间为：

$$2.5 \times 600\text{KB}=1500\text{KB}$$

(2) 对 1.2GB 的硬盘，磁盘物理块大小为 1KB 时，该磁盘共有磁盘块为：

$$1.2\text{GB}/1\text{KB}=1.2\text{MB}(\text{个盘块})$$

因为, $1\text{MB} < 1.2\text{MB} < 2\text{MB}$, 所以, 1.2MB 个盘块需用 31 位二进制数表示。为方便计算, FAT 表的每个表项长取为 4B 表示。于是, FAT 表需占用多少存储空间为:

$$4 \times 1.2\text{MB} = 4.8\text{MB}$$

24. 在Linux 系统中, 如果一个盘块的大小为1KB, 每个盘块号占4个字节, 那么, 一个进程要访问偏移量263168字节处的数据时, 需要经过几次间接?

解:

在Linux 系统中, 文件的盘块号直接或间接地存放在该文件索引节点的13个地址项中。

- (1) 前10个地址项是直接寻址, 每个地址项中直接存放了该文件所在的盘块号;
 - (2) 第11个地址项是一次间接寻址, 因一个盘块的大小为1KB且每个盘块号占4个字节, 所以一个盘块中最多能存放 $1024 / 4 = 256$ 个盘块号存放在一个磁盘块中, 再将该磁盘块的块号存放在该地址项中;
 - (3) 第12个地址项是二次间接寻址, 其中的磁盘块号指向一个一次间接块号表;
 - (4) 第13个地址项是三次间接寻址, 其中的磁盘块号指向一个二次间接块号表。
- 偏移量263168的逻辑块号为: $263168 / 1024 = 257$
 - 块内偏移量为: $263168 - 1024 \times 257 = 0$
 - 因为 $10 < 257 < 256 + 10 = 266$ 。所以偏移地址263168的块号在一次间接块内, 故一个进程要访问偏移量为263168字节处数据时, 只需要经过一次间接。

25. 假设一个文件系统中, 物理块的大小为 512 字节; 文件控制块 FCB 占用 48 个字节。如果把 FCB 分解成两部分: 符号目录项占 8 字节(其中文件名占用 6 字节, inode 号占用 2 字节); 基本目录项 inode 占用 $48 - 6 = 42$ 字节。试计算不分解 FCB 和分解 FCB 时, 查找一个文件的平均访盘次数。

解:

- (1) 不分解 FCB 时, 一个物理块可以存放 $512 / 48 \approx 10$ 个 FCB。
- (2) 进行 FCB 分解后, 一个物理块可以存放 $512 / 8 = 64$ 个符号目录项, 或者 $512 / 42 \approx 12$ 个基本目录项 inode。
- (3) 如果一个目录文件有 128 个 FCB, 那么分解前共需 $13(128/10 \approx 13)$ 个物理块存放该目录文件。
- (4) 进行目录项分解分解后, 符号目录项占用 $128 \times 8 / 512 = 2$, 即需要 2 个物理块存放符号目录项文件。基本目录项占 $128 \times 42 / 512 \approx 11$, 即需要 11 个物理块存放基本目录项 inode 文件。

于是, 可计算查找一个文件的平均访盘次数:

分解前: $(1 + 13) / 2 = 7$ 次;

分解后: $(1 + 2) / 2 + 1 = 2.5$ 次。

可见, FCB 分解法的优点是, 减少了访问硬盘的次数, 提高了文件目录检索速度。

26. 文件系统中, 为了加快文件目录的检索速度, 可用“FCB 分解法”。假设目录文件存放在磁盘上, 每个盘块为 512B。FCB 占 64B, 其中文件名占 8 B。通常将 FCB 分成两个部分, 第 1 部分占 10 B (包括文件名和文件内部号), 第 2 部分占 56B(包含文件内部号和文件其他描述信息)。(1)若某个目录文件共有 254 个 FCB, 试分别给出采用分解法前后, 查找该目录文件的 FCB 的平均访问磁盘次数。(2)若目录文件分解前占用 n 个盘块, 分解后改用 m 个盘块存放文件名和文件内部号, 请给出访问磁盘次数减少的条件。

