第一章

1、有一台计算机，具有 IMB 内存，操作系统占用 200KB ，每个用户进程各占 200KB 。如果用户进程等待 I/O 的时间为 80 % ，若增加 1MB 内存，则 CPU 的利用率提高多少？

答：设每个进程等待 I/O 的百分比为 P ，则 n 个进程同时等待刀 O 的概率是 Pn ，当 n 个进程同时等待 I/O 期间 CPU 是空闲的，故 CPU 的利用率为 1-Pn。由题意可知，除去操作系统，内存还能容纳 4 个用户进程，由于每个用户进程等待 I/O 的时间为 80 % ， 故：

CPU 利用率＝1-（80%)4 = 0.59

若再增加 1MB 内存，系统中可同时运行 9 个用户进程，此时：cPu 利用率＝1-（1-80%)9 = 0.87

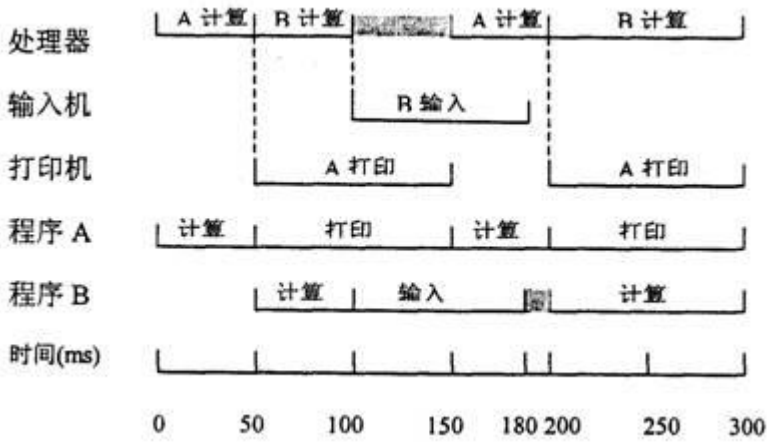
故增加 IMB 内存使 CPU 的利用率提高了 47 % ：

87 %/59 %=147 %

147 %-100 % = 47 %

2 一个计算机系统，有一台输入机和一台打印机，现有两道程序投入运行，且程序 A 先开始做，程序 B 后开始运行。程序 A 的运行轨迹为：计算 50ms 、打印 100ms 、再计算 50ms 、打印 100ms ，结束。程序 B 的运行轨迹为：计算 50ms 、输入 80ms 、再计算 100ms ，结束。试说明（1 ）两道程序运行时，CPU 有无空闲等待？若有，在哪段时间内等待？为什么会等待？（ 2 ）程序 A 、B 有无等待 CPU 的情况？若有，指出发生等待的时刻。

答：画出两道程序并发执行图如下：



（1）两道程序运行期间，CPU 存在空闲等待，时间为 100 至 150ms 之间（见图中有色部分）

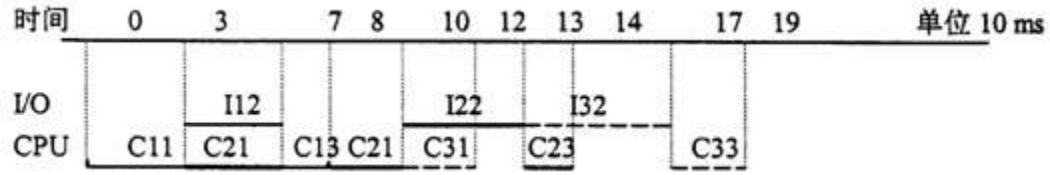
（2）程序 A 无等待现象，但程序 B 有等待。程序 B 有等待时间段为 180rns 至 200ms 间（见图中有色部分）

3 设有三道程序，按 A 、B 、C 优先次序运行，其内部计算和 UO 操作时间由图给出。

A	B	C
C_{11}=30ms	C_{21}=60ms	C_{31}=20ms
I_{12}=40ms	I_{22}=30ms	I_{32}=40ms
C_{13}=10ms	C_{23}=10ms	C_{33}=20ms

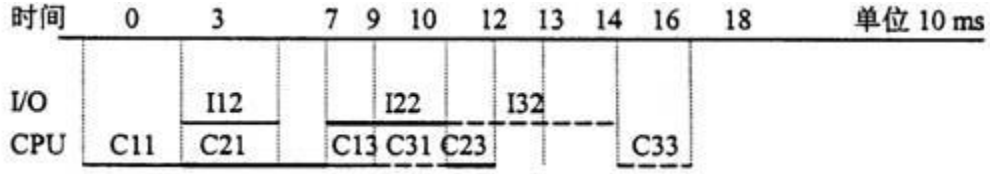
试画出按多道运行的时间关系图（忽略调度执行时间）。完成三道程序共花多少时间？比单道运行节省了多少时间？若处理器调度程序每次进行程序转换化时 lms ， 试画出各程序状态转换的时

间关系图。
答：
1 ）忽略调度执行时间,多道运行方式（抢占式）：

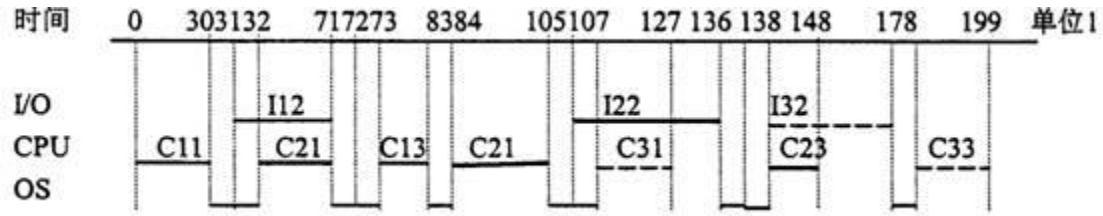


？

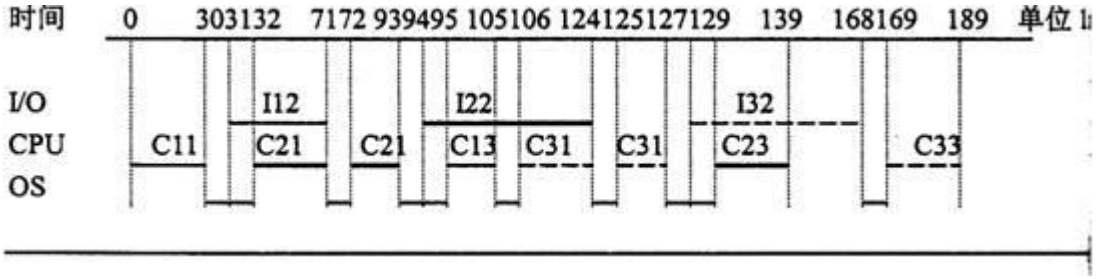
抢占式共用去 190ms ，单道完成需要 260ms ，节省 70ms 。
忽略调度执行时间，多道运行方式（非抢占式）：



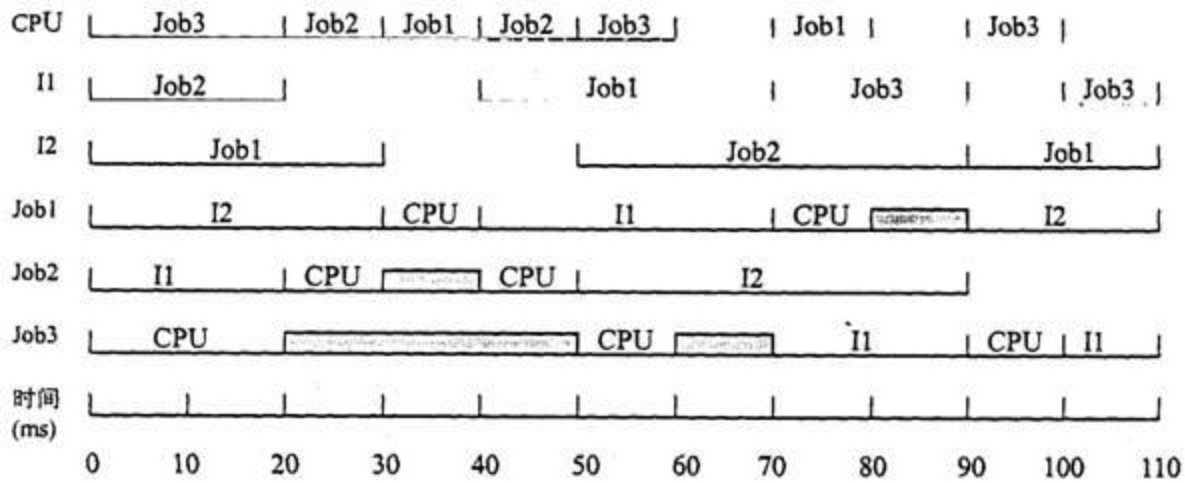
非抢占式共用去 180ms ，单道完成需要 260ms ，节省 80ms 。
2 ）调度执行时间 1ms ， 多道运行方式（抢占式）：



调度执行时间 ITns ，多道运行方式（非抢占式）：

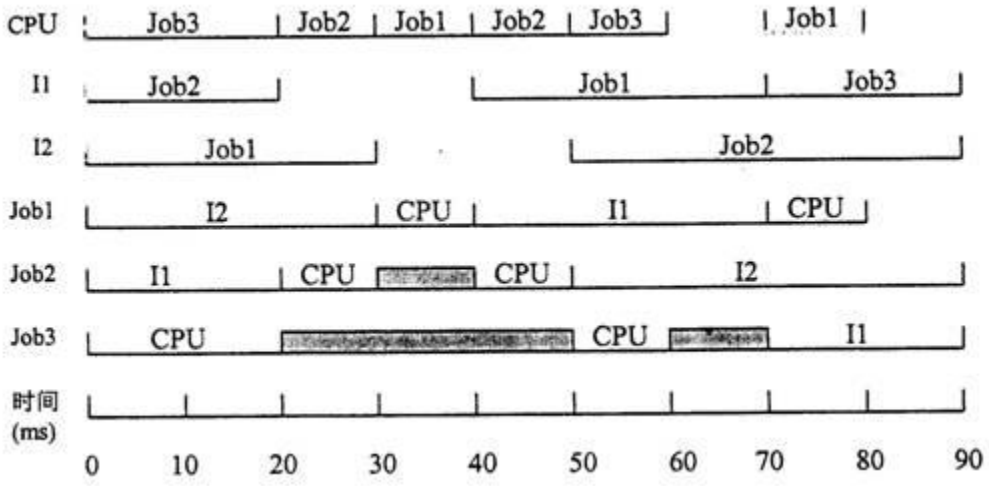


4 在单 CPU 和两台 I/O(I1 ， 12 ）设备的多道程序设计环境下，同时投入三个作业运行。它们的执行轨迹如下：
Jobl ： I2 （ 30ms ）、CPU （ 10ms ）、I1 （ 30ms ）、CPU （ 10ms ）、I2 （ 20ms ）
Job2 ： I1 （ 20ms ）、CPU （ 20ms ）、I2 （ 40 ms ）
JOb3 ： CPU （ 30ms ）、I1 （ 20ms ）、CPU （ 10ms ）、I1 （ 10ms ）
如果 CPU 、I1 和 I2 都能并行工作，优先级从高到低为 Jobl 、Job2 和 Job3 ，优先级高的作业可以抢占优先级低的作业的 CPU ，但不抢占 I1 和 I2 。试求：（ l ）每个作业从投入到完成分别所需的时间。（2 ）从投入到完成 CPU 的利用率。（3 ）I2 设备利用率。
答：画出三个作业并行工作图如下（图中着色部分为作业等待时间）：，



（ 1 ）Job1 从投入到运行完成需 110ms ， Job2 从投入到运行完成需 90ms ， Job3 从投入到运行完成需 110ms.
CPU 空闲时间段为:60ms 至 70ms , 80ms 至 90ms , 100ms 至 110ms 。所以 CPU 利用率为(110-30)/10 = 72.7 %。
设备 I1 空闲时间段为：20ms 至 40ms ， 90ms 至 100ms,故 I1 的利用率为 (110-30)/110 = 72 . 7 %。
设备 I2 空闲时间段为：30ms 至 50ms，故 I2 的利用率为(110-20) / 110 = 81.8 %。

5 在单 CPU 和两台 I/O(I1 ， 12 ）设备的多道程序设计环境下，同时投入三个作业运行。它们的执行轨迹如下：
Jobl : I2 (30ms ）、CPU (10rns ）、I1 (30ms ）、CPU (10ms)
Job2 : I1 (20ms ）、CPU (20ms ）、I2 (40ms)
Job3 : CPU (30ms ）、I1 (20ms)
如果 CPU 、I1 和 I2 都能并行工作，优先级从高到低为 Job1 、Job2 和 Job3 ，优先级高的作业可以抢占优先级低的作业的 CPU 。
试求：(1 ）每个作业从投入到完成分别所需的时间.
(2 ）每个作业投入到完成 CPU 的利用率。
（3 ）I/0 设备利用率。
答：画出三个作业并行工作图如下（图中着色部分为作业等待时间）：



（ 1 ） Job1 从投入到运行完成需 80ms ， Job2 从投入到运行完成需 90ms ， Job3 从投入到运行完成需 90ms 。

（ 2 ）CPU 空闲时间段为：60ms 至 70ms ， 80ms 至 90ms 。所以 CPU 利用率为（ 90-20 ） / 90 = 77.78 %。

（ 3 ）设备 I1 空闲时间段为：20ms 至 40ms ，故 I1 的利用率为（90-20 ） / 90 = 77 . 78 %。

设备 I2 空闲时间段为：30ms 至 50ms ，故 I2 的利用率为（90-20 ） / 90=77.78 %。

6 若内存中有 3 道程序 A 、B 、C ，它们按 A 、B 、C 优先次序运行。各程序的计算轨迹为：

A ：计算（20 ）、I/O（ 30 ）、计算（10 ）

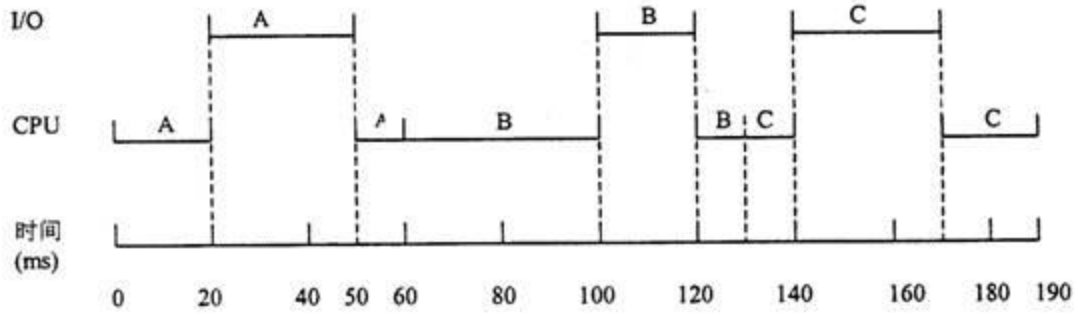
B ：计算（40 ）、I/O（ 20 ）、计算（10 ）

c ：计算（10 ）、I/O （ 30 ）、计算（20 ）

如果三道程序都使用相同设备进行 I/O（即程序用串行方式使用设备，调度开销忽略不计）。试分别画出单道和多道运行的时间关系图。两种情况下，CPU 的平均利用率各为多少？

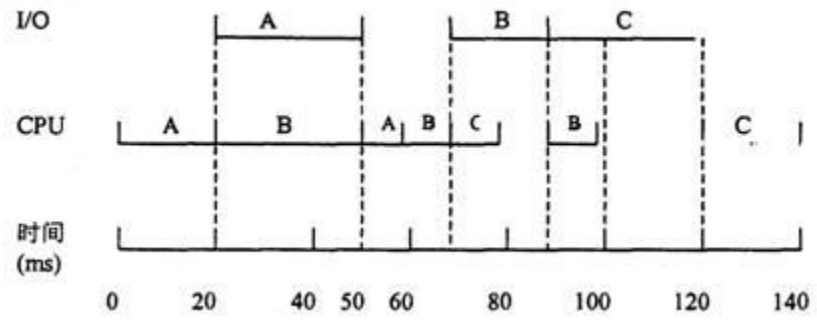
答：分别画出单道和多道运行的时间图

（ 1 ）单道运行时间关系图



单道总运行时间为 190ms 。CPU 利用率为（190-80 ）/190 = 57.9 %

单道运行时间关系图



多道总运行时间为 140ms 。CPU 利用率为（140-30 ）/ 140 = 78.6 %

7 若内存中有 3 道程序 A 、B 、C ，优先级从高到低为 A 、B 和 C ，它们单独运行时的 CPU 和 I/O 占用时间为：

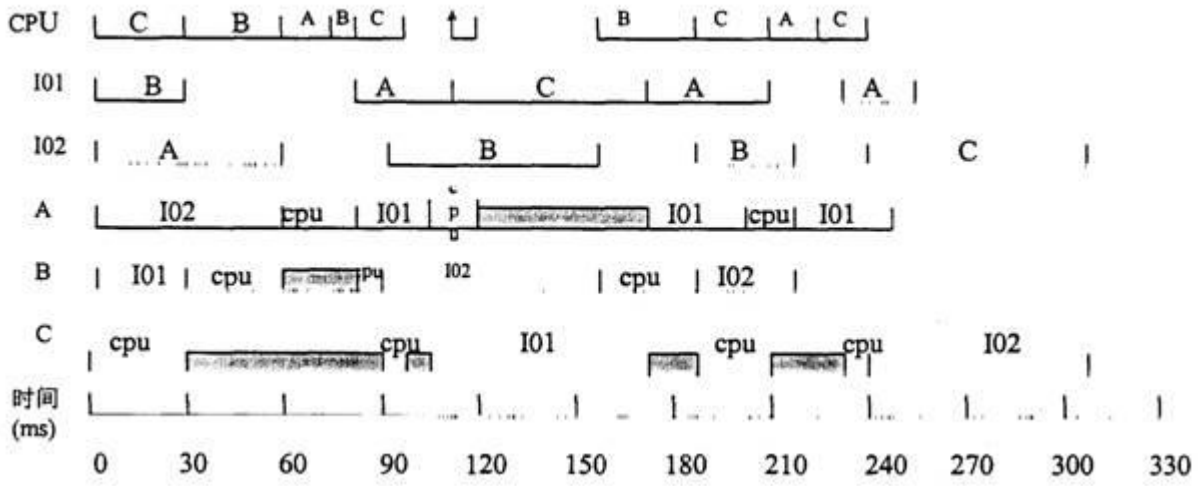
程序 A： 60 I/O2 20 CPU 30 I/O1 10 CPU 40 I/O1 20 CPU 20 I/O1 (ms)

程序 B： 30 I/O1 40 CPU 70 I/O2 30 CPU 30 I/O2 (ms)

程序 C： 40 CPU 60 I/O1 30 CPU 70 I/O2 (ms)

如果三道程序同时并发执行，调度开销忽略不计，但优先级高的程序可中断优先级低的程序，优先级与 I/O 设备无关。试画出多道运行的时间关系图，并问最早与最迟结束的程序是哪个？每道程序执行到结束分别用了多少时间？计算三个程序全部运算结束时的 CPU 利用率？

答：画出三个作业并发执行的时间图：



（ 1 ）最早结束的程序为 B ，最后结束的程序为 C 。

（ 2 ）程序 A 为 250ms 。程序 B 为 220ms 。程序 C 为 310ms 。

（ 3 ）CPU 利用率为（310 -120 ）/ 310 = 61.3 %

有两个程序，A 程序按顺序使用：（CPU)10 秒、（设备甲）5 秒、（CPU）5 秒、（设备乙）10 秒、（CPU）10 秒。B 程序按顺序使用：（设备甲）10 秒、（CPU）10 秒、（设备乙）5 秒、（CPU)5 秒、（设备乙）10 秒。在顺序环境下先执行 A ，再执行 B ，求出总的 CPU 利用率为多少？

答：程序 A 执行了 40 秒，其中 CPU 用了 25 秒。程序 B 执行了 40 秒，其中 CPU 用了 15 秒。两个程序共用了 80 秒，CPU 化 40 秒。故 CPU 利用率为 40/80 =50 %。

9、在某计算机系统中，时钟中断处理程序每次执行的时间为 2ms （包括进程切换开销）。若时钟中断频率为 60HZ ，试问 CPU 用于时钟中断处理的时间比率为多少？

答：因时钟中断频率为 60HZ ，所以，时钟周期为：1 / 60s = 50/3ms 。在每个时钟周期中，CPU 花 2ms 执行中断任务。所以，CPU 用于时钟中断处理的时间比率为：2(50/3)=6/50 = 12%。

作者：佚名 来源：网络

1.下列指令中哪些只能在核心态运行？
(1）读时钟日期；(2）访管指令；(3）设时钟日期；(4）加载 PSW；(5）置特殊寄存器：(6）改变存储器映象图；(7）启动 I/O 指令。
答：（ 3 ），（ 4 ），（ 5 ），（ 6 ），（ 7 ）.
2 假设有一种低级调度算法是让“最近使用处理器较少的进程”运行，试解释这种算法对“I/O 繁重”型作业有利，但并不是永远不受理“处理器繁重”型作业。
答：因为 I/O 繁忙型作业忙于 I/O，所以它 CPU 用得少，按调度策略能优先执行。同样原因一个进程等待 CPU 足够久时，由于它是“最近使用处理器较少的进程”，就能被优先调度，故不会饥饿。
3 并发进程之间有什么样的相互制约关系？下列日常生活中的活动是属哪种制约关系：(1）踢足球，(2）吃自助餐，(3）图书馆借书，(4）电视机生产流水线工序。
答：并发进程之间的基本相互制约关系有互斥和同步两种。其中（1）、（3）为互斥问题.(2）、(4）为同步问题。
4 在按动态优先数调度进程的系统中，每个进程的优先数需定时重新计算。在处理器不断地在进程之间交替的情况下，重新计算进程优先数的时间从何而来？
答：许多操作系统重新计算进程的优先数在时钟中断处理例程中进行，由于中断是随机碰到哪个进程，就插入哪个进程中运行处理程序，并把处理时间记在这个进程的账上。
5 若后备作业队列中等待运行的同时有三个作业 J1 、J2、J3 ，已知它们各自的运行时间为 a 、b 、c，且满足 a ＜ b ＜c，试证明采用短作业优先算法调度能获得最小平均作业周转时间。
答：采用短作业优先算法调度时，三个作业的总周转时间为：
T1 = = a + (a +b) + (a + b + c) = 3a + 2b + c ①