解：(1)采用分解法前：查找该目录文件的某 FCB 的平均访问磁盘次数为：

$$64 \times (254/2)/512 \approx 16$$

采用分解法后：查找该目录文件的某 FCB 的平均访问磁盘次数为：

$$10 \times (254/2) + 1 \approx 4$$

(2) 访问磁盘次数减少的条件： $m < n - 2$ 。

27. 在一个文件系统中，通过磁盘块检查程序检查，获得下表结果。试找出和解释出现的错误，并给出处理方法。

盘块号	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
空闲块	1	0	1	1	1	1	0	0	1	2	0	0	1
占用块	0	1	0	0	1	0	0	1	0	0	1	2	0

解：有问题的磁盘块为：4、6、9、11。磁盘块 4—出现既占用，又空闲状态，可把磁盘块 4 的空闲状态改为 0。磁盘块 6—出现既不占用，又不空闲状态，即它消失了，可把磁盘块 6 的空闲状态改为 1。磁盘块 9—出现没有被占用，但空闲状态值出现错误，可把磁盘块的空闲状态改为 1。磁盘块 11—出现 2 次占用状态，可把磁盘块 11 的占用状态改为 1，同时再找一个空闲磁盘块复制磁盘块 11 的内容，并并入对应文件中。

28. 有一个文件系统，它共占用 20 个盘面，每个盘面 100 个磁道，每个磁道 16 个扇区。现以扇区为分配单位，使用位示图管理文件空间，试问（1）位示图占用多少空间。（2）若每个文件的文件目录表目占用 5 个 B，问何时文件目录占用空间大于位示图占用空间？

解：文件系统空间占用磁盘组扇区总数 = $20 \times 100 \times 16 = 32000$ 。因而，使用位示图管理文件空间需占用 $32000/8 = 4000B$ 。

由于每个文件的文件目录表目占用 5 个 B，而位示图需占用 4000B。4000B 可存放的文件目录表目数 = $4000/5 = 800$ (个)，也就是说，当文件目录表目大于 800 个时，文件目录占用空间大于位示图占用空间。

29. 若文件系统采用空闲块成组链接法，规定磁盘物理块大小为 512B，专用块及 150 号块的目前内容如下图所示：

专用块

150 号块

sfree=2
sfree[0]=150
sfree[1]=149
....

现有一个文件
解:根据文件请求,
号分配出去。接着,
由于此时专用块 sfr
续分配,分出 sfree

sfree=100
sfree[0]=250
sfree[1]=249
...
sfree[97]=153
sfree[98]=152
sfree[99]=151

间 1800B
个磁盘物
e-1, 并
将磁盘物
程及分配后专用块的内容。
用块 sfree-1, 并把 sfree[1]=149
块分配出去。
内存, 覆盖专用块。然后, 继
分配后专用块的内容如下。

专用块

142

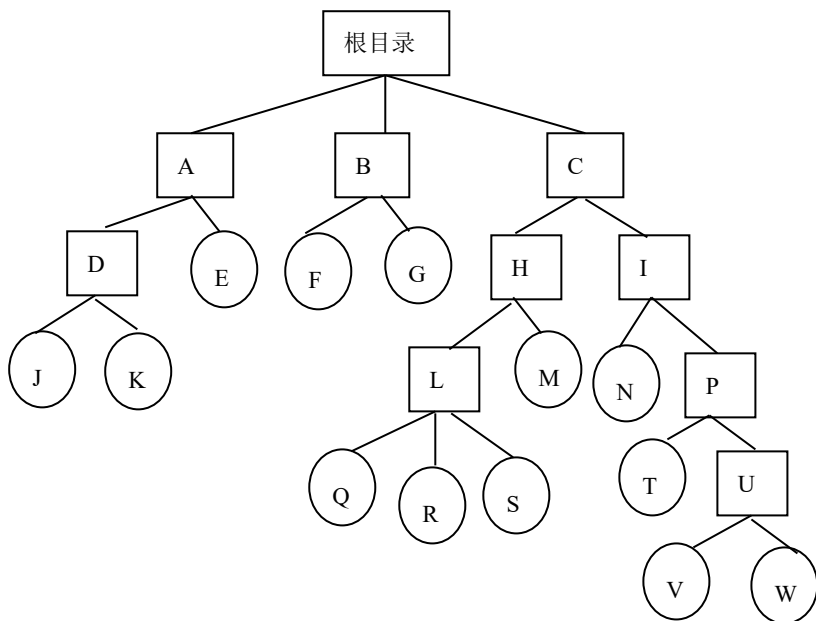
sfree=98
sfree[0]=250
sfree[1]=249
...
Sfree[97]=153