若不按短作业优先算法调度，不失一般性，设调度次序为：J2 、J1 、J3 。则三个作业的总周转时间为：
T2=b＋(b＋a) ＋(b＋a + c) = 3b + 2a + c ②
令②-① 式得到：
T2 - T1 = b- a＞ 0
可见，采用短作业优先算法调度才能获得最小平均作业周转时间。
6、若有一组作业 J1 ，… ，Jn ，其执行时间依次为 S1 ，… ， Sn 。如果这些作业同时到试找出一种作业调度算法到达系统，并在一台单 CPU 处理器上按单道方式执行。使得平均作业周转时间最短。
答：首先，对 n 个作业按执行时间从小到大重新进行排序，则对 n 个作业：J1’，… ，Jn，创门的运行时间满足：S1≤S2 ≤……≤S (n-1) ≤ Sn ’。那么有：

$$
\begin{aligned}
T&=[S_1'+(S_1'+S_2')+(S_1'+S_2'+S_3')+\cdots+(S_1'+S_2'+S_3'+\cdots+S_n')]/n\\
&=[n\times S_1'+(n-1)\times S_2'+(n-3)\times S_3']+\cdots+S_n']]/n\\
&=(S_1'+S_2'+S_3'+\cdots+S_n')-[0\times S_1'+1\times S_2'+2\times S_3'+\cdots+(n-1)\ S_n']/n
\end{aligned}
$$

由于任何调度方式下，S1’＋S2’＋S3’＋…＋Sn’为一个确定的数，而当 S1 ’ ≤S2 ’ ≤…≤ S（n － 1 ）’ ≤Sn ’ 时才有：0*S1+1*S2+2*S3+…（n-1）Sn 的值最大，也就是说，此时 T 值最小。所以，按短作业优先调度算法调度时，使得平均作业周转时间最短。

7、 假定执行表中所列作业，作业号即为到达顺序，依次在时刻 0 按次序 1 、2 、3 、4 、5 进入单处理器系统。

（1）分别用先来先服务调度算法、时间片轮转算法、短作业优先算法及非强占优先权调度算法算出各作业的执行先后次序（注意优先权高的数值小）；

（2）计算每种情况下作业的平均周转时间和平均带权周转时间。

作业号	执行时间	优先权
1	10	3
2	1	1
3	2	3
4	1	4
5	5	2

（ 1 ）采用 FCFS 算法调度作业，运作情况：

执行次序	执行时间	等待时间	开始时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
1	10	0	0	10	10	1
2	1	10	10	11	11	11
3	2	11	11	13	13	6.5
4	1	13	13	14	14	14
5	5	14	14	19	19	3.8
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(10+11+13+14+19)/5=13.4 W=(1+11+6.5+14+3.8)/5=7.26			

（2 ）采用双算法调度作业，若令时间片长＝1 ，各作业执行情况为：1 、2 、3 、4 、5 、1 、3 、5 、1 、5 、1 、5 、1 、5 、1 、1 、1 、1 、1 。

作业	执行时间	提交时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
1	10	0	19	19	1.9
2	1	0	2	2	2
3	2	0	7	7	3.5
4	1	0	4	4	4
5	5	0	14	14	2.8
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(19+2+7+4+14)/5=9.2 W=(1.9+2+3.5+4+2.8)/5=2.84		

（ 3 ）采用 SJF 算法调度作业，运作情况：

执行次序	执行时间	等待时间	开始时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
2	1	0	0	1	1	1
4	1	1	1	2	2	2
3	2	2	2	4	4	2
5	5	4	4	9	9	1.8
1	10	9	9	19	19	1.9
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(1+2+4+9+19)/5=7 W=(1+2+2+1.8+1.9)/5=1.74			

（ 4 ）采用非剥夺优先权算法调度作业，运作情况：

8 对某系统进行监测后表明平均每个进程在 I/O 阻塞之前的运行时间为 T 。一次进程‘切换的系统开销时间为 S 。若采用时间片长度为 Q 的时间片轮转法，对下列各种情况算出 CPU 利用率。

1）Q=∞　2）Q>T　3）S<Q<T　4 = Q=S　5= Q 接近于 0

答：　1）Q=∞　CPU 利用率=T/（T+S）

2）Q>T　CPU 利用率=T/（T+S）

3）T>Q>S　CPU 利用率=Q/（Q+S）

4) Q=S　CPU 利用率=50%

5) Q→0　CPU 利用率→0

9 有 5 个待运行的作业，各自预计运行时间分别是：9 、6 、3 、5 和 x ，采用哪种运行次序使得平均响应时间最短？

答：按照最短作业优先的算法可以使平均响应时间最短。x 取值不定，按照以下情况讨论：

1） x≤3　次序为：x，3，5，6，9

2） 3<x≤5　次序为：3，x，5，6，9

3） 5<x≤6　次序为：3，5，x，6，9

4） 6<x≤9　次序为：3，5，6，x，9

5） 9<x　次序为：3，5，6，9，x

10.有 5 个批处理作业 A 到 E 均已到达计算中心，其运行时间分别 2 、4 、6 、8 和 10 分钟：各自的优先级分跳狠掀完为、、飞、飞、氏积 5 、这里 5 为最高级。对于 1）时间片轮转算法、2）优先数法、3）短作业优先算法、4）先来先服务调度算法（按到达次序 C 、D 、B 、E 、A），在忽略进程切换时间的前提下，计算出平均作业周转时间。(对 1）每个作业获得相同的 2 分钟长的时间片；对 2）到 4）采用单道运行，直到结束。）

答：（ 1 ）FCFS 调度算法

执行次序	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
C	6	0	6	1
D	8	6	14	1.75
B	4	14	18	4.5
E	10	18	28	2.8
A	2	28	30	15
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(6+14+18+28+30)/5=19.2 W=(1+1.75+4.5+2.8+15)/5=5.01	

（ 2 ）优先级调度算法

执行次序	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
E	10	0	10	1
D	8	10	18	2.25
C	6	18	24	4
B	4	24	28	7
A	2	28	30	15
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(10+18+24+28+30)/5=22 W=(1+2.25+4+7+15)/5=5.85	

（ 3 ）时间片轮转法

作业	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
A	2	0	2	1
B	4	8	12	3
C	6	14	20	3.33
D	8	18	26	3.25
E	10	20	30	3
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(2+12+20+26+30)/5=18 W=(1+3+3.33+3.25+3)/5=2.71	

按次序 ABCDEBCDECDEDEE 轮转执行。

（ 4 ） SJF 调度算法

作业	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
A	2	0	2	1
B	4	2	6	1.5
C	6	6	12	2
D	8	12	20	2.5
E	10	20	30	3
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(2+6+12+20+30)/5=14 W=(1+1.5+2+2.5+3)/5=2	

11、 有 5 个批处理作业 A 到 E 均已到达计算中心，其运行时间分别 10 、6 、2 、4 和 8 分钟；各自的优先级分别被规定为 3 、5 、2 、1 和 4 ，这里 5 为最高级。若不考虑系统切换开销，计算出平均作业周转时间。（1）FCFs （按 A 、B 、C 、D 、E ）；(2) 优先级调度算法，(3) 时间片轮转法（每个作业获得相同的 2 分钟长的时间片）。

答：

（ 1 ）FCFS 调度算法

执行次序	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
A	10	0	10	1
B	6	10	16	2.66
C	2	16	18	9
D	4	18	22	5.5
E	8	22	30	3.75
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(10+16+18+22+30)/5=19.2 W=(1+2.66+9+5.5+3.75)/5=4.38	

（ 2 ）优先级调度算法

执行次序	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
B	6	0	6	1
E	8	6	14	1.75
A	10	14	24	2.4
C	2	24	26	13
D	4	26	30	7.5
作业平均周转时间 作业平均带权周转时间			T=(6+14+24+26+30)/5=20 W=(1+1.75+2.4+13+7.5)/5=5.13	

（ 3 ）时间片轮转法

按次序 ABCDEABDEABEAEA 轮转执行。

作业	执行时间	等待时间	周转时间	带权周转时间
A B C D E	10 6 2 4 8	20 16 4 12 20	30 22 6 16 28	3 3 .66 3 4 3. 5
作业平均周转时间作业 平均带权周转时间	T = (30 + 22 + 6 + 16 + 28) / 5 = 20.4 W = (3 + 3.66 + 3 +4 + 3.5) / 5 = 3.43			

12 (1）假定一个处理器正在执行两道作业，一道以计算为主，另一道以输入输出为主，你将怎样赋予它们占有处理器的优先级？为什么？
(2）假定一个处理器正在执行三道作业，一道以计算为主，第二道以输入输出为主，第三道为计算与输入输出均匀。应该如何赋予它们占有处理器的优先级使得系统效率较高？
答：处理器调度算法会考虑以下因素：作业响应时间要求；让 CPU 尽量和外围设备并行工作；限制一个计算进程长时间霸占处理器。因而，(1) FO 为主作业优先级高。（2) 输入输出为主作业优先级最高，输入输出均匀的作业其次，而计算为主作业的优先级最低。
13 请你设计一种先进的计算机体系结构，它使用硬件而不是中断来完成进程切换，则 CPU 需要哪些信息？请描述用硬件完成进程切换的工作过程。
答：该计算机有一个专用硬件寄存器，它始终存放指向当前运行进程的 PCB 的指针。当系统中发生了一个事件，如 FO 结束事件，CPU 便可把运行进程的上下文保存到专用硬件寄存器指针指向的 PCB 中保护起来，然后，CPU 转向中断向量表，找到设备中断处理程序入口，让专用硬件寄存器指针指向（设备）中断服务例程，于是，便可启动中断服务例程工作。

14 设计一条机器指令和一种与信号量机制不同的算法，使得并发进程对共享变量的使用不会出现与时间有关的错误。
解：
(1) 设计机器指令。
设计一条如下的”测试、比较和交换”三地址指令，提供了一种硬件互斥解决方案：

TC&S	R1	R3	B2	D2

该指令的功能如下：
1) C 为一个共享变量，由地址 2 、即变址（B2) + D2 给出，
（2) （R1) 与（C) 比较，
（3) 如果（R1) = (C) 则（R3）→C ，并置条件码为″00″，
如果（R1) ≠（c) 则（C)→R1 ，并置条件码为″01 ″.
(2) 编写进程访问共享变量的程序。
对每个访问共享变量 C 的进程，编写访问共享变量的程序段为：

陆界区程序	说明
(C) →R1 ; loop2 : (R1) → R3 ; Add /decrease R3 ; TC & S ; R(condition = 01) loop2 ;	共享变量 C 的值保护到 RI 中。 R1 的值传送到 R3 中，进程修改共享变量时，先对 R3 操作（不是直接操作 C ）。 R3 加 1 / 减 1 ，进程归还 / 申请由共享变量 C 代表的共享资源（假定每次一个）。 执行”测试、比较和交换”指令。 条件码＝01 ，转向循环 loop2 ；否则离开临界区。

(3 ）程序执行说明。

此解与互斥使用共享变量的思路绝然不同，并发运行的进程可不互斥地访问它们的共享变量。此方案认为造成共享变量 C 值错误的原因在于：一个进程（P1 ）在改变 C 值的过程中，另一个进程伊 2 ）插进来也改变了 C 的值，而本进程（P1）却不知道，造成了 c 值结果不正确。如果有办法使本进程口 1 ）能知道 C 值是否改变，改变的话在继承改变了的 C 值的基础上，再作自己的改变操作，则就不会导致共享变量 C 值的错误。为此，本解决方案中，当一个进程 1）准备改变 C 值时，先把 C 的值保护在 R1 中，然后，通过 R3 来改变共享变量 C 的值。当要把新的值（即 R3 内的值）送 C 之前，先要判断一下在本进程（P1 ）工作期间是否有别的进程口 2 ）插进来也改变了 C 的值（并发进程 P1 、P2 的执行完全会造成这种情况），方法是：将扭 1 ）中被保护的 C 的原来值，与 C 的当前值比较，若相等，说明 C 值未被改变过，则将本进程（P1 ）修改过的新值送 C （即（R3 ）一 C ）；若不相等，说明 C 值在工作期间被改变过，则应该继承 C 的新值（即（C ）一 R1 ）并且返回到 loop2 处重新对 C 值计数，以此保证 C 值的最终结果的正确性。这里提及”进程工作期间”指的是一个进程从开始至结束对共享变量 C 值的操作的这段时间，也就是执行进程，’ I 晦界区”这段程序的时间。此外，在进程进入临界区之前，应等待直到 C 为非。（即有资源可用）为止。

(4 ）举例。

假定系统中有静态分配资源磁带机共 3 台，被 N 个进程共享，由共享变量 C 来代表可用磁带机台数，其初值为 3 。现有并发进程 P1 和 P2 均申请使用磁带机，执行临界区程序。

进程 P1 执行临界区程序

(C ）→R1 ；因（C）=3 ，故（R1）= 3 。

loop2: (R1 ）→R3 因（R1 ）= 3 ，故（R3 ）当前也＝3 。

decrease R3 ：申请使用磁带机，做减 1 操作，故（R3 ）=2.

TC & S 执行”测试、比较和交换，， TC & S 指令。

如果 R1=（C ）则（R3 ）→C，即（C）=2 ，并置条件码为”00″，跳出临界区程序，去使用磁带机。

如果(R1 ）≠ (C) ，例如，(C ）=2 ，说明进程 P2 抢先申请了磁带机，所以，C 与保护在 R1 中的值不一样了（C 的值必

小于 R1 的值），应以 C 的当前值为准，执行（C ）R1 （ R1 此时变为 2 ），并置条件码为”01″，转向 foopZ 。于是伍 1 ）= 2 ，跟着（R3 卜 2 。接着卿）减 1 后应＝1 了。再执行 TC & S 时，由于伍 1 卜（C ）= 2 ，会使 C 变为 1 。

r (conditio 二 01) loop2 ;

巧单道批处理系统中，下列三个作业采用先来先服务调度算法和最高响应比优先算法进行调度，哪一种算法性能较好？请完成下表：

作业	提交时间	运行时间	开始时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
1 2 3	10 ： 00 10 ： 10 10 ： 25	2 ： 00 1 ： 00 0 ： 25				
平均作业周转时间= 平均作业带权周转时间 W =						

答：

FIFO

作业	提交时间	运行时间	开始时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
1	10：00	2：00	10:00	12:00	2	120/120
2	10：10	1：00	12:00	13:00	2:50	170/60
3	10：25	0：25	13:00	13:25	3	180/25
平均作业周转时间＝2.61 平均作业带权周转时间 W=3.68						

HRRF

作业	提交时间	运行时间	开始时间	完成时间	周转时间	带权周转时间
1	10：00	2：00	10:00	12:00	2	120/120
2	10：10	1：00	12:25	13:25	3:15	195/60
3	10：25	0：25	12:00	12:25	2	120/25
平均作业周转时间＝2.41 平均作业带权周转时间 W=3.02						

可见 HRRF 比 FIFO 要好

16 若有如表所示四个作业进入系统，分别计算在 FCFS 、S 开和 HRR 卫算法下的平均周转时间与带权平均周转时间。（时间以十进制表示）

作业	提交时间(时)	估计运行时间(小时)
1	8.00	2.00
2	8.50	0.50
3	9.00	0.10
4	9.50	0.20

答：

作业	FCFS			SJF			HRRF		
	开始时间	完成时间	周转时间	开始时间	完成时间	周转时间	开始时间	完成时间	周转时间
1	8.00	10.00	2.00	8.00	10.00	2.00	8.00	10.00	2.00
2	10.00	10.50	2.00	10.30	10.80	2.30	10.10	10.60	2.10
3	10.50	10.60	1.60	10.00	10.10	1.10	10.00	10.10	1.10
4	10.60	10.80	1.30	10.10	10.30	0.80	10.60	10.80	1.30
平均周转时间=	T=1.725			T=1.55			T=1.625		
带权平均周转时间=	W=6.875			W=5.15			W=5.675		

17 Kleinrock 提出一种动态优先权算法：进程在就绪队列等待时，其优先权以速率 a 变化；当进程在处理器上运行，时其优先权以速率 p 变化。给参数 a,b 赋以不同值可得到不同算法。（1 ）若 a＞b＞c 是什么算法？（ 2 ）若 a＜b＜c 是什么算法

答：（1 ）是先进先出算法。因为在就绪队列中的进程比在 CPU 上运行的进程的优先数提高得快，故进程切换时，先进入就绪队列的进程优先权就越高。

（ 2 ）是后进先出算法。因为在就绪队列中的进程比在 CPU 上运行的进程的优先权下降得快，故后进入就绪队列的进程此先进入的进程的优先权高。

18 有一个四道作业的操作系统，若在一段时间内先后到达 6 个作业，它们的提交和估计运行时间由下表给出：

作业	提交时间	估计运行时间(分钟)
1	8：00	60
2	8：20	35
3	8：25	20
4	8：30	25
5	8：35	5
6	8：40	10

系统采用 SJF 调度算法，作业被调度进入系统后中途不会退出，但作业运行时可被更短作业抢占。（1 ）分别给出 6 个作业的执行时间序列、即开始执行时间、作业完成时间、作业周转时间。（2 ）计算平均作业周转时间。

答

作业号	提交时间	需运行时间	开始运行时间	被抢占还需运行时间	完成时间	周转时间
J1	8:00	60	8:00	40	10:35	155
J2	8:20	35	8:20	30	9:55	95
J3	8:25	20	8:25		8:45	20
J4	8:30	25	9:00	25	9:25	55
J5	8:35	5	8:45		8:50	15
J6	8:40	10	8:50		9:00	20

说明：

（ 1 ） J2 到达时抢占 J1 ； J3 到达时抢占 J2 。

（ 2 ）但 J4 到达时，因不满足 SJF ，故 J4 不能被运行，J3 继续执行 5 分钟。

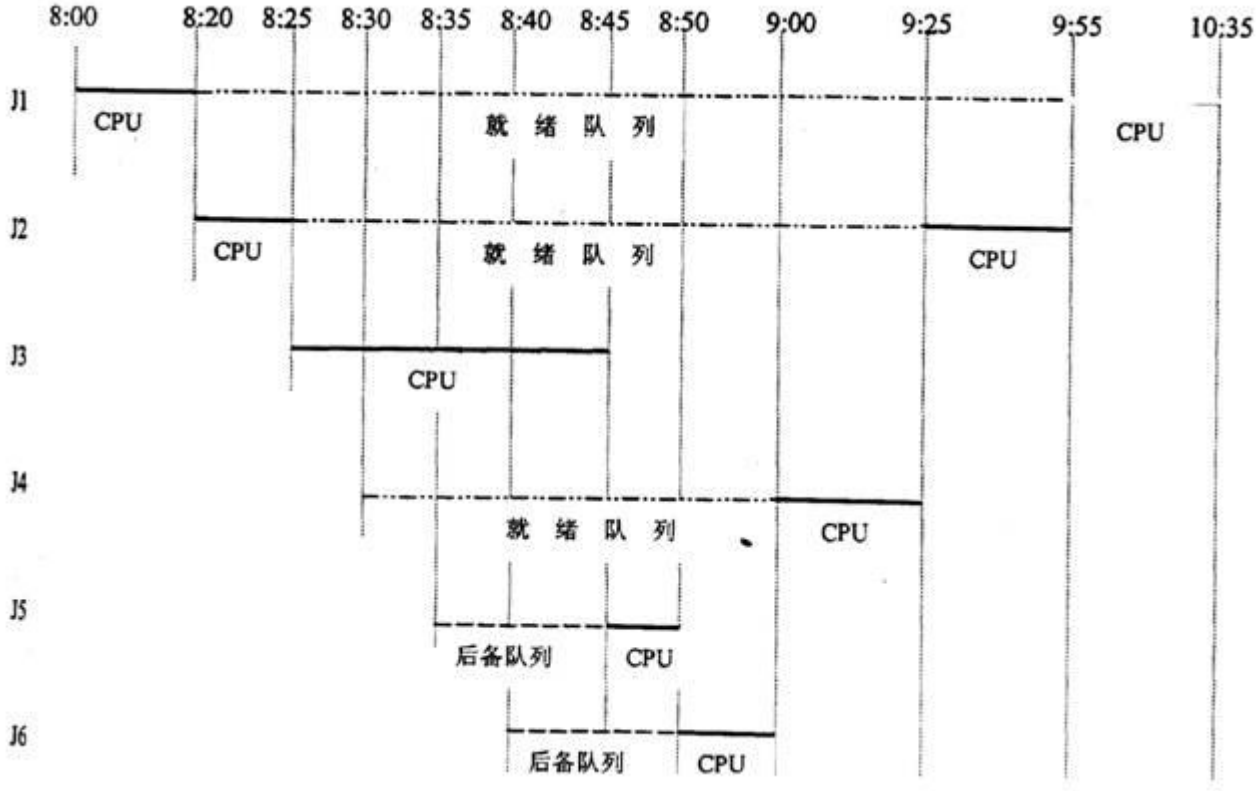
（ 3 ）由于是 4 道的作业系统，故后面作业不能进入主存而在后备队列等待，直到有作业结束。

（ 4 ）根据进程调度可抢占原则，J3 第一个做完。而这时 J5 、J6 均已进入后备队列，而 J5 可进入主存。

（ 5 ）因 J5 最短，故它第二个完成。这时 J6 方可进入主存。因 J6 最短，故它第三个完成。

（ 6 ）然后是：J4 、J2 和 J1

（ 7 ）T =(155 + 95 + 20 + 55 + 15 + 20) / 6 = 60

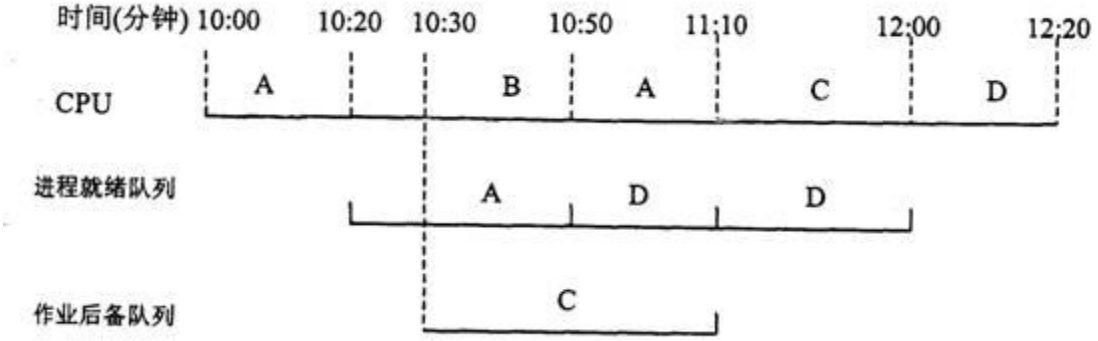


19、有一个具有两道作业的批处理系统，作业调度采用短作业优先的调度算法，进程调度采用以

优先数为基础的抢占式调度算法，在下表所示的作业序列，作业优先数即为进程优先数，优先数越小优先级越高。

作业名	到达时间	估计运行时间	优先数
A	10：00	40分	5
B	10：20	30分	3
C	10：30	50分	4
D	10：50	20分	6

（ 1 ）列出所有作业进入内存时间及结束时间。
（ 2 ）计算平均周转时间。
答：每个作业运行将经过两个阶段：作业调度（SJF 算法）和进程调度（优先数抢占式）。另外，批处理最多容纳 2 道作业，更多的作业将在后备队列等待。