30.有一个文件系统如图所示。图中的矩形框表示目录，圆表示普通文件。根目录常驻内存，目录文件组织成链接文件，不设置 FCB，普通文件组织成索引文件。目录文件指示下一级文件名及其磁盘地址（各占 2 B，共 4 B）。若下一级文件是目录文件，指示其第一个磁盘块地址。若下一级文件是普通文件，指示其 FCB 的磁盘地址。每个目录文件磁盘块最后 4 B 供拉链使用。下级文件在上级文件中的次序在图中为自左向右。每个磁盘块有 512 B，与普通文件的一页等长。

普通文件的 FCB 组织如表所示。其中，每个磁盘地址占 2 B，前 10 个地址直接指示该文件前 10 页的地址。第 11 个地址指示一级索引表地址，一级索引表中每个磁盘地址指示一个一级索引表地址；第 12 个地址指示二级索引表地址，二级索引表中每个地址指示一个一级索引表地址；第 13 个地址指示三级索引表地址，三级索引表中每个地址指示一个二级索引表地址。

试问：（1）一个普通文件最多可有多少个文件页？（2）若要读文件 J 中某一页，最多启动磁盘多少次？（3）若要读文件 W 中某一页，最多启动磁盘多少次？（4）就上一问而言，为最大限度减少启动磁盘次数，可采用什么方法？此时，磁盘最多启动多少次？

0	文件描述信息
1	磁盘地址
2	磁盘地址
3	磁盘地址
4	磁盘地址
5	磁盘地址
6	磁盘地址
7	磁盘地址
8	磁盘地址
9	磁盘地址
10	磁盘地址
11	磁盘地址
12	磁盘地址
13	磁盘地址



解：由于一个索引表占一个磁盘块（512B），一个磁盘地址占 2 B，因此，一个一级索引表可以容纳 256 个磁盘地址。同样，一个二级索引表可以容纳 256 个一级索引表地址，一个三级索引表可以容纳 256 个二级索引表地址。这样，一个普通文件最多可有的页数为：

$$10 + 256 + 256 \times 256 + 256 \times 256 \times 256 = 16\,843\,018$$

对于访问文件 J，首先，从内存中的根目录中找到目录 A 的目录文件，读入内存（第一次访问磁盘），然后，再从目录 A 的目录文件中找出目录 D 的文件磁盘地址，并读入内存（第二次访问磁盘）。在目录 D 的目录文件中，读出文件 J 的 FCB 地址，并读入内存（第三

次访问磁盘)。若要访问的页是文件 J 中通过三级索引表找到页面,则还需访问磁盘三次(即读入三级索引表,读入二级索引表,读入一级索引表)。

对于访问文件 W,首先,从内存中的根目录中找到目录 C 的目录文件,读入内存(第一次访问磁盘),然后,再从目录 C 的目录文件中找出目录 I 的文件磁盘地址,并读入内存(第二次访问磁盘)。然后,再依次访问目录 P 和目录 U(第三次、第四次访问磁盘),读出文件 W 的 FCB(第五次访问磁盘)。若访问的页是文件 W 的 FCB 中直接指出的磁盘地址,则可直接访问该页。由于通过 FCB 访问文件使所需的访问次数无法改变,因此,要减少访问磁盘次数,只有通过减少访问目录文件的次数来达到。

- (1) 一个普通文件最多有的文件页数为: 16843018;
- (2) 若要读文件 J 中某一页,最多启动磁盘 7 次;
- (3) 若要读文件 W 中某一页,最多启动磁盘 6 次;
- (4) 若要最大限度减少启动磁盘次数,可将文件 W 链接在根目录的最左端。这样可以减少 4 次访问磁盘次数。此时要读文件 W 中某一页,最多启动磁盘 5 次。