（ 1 ）10 ： 00 ，作业 A 到达并投入运行。
（ 3 ）10 ： 20 ，作业 B 到达且优先权高于作业 A ，故作业 B 投入运行而作业 A 在就绪队列等待。
（ 4 ）10 ： 30 ，作业 C 到达，因内存中已有两道作业，故作业 C 进入作业后备队列等待。
（ 5 ）10 ： 50 ，作业 B 运行结束，作业 D 到达，按 SJF 短作业优先算法，作业 D 被装入内存进入就绪队列。而由于作业 A 的优先级高于作业 D ，故作业 A 投入运行
（ 6 ）11 ： 10 ，作业 A 运行结束，作业 C 被调入内存，具作业 c 的优先级高于作业 D ， 故作业 C 投入运行。
（ 7 ）12 ： 00 ，作业 c 运行结束，作业 D 投入运行。
（ 8 ）12 ： 20 ，作业 D 运行结束。

作业	进入内存时间	运行结束时间
A	10:00	11:10
B	10:20	10;50
C	11:10	12:00
D	10:50	12:20

各作业周转时间为：作业 A 70 ，作业 B 30 ，作业 C 90 ，作业 D 90 。平均作业周转时间为 70 分钟。

20 、某多道程序设计系统供用户使用的主存为 100K ，磁带机 2 台，打印机 1 台。采用可变分区内存管理，采用静态方式分配外围设备，忽略用户作业 FO 时间。现有作业序列如下：

作业号	进入输入井时间	运行时间	主存需求量	磁带需求	打印机需求
1	8:00	25 分钟	15K	1	1
2	8:20	10 分钟	30K	0	1
3	8:20	20 分钟	60K	1	0
4	8:30	20 分钟	20K	1	0
5	8:35	15 分钟	10K	1	1

作业调度采用 FCFS 策略，优先分配主存低地址区且不准移动已在主存的作业，在主存中的各作业平分 CPU 时间. 现求：（ 1 ）作业被调度的先后次序？（ 2 ）全部作业运行结束的时间？（ 3 ）作业平均周转时间为多少？（ 4 ）最大作业周转时间为多少？
答：（ 1 ）作业调度选择的作业次序为：作业 1 、作业 3 、作业 4 、作业 2 和作业 5 .
（ 2 ）全部作业运行结束的时间 9 ： 30 。
（ 3 ）周转时间：作业 1 为 30 分钟、作业 2 为 55 分钟、作业 3 为 40 分钟、作业 4 为 40 分钟和作业 5 为 55 分钟。
（ 4 ）平均作业周转时间＝44 分钟。
（ 5)最大作业周转时间为 55 分钟。
分析：本题综合测试了作业调度、进程调度、及对外设的竞争、主存的竞争。8 ： oo 作业 1 到达，占有资源并调入主存运行。
8 : 20 作业 2 和 3 同时到达，但作业 2 因分不到打印机，只能在后备队列等待。作业 3 资源满足，可进主存运行，并与作业 1 平分 CPU 时间。

8 ： 30 作业 1 在 8 ： 30 结束，释放磁带与打印机。但作业 2 仍不能执行，因不能移动而没有 30KB 的空闲区，继续等待。作业 4 在 8 ： 30 到达，并进入主存执行，与作业 3 分享 CPU

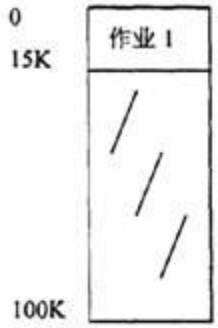
8 ： 35 作业 5 到达，因分不到磁带/打印机，只能在后备队列等待。

9 ： 00 作业 3 运行结束，释放磁带机。此时作业 2 的主存及打印机均可满足，投入运行。作业 5 到达时间晚，只能等待。

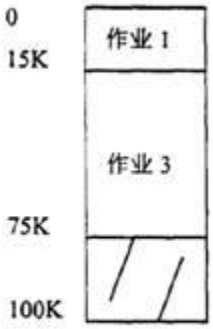
9 ： 10 作业 4 运行结束，作业 5 因分不到打印机，只能在后备队列继续等待。

9：15 巧作业 2 运行结束，作业 5 投入运行。

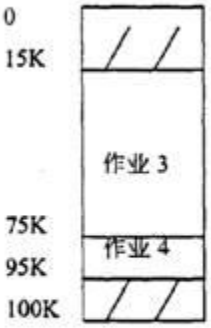
9 ： 30 作业全部执行结束。



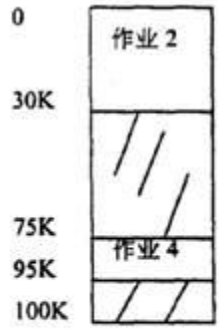
8:00



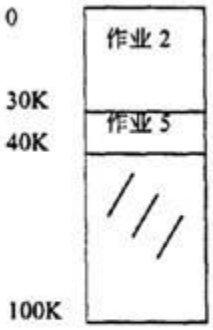
8:20



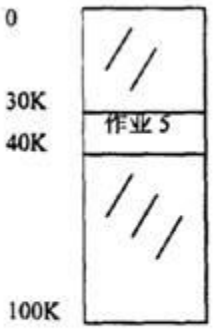
8:30



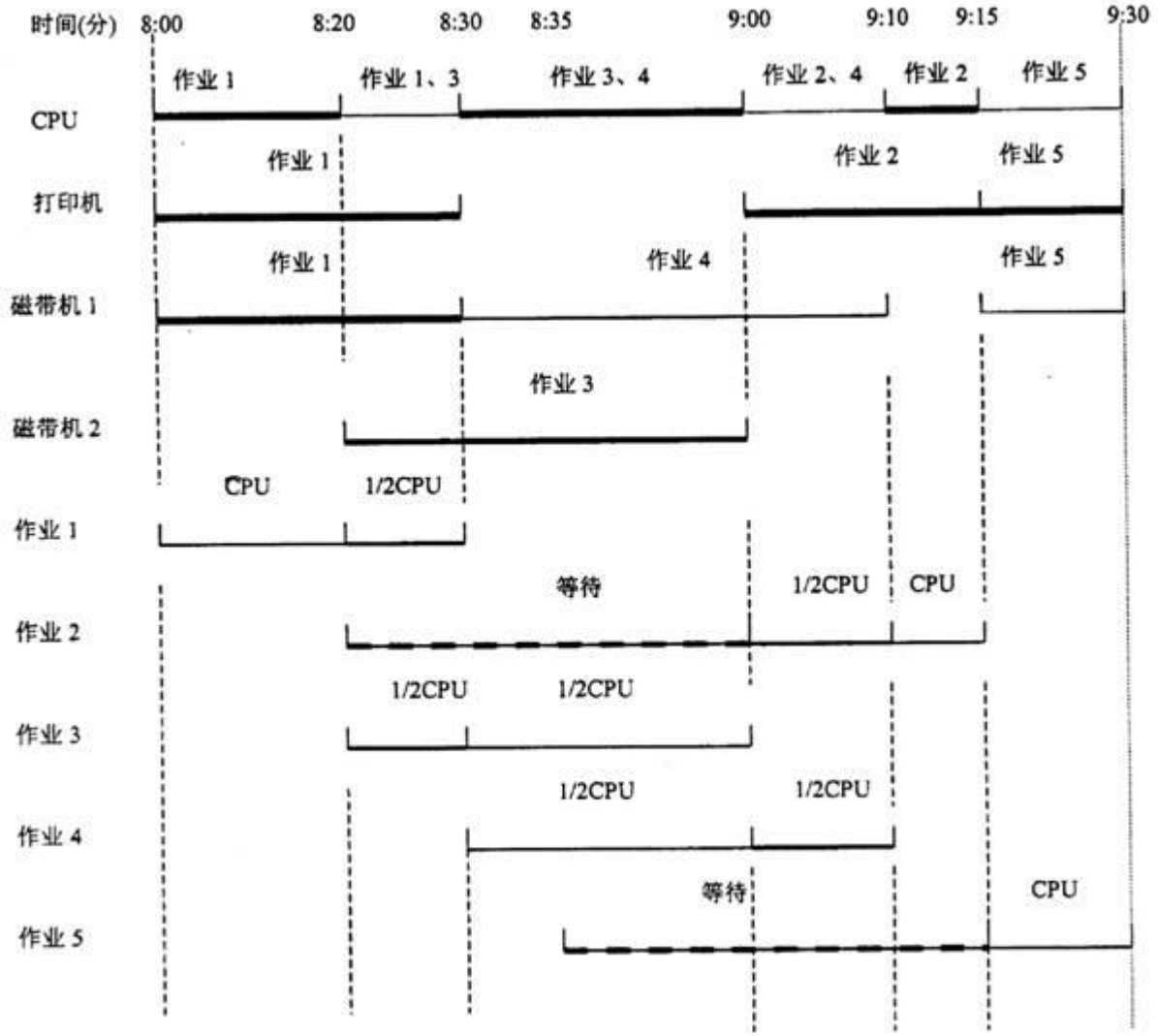
9:00



9:10



9:15



21、某多道程序设计系统采用可变分区内存管理，供用户使用的主存为 200K ，磁带机 5 台。采用静态方式分配外围设备，且不能移动在主存中的作业，忽略用户作业 I/O 时间。现有作业序列如下：

作业号	进入输入井时间	运行时间	主存需求量	磁带需求
A	8:30	40 分钟	30K	3
B	8:50	25 分钟	120K	1
C	9:00	35 分钟	100K	2
D	9:05	20 分钟	20K	3
E	9:10	10 分钟	60K	1

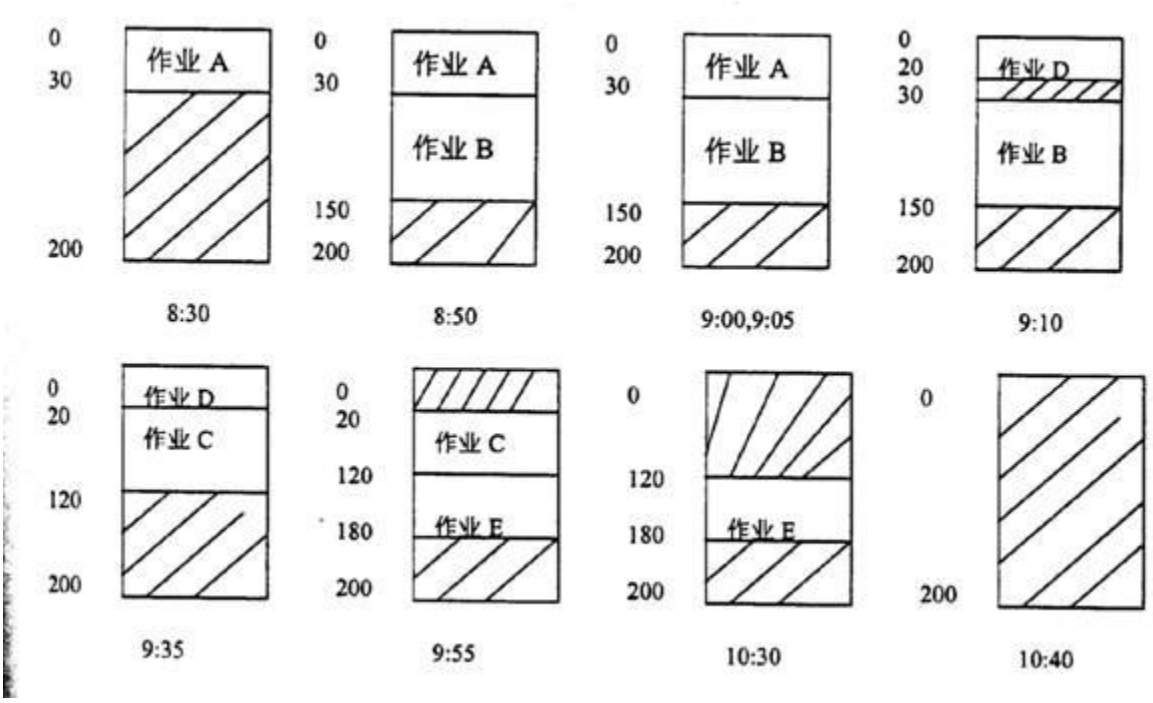
现求：（ 1 ）FIFO 算法选中作业执行的次序及作业平均周转时间？（ 2 ）SJF 算法选中作业执行的次序及作业平均周转时间？（进程调度也采用 FCFS ）

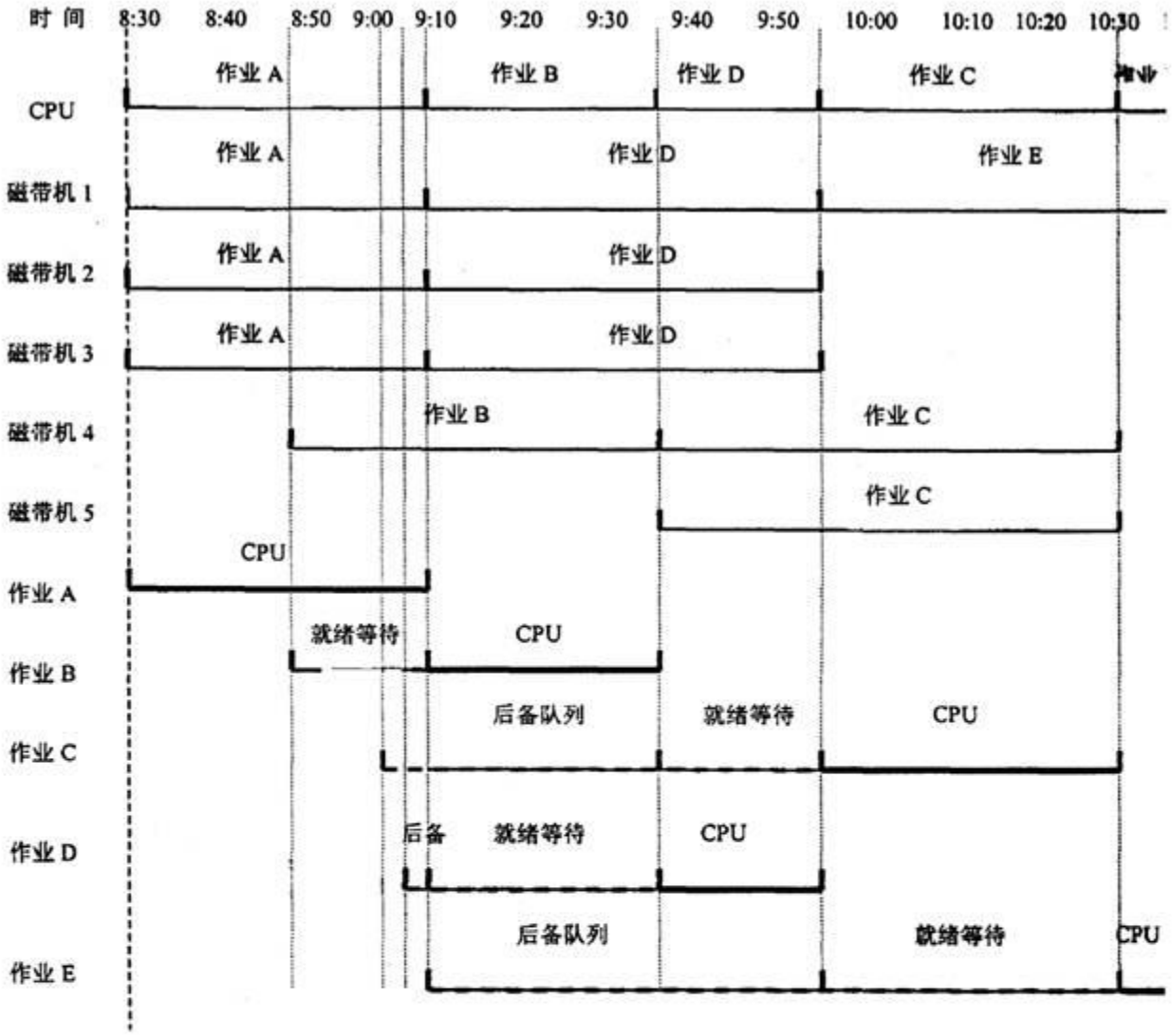
答：（ 1 ）FIFO 算法选中作业执行的次序为：A 、B 、D 、C 和 E 作业平均周转时间为 63 分钟（ 2 ）SJF 算法选中作业执行的次序为：A 、B 、D 、E 和 C 。作业平均周转时间为 58 分钟

详细说明：

1 ．先来先服务算法。说明：

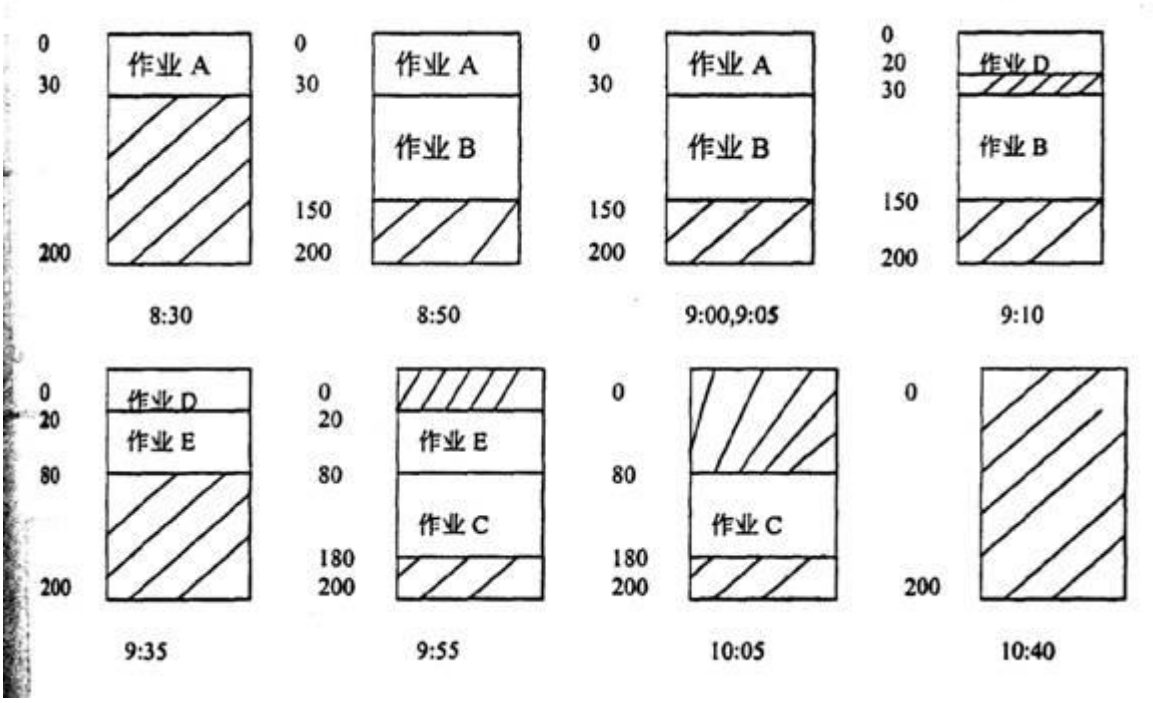
（ 1 ） 8 ： 30 作业 A 到达并投入运行。注意它所占用的资源。
（ 2 ） 8 ： 50 作业 B 到达，资源满足进主存就绪队列等 CPu 。
（ 3 ） 9 ： 00 作业 C 到达，主存和磁带机均不够，进后备作业队列等待。
（ 4 ） 9 ： 05 作业 D 到达，磁带机不够，进后备作业队列等待。后备作业队列有 C 、D 。（ 5 ） 9 ： 10 作业 A 运行结束，归还资源磁带，但注意主存不能移动（即不能紧缩）。作业 B 投入运行。作业 C 仍因主存不够而等在后备队列。这时作业 E 也到达了，。也由于主存不够进入后备作业队列。此时作业 D 因资源满足（主存磁带均满足），进主存就绪队列等待。后备作业队列还有 C 、E 。
（ 6 ） 9 ： 35 作业 B 运行结束，作业 D 投入运行。这时作业 C 因资源满足而调入主存进就绪队列等 CPU 。而作业 E 因磁带机不够继续在后备作业队列等待。
（ 7 ） 9 ： 55 作业 D 运行结束，作业 C 投入运行。这时作业 E 因资源满足而调入主存进就绪队列等 CPU 。
（ 8 ） 10 ： 30 作业 C 运行结束，、作业 E 投入运行。
（ 9 ） 10 ： 40 作业 E 运行结束。

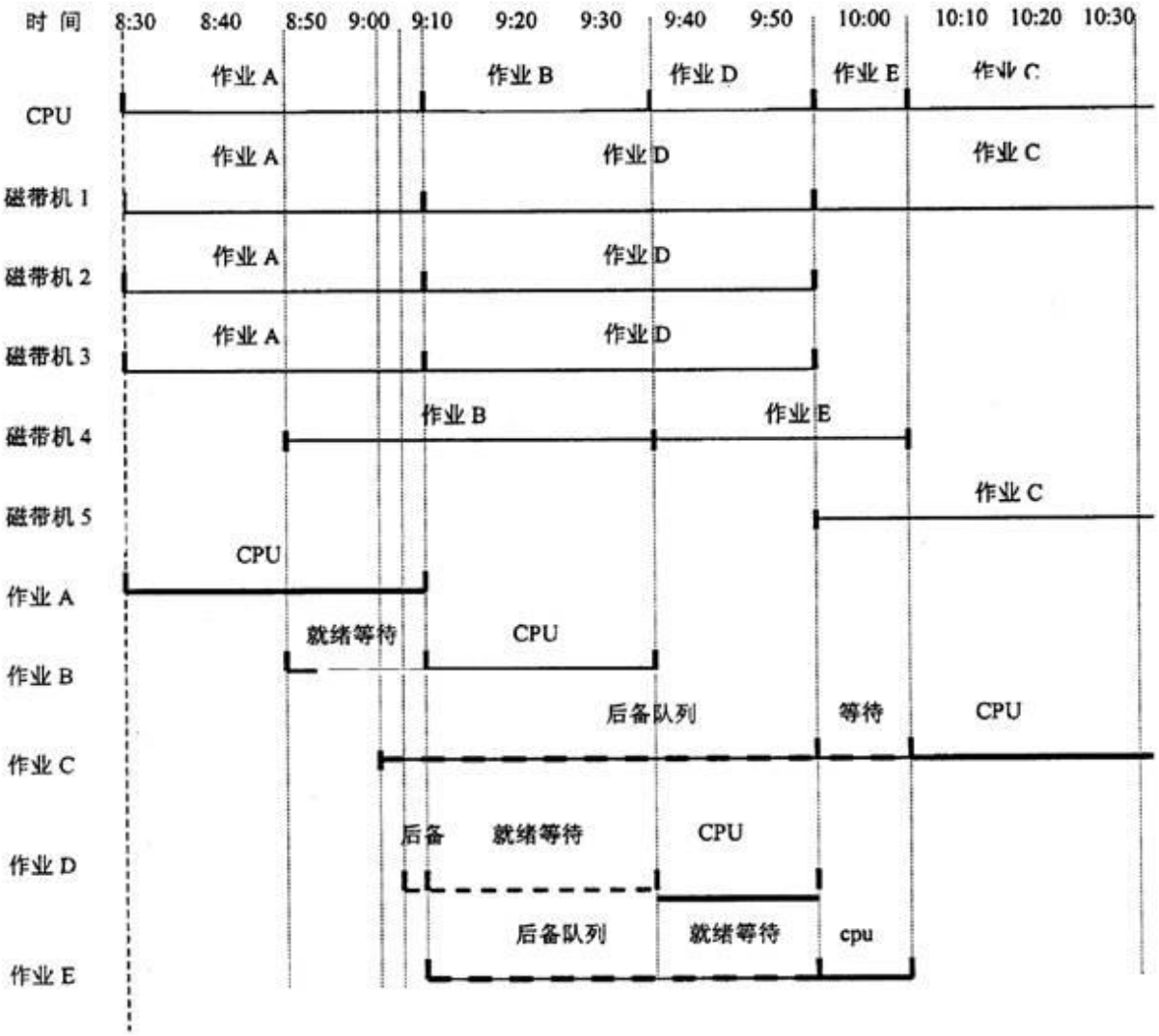




作业执行次序	进输入井时间	装入主存时间	开始执行时间	执行结束时间	周转时间
作业 A	8:30	8:30	8:30	9:10	40(分)
作业 B	8:50	8:50	9:10	9:35	45
作业 D	9:05	9:10	9:35	9:55	50
作业 C	9:00	9:35	9:55	10:30	90
作业 E	9:10	9:55	10:30	10:40	90
作业平均周转时间		(40+45+50+90+90)/5=63 分钟			

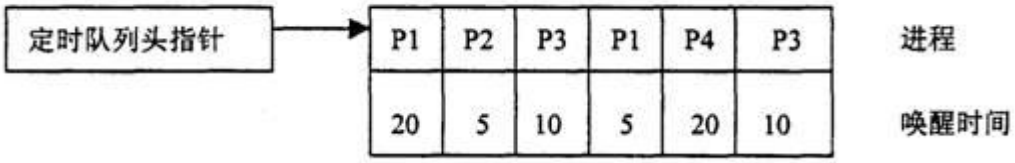
2 ．短作业优先算法。说明：
（ 1 ）8 ： 30 作业A 到达并投入运行。注意它所占用的资源。
（ 2 ）8 ： 50 作业B 到达，资源满足进主存就绪队列等CPU 。
（ 3 ）9 ： 00 作业C 到达，主存和磁带机均不够，进后备作业队列等待。
（ 4 ）9 ： 05 作业D 到达，磁带机不够，进后备作业队列等待。后备作业队列有C 、D ．
（5）9：10 作业A 运行结束，归还资源磁带，但注意主存不能移动（即不能紧缩）。作业B 投入运行。作业C 仍因主存不够而等在后备队列。这时作业E 也到达了，虽然该作业最短，也由于主存不够进入后备作业队列．此时作业D 因资源满足（主存磁带均满脚，进主存就绪队列等待。后备作业队列还有C 、E 。
（ 6 ）9 ： 35 作业B 运行结束，作业D 投入运行。这时作业C 和E 资源均满足，但按SJF 应把作业E 调入主存进就绪队列等CPU 。而作业C 因磁带机不够继续在后备作业队列等待。
（ 7 ）9 ： 55 作业D 运行结束，作业C 调入主存进就绪队列等CPU ．
（ 8 ）10 ： 05 作业E 运行结束，作业C 投入运行．
（ 9 ）10 ： 40 作业C 运行结束。





作业执行次序	进输入井时间	装入主存时间	开始执行时间	执行结束时间	周转时间
作业 A	8:30	8:30	8:30	9:10	40(分)
作业 B	8:50	8:50	9:10	9:35	45
作业 D	9:05	9:10	9:35	9:55	50
作业 E	9:10	9:35	9:55	10:05	55
作业 C	9:00	9:55	10:05	10:40	100
作业平均周转时间		(40+45+50+55+100)/5=58 分钟			

上题中，若允许移动已在主存中的作业，其他条件不变，现求：（ 1 ）FIFO 算法选中作业执行的次序及作业平均周转时间？（ 2 ） SJF 算法选中作业执行的次序及作业平均周转时间？
答：
FIFO 算法选中作业执行的次序为：SJF 算法选中作业执行的次序为：
（1 ）A 、B 、D 、E 和 C。作业平均周转时间为 58 分钟。
（ 2 ）A 、B 、E 、D 和 C。作业平均周转时间为 56 分钟。
与上题类同，详细说明略。
23、设计一个进程定时唤醒队列和定时唤醒处理程序：（ 1 ）说明一个等待唤醒进程入队 v 的过程。（2 ）说明时钟中断时，定时唤醒处理程序的处理过程。（3 ）现有进程 P1 要求 20 秒后运行，经过 40 秒后再次运行；PZ 要求 25 秒后运行；P3 要求 35 秒后运行，经过 35 秒后再次运行；P4 要求 60 秒后运行。试建立相应的进程定时唤醒队列。
答：
组织如下的定时唤醒队列



。

（ 1 ）当一个需定时唤醒的进程要入队时，根据它要唤醒的时间，被扦入队列的适当位置，注意，唤醒时间按增量方式存放。
（ 2 ）每当时钟中断时，时钟中断例程判别把队列中的第一个进程的时间量减 1 ，直到该值为时唤醒进程工作。同时队列中下一个进程成为队列头。
24、一个实时系统有 4 个周期性事件，周期分别为 50 、100 、300 和 250ms 。若假设其处理分别需要 35 、20 、10 和 X ms，则该系统可调度允许的 X 值最大为多少？
实时任务可调度应满足：
35 / 50 +20/100 + 10/300 +X/250＜1

X＜250(1-28/30) = 250×0.067 = 16.75ms

第三章

作者：佚名 来源：网络

1、 有三个并发进程：R 负责从输入设备读入信息块，M 负责对信息块加工处理；P 负责打印输出信息块。今提供；

1 ）一个缓冲区，可放置 K 个信息块；

2 ）二个缓冲区，每个可放置 K 个信息块；

试用信号量和 P 、V 操作写出三个进程正确工作的流程。
答：
1 ） var B : array [0 , k-1] of item ;
sread : semaPhore : = k ;

```
smanage : semaPhore : = 0 ;
swrite : semaphore : = 0 ;
rptr : integer : = 0 ;
mptr : integer : = 0 ;
wptr : integer : = 0 ;
x : item
cobegin
process reader ; process manager ; process writer ;
begin begin begin
LI : read a message intox ; L2 : P ( smanage ) ; L3 : P ( swnte ) ;
P ( sread ) ; x:=B[mptr]; x:=B[swrite];
B[rptr]:=x; mptr:=(mptr+1) mod k; wptr:=(wptr+1) mod k;
Rptr:=(rptr+1) mod k; manage the message in x; V(sread);
V(smanage); B[mptr]:=x; print the message in x;
Goto L1; V(swrite); goto L3;
End; goto L2; end;
End;
coend
2 ) var A , B :array [ 0 , k -l ] of item ;
sPut1 : semaphore:=k;
SPut2: semaPhore:=k;
sget1 : semaPhore : = 0 ;
sget2 : semaphore : = 0 ;
put1 : integer : =0 ;
put2: integer : = 0 ;
get1 : integer : =0 ;
get2 : integer : = 0 ;
cobegin
process reader ; processn manager; process Writer ;
begin begin begin
Ll : read a message into x ; L2 : P ( sget1 ) ; L3 : P ( sgetZ ) ;
P ( SPut1 ) ; x : = A [ get1] ; x : = B [get2];
A [put1]:=x ; get1 : (get1+1 ) mod k ; get2:= (get2 + l ) mod k ;
Put1:=(put1+1) mod k; V(sput1); V(sput2);
V(sget1); manage the message into x; print the message in x;
Goto L1; P(sput2); goto L3;
Put2:=(put2+1) mod k;
V(sget2);
Goto L2;
End;
Coend
```

2 设有 n 个进程共享一个互斥段，如果：

(1) 每次只允许一个进程进入互斥段；

（ 2 ）每次最多允许 m 个进程（m 簇 n ）同时进入互斥段。
试问：所采用的信号量初值是否相同？信号量值的变化范围如何？
答：所采用的互斥信号量初值不同。
1 ）互斥信号量初值为 1 ，变化范围为 [-n＋1 ， 1] 。
当没有进程进入互斥段时，信号量值为 1 ；当有 1 个进程进入互斥段但没有进程等待进入互斥段时，信号量值为 0 ；当有 1 个进程进入互斥段且有一个进程等待进入互斥段时，信号量值为-1 ；最多可能有 n -1 个进程等待进入互斥段，故此时信号量的值应为-（n - 1 ）也就是-n+1 。
2 ）互斥信号量初值为 m ，变化范围为 [-n＋m ， m] 。
当没有进程进入互斥段时，信号量值为 m ；当有 1 个进程进入互斥段但没有进程等待进入互斥段时，信号量值为 m - 1 ：当有 m 个进程进入互斥段且没有一个进程等待进入互斥段时，信号量值为 0 ：当有 m 个进程进入互斥段且有一个进程等待进入互斥段时，信号量值为一 1 ；最多可能有 n - m 个进程等待进入互斥段，故此时信号量的值应为-(n-m)也就是-n+m.
3 有两个优先级相同的进程 P1 和 P2，各自执行的操作如下，信号量 S1 和 S2 初值均为 0。试问 P1 、P2 并发执行后，x 、y 、z 的值各为多少？

```
P1: P2:
Begin begin
Y:=1; x:=1;
Y:=y+3; x:=x+5;
V(S1); P(S1);
Z:=Y+1; X:X+Y;
P(s2); V(S2);
Y:=z+y; z:=z+x;
End end
```

答：现对进程语句进行编号，以方便描述.

```
P1 : P2 :
begin begin
y : = 1 ; ① x :=1 ; ⑤
y :=y+3 ; ② x : x+5 ; ⑥
V(S1); P(S1);
Z:Y+1 ; ③ x : X＋Y ;⑦
P(s2); V(S2);
Y:=z+y; ④ z: =Z+X; ⑧
End end
```

① 、② 、⑤ 和⑥ 是不相交语句，可以任何次序交错执行，而结果是唯一的。接着无论系统如何调度进程并发执行，当执行到语句⑦ 时，可以得到 x = 10 ， y = 4 。按 Bernstein 条件，语句③ 的执行结果不受语句⑦ 的影响，故语句③ 执行后得到 z = 5 。最后，语句④ 和⑧ 并发执行，这时得到了两种结果为：
语句④ 先执行：x =10 ， y =9 ， z= 150
语句⑧ 先执行：x =10 ， y =19 ， z =15
此外，还有第三种情况，语句③ 被推迟，直至语句⑧ 后再执行，于是依次执行以下三个语句：

```
7 : 二 z + X :
z : = y + 1 ;
y : ＝Z 十 y ;
```

这时 z 的值只可能是 y ＋1=5 ，故 y =Z＋Y=5 + 4=9，而 x = 10 。

第三种情况为：x = 10 ， Y=9 ， Z = 5 。
4 有一阅览室，读者进入时必须先在一张登记表上登记，该表为每一座位列出一个表目，包括座号、姓名，读者离开时要注销登记信息；假如阅览室共有 100 个座位。试用：1 ）信号量和 P 、V 操作；2 ）管程，来实现用户进程的同步算法。
答：1 ）使用信号量和 P 、v 操作：

```
var name ： array [ 1 …100]of A ;
A = record
number ： integer ;
name：string ;
end
for i : = 1 to 100 do {A [ i ].number ： i; A [ i ].name :null;}
mutex , seatcount : semaphore ;
i : integer ; mutex : = 1 ; seatcount : = 100 ;
cobegin
{
process readeri ( var readename：string ) （i=1 , 2 …)
{
P ( seatcount ) ;
P （mutex ) ;
for i : = 1 to 100 do i++
if A [ i ].name＝null then A [ i ].name：readername;
reader get the seat number=i; /*A[I].number
V ( mutex )
进入阅览室，座位号 i ，座下读书;
P ( mutex ) ;
A[i]name：null ;
V （mutex ) ;
V(seatcount);
离开阅览室;
}
}
coend
```

2 ）使用管程操作：

```
TYPE readbook=monitor
VAR R: condition ;
I,seatcount ： integer;
name：array [ 1:100] of string ;
DEFINE rcadercome, readerleave ;
USE check , wait , signal , release ;
Procedure readercome ( readername )
begin
check ( IM ) ;
if seatcount≥100 wait ( R,IM )
seatcount : = seatcount + 1 ;
```

```
for i=1 to 100 do i++
if name[i] ==null then name[i]:= readername;
get the seat number = i ;
release ( IM ) ;
end
procedure readerleave ( readername )
begin
check ( IM ) ;
seatcount--;
for i = 1 to 1 00 do i++
if name [i ] readername then name [i] :null;
release ( IM ) ;
end
begin
seatcount : = 100 ; name:＝null ;
end
cobegin
{
process readeri ( i = 1 , 2 . … )
begin
readercome ( readername) ;
read the book ;
readerleave ( readername) ;
leave the readroom;
end
}
coend.
```

5. 在一个盒子里，混装了数量相等的黑白围棋子• 现在用自动分拣系统把黑子、白子分开，设分拣系统有二个进程 P1 和 P2 ，其中 P1 拣白子；P2 拣黑子。规定每个进程每次拣一子；当一个进程在拣时，不允许另一个进程去拣；当一个进程拣了一子时，必须让另一个进程去拣. 试写出两进程 P1 和 P2 能并发正确执行的程序。

答 1 ：实质上是两个进程的同步问题，设信号量 s1 和 s2 分别表示可拣白子和黑子，不失一般性，若令先拣白子。

```
var S1 , S2 : semaphore;
S1 : = 1; S2 ：=0;
cobegin
{
process P1
begin
repeat
P( S1 ) ;
拣白子
V ( S2 ) ;
until false ;
```

```
end
process P2
begin
repeat
P ( S2 ) ;
拣黑子
V (S1 ) ;
until false ;
end
}
coend .
```
答 2 :
```
TYPE pickup-chess = MONITOR
VAR flag : boolean ;
S-black , s-white : codition ;
DEFINE pickup-black , pickup-white ;
USE wait,signal , check , release ;
procedure pickup-black ;
begin
check(IM ) ;
if flag then wait(s-black,IM ) ;
flag : ＝true;
pickup a black;
signal(S-white,IM);
release ( IM ) ;
end
procedure pickup-white ;
begin
check ( IM ) ;
if not flag then wait(S-white,IM );
flag :=false ;
pickup a white ;
signal ( S-black,IM ) ;
release ( IM ) ;
end
begin
flag:=true ;
end

main ( )
{ cobegin
process -B ( ) ;
process -W ( ) ;
coend
```

```
}
process-B ( )
begin
pickup-chess.pickup-black ( ) ;
other ;
end
process-W ( )
begin
pickup-chess.pickup-white( ) ;
other ;
end
```

6 管程的同步机制使用条件变量和 wait 及 signal ，尝试为管程设计一种仅仅使用一个原语操作的同步机制。

答：可以采用形如 waituntil ＜条件表达式＞的同步原语。如 waituntil (numbersum + number < K) 表示进程由于条件不满足而应等待，当进程号累加和小于 K 时，系统应唤醒该进程工作.

7 设公共汽车上，司机和售票员的活动分别如下：

司机的活动：启动车辆：正常行车；到站停车。

售票员的活动：关车门；售票；开车门。

在汽车不断地到站、停车、行驶过程中，这两个活动有什么同步关系？用信号量和 P 、V 操作实现它们的同步。

答：在汽车行驶过程中，司机活动与售票员活动之间的同步关系为：售票员关车门后，向司机发开车信号，司机接到开车信号后启动车辆，在汽车正常行驶过程中售票员售票，到站时司机停车，售票员在车停后开门让乘客上下车。因此，司机启动车辆的动作必须与售票员关车门的动作取得同步；售票员开车门的动作也必须与司机停车取得同步。应设置两个信号量：S1 、S2 ;S1 表示是否允许司机启动汽车（其初值为 0 ）;S2 表示是否允许售票员开门（其初值为 0 ）。用 P 、v 原语描述如下：

```
var S1 , S2 : semaphore ;
S1=0; S2=0;
cobegin
{
driver ( ) ;
busman ( ) ;
}
coend
driver ( )
begin
while ( 1 ) {
P ( S1 )
启动车辆；正常行车；到站停车；
V ( S2 ) ;
}
end
busman ( )
begin
```

```
while ( 1 ) {
关车门;
V ( 51 )
售票;
P ( S2 )
开车门;
上下乘客;
}
end
```

8、一个快餐厅有 4 类职员：(1) 领班：接受顾客点菜；(2) 厨师：准备顾客的饭菜；(3) 包工：将做好的饭菜打包；(4) 出纳员：收款并提交食品。每个职员可被看作一个进程，试用一种同步机制写出能让四类职员正确并发运行的程序。

答：典型的进程同步问题，可设四个信号量 51 、S2 、S3 和 S4 来协调进程工作。

```
var S1 , S2 ,S3 , S4 : semaphore ;
S1 : = 1 ;S2 : =S3 : = S4 : = 0 ;
cobegin
{ process P1
begin
repeat
有顾客到来;
P ( S1 );
接受顾客点菜;
V ( 52 );
untile false;
end

process P2
begin
repeat
P (S2 ) ;
准备顾客的饭菜;
v ( S3 ) ;
untile false ;
end
process P3
begin
repeat
P (S3 ) ;
将做好的饭菜打包;
V ( S4 ) ;
untile false ;
end

process P4
```

begin
repeat
P(54) ;
收款并提交食品; V (51) ;
ufltile false ;
end
}
coend .
9、在信号量 S 上作 P 、v 操作时，S 的值发生变化，当 S> 0、S=0、S< 0 时，它们的的物理意义是什么？
答：S 的值表示它代表的物理资源的使用状态：S > 0 表示还有共享资源可供使用。S 阅表示共享资源正被进程使用但没有进程等待使用资源。S < 0 表示资源已被分配完，还有进程等待使用资源。
10（ 1 ）两个并发进程并发执行，其中，A 、B 、C 、D 、E 是原语，试给出可能的并发执行路径。
Process P Process Q
begin begin
A ; D ;
B ; E ;
C ; end :
end ;

(2 ）两个并发进程 P1 和 P2 并发执行，它们的程序分别如下：
P 1 P2
repeat repeat
k:=k×2 ; print k ;
k:=k+1 ; k:=0 ;
until false ; until false ;
若令 k 的初值为 5 ，让 P1 先执行两个循环，然后，P1 和 P2 又并发执行了一个循环，写出可能的打印值，指出与时间有关的错误。
答：
(1 ）共有 10 种交错执行的路径：
A 、B 、C 、D 、E; A 、B 、D 、E 、C; A 、B 、D 、C 、E ;
A 、D 、B 、E 、C; A 、D 、B 、C 、E; A 、D 、E 、B 、C ;
D 、A 、B 、E 、C; D 、A 、B 、C 、E; D 、A 、E 、B 、C ; D 、E 、A 、B 、C 。
(2 ）把语句编号，以便于描述：
P1 P2
repeat repeat
k:=k×2 ; ① printk ; ③
k:=k+l ; ② k:=0 ; ④
until false ; until false ;
1 ）K 的初值为 5 ，故 P1 执行两个循环后，K = 23 。
2 ）语句并发执行有以下情况：
① 、② 、③ 、④ ，这时的打印值为：47

③ 、④ 、① 、② ， 这时的打印值为：23
① 、③ 、② 、④ ， 这时的打印值为：46
① 、③ 、④ 、② ， 这时的打印值为：46
③ 、① 、② 、④ ， 这时的打印值为：23
③ 、① 、④ 、② ， 这时的打印值为：23
由于进程 P1 和 P2 并发执行，共享了变量 K ，故产生了‘结果不唯一’。
11 证明信号量与管程的功能是等价的：
(1) 用信号量实现管程；
(2) 用管程实现信号量。
答：(1) 用信号量实现管程；
Hoare 是用信号量实现管程的一个例子，详见课文内容。下面介绍另一种简单方法：每一个管程都对应一个 mutex ， 其初值为 1 ，用来控制进程互斥调用管程。再设一个初值为 0 的信号量，用来阻塞等待资源的进程。相应的用信号量实现的管程库过程为：

```
Var mutex,c:semaphore ;
mutex:=1 ; c:=0 ;
void enter-monitor ( ) /*进入管程代码，保证互斥
P ( mutex ) ;
}
void leave-monitor-normally ( )/*不发信号退出管程
{
V ( mutex ) ;
}
void leave-with-sigal(c) /*在条件 c 上发信号并退出管程，释放一个等待 c 条件的进程。{注意这时没有开放管程，因为刚刚被释放的进程已在管程中。
V ( c ) ;
}
void wait(c) /*等待条件 c ，开放管程
{
V ( mutex ) ;
P (c) ;
}
```

(2) 用管程实现信号量。

```
TYPE semaphore=monitor
VAR S ; condition ;
C:integer ;
DEFINE P , V ;
USE check , wait , signal , release ;
procedure P
begin
check ( IM ) ;
C:= C-1 :
if C < 0 then wait ( S,IM ) ;
release ( IM ) ;
end
```

```
procedure V
begin
check ( IM ) :
C : = C + 1 ;
if C≤0 then signal ( S,IM ) ;
release ( IM ) ;
end
begin
C:=初值;
End.
```

12 证明消息传递与管程的功能是等价的：

(1) 用消息传递实现管程；

(2) 用管程实现消息传递。

答：(1) 用消息传递实现管程；

用消息传递可以实现信号量（见 13 (2) ），用信号量可以实现管程（见 11 (1) ），那么，把两种方法结合起来，就可以用用消息传递实现管程。

(2) 用管程实现消息传递。

```
TYPE mailbox=monitor
VAR r , k , count:integer ;
buffer : array[0…n-1] of message ;
full , empty:condition ;
DEFINE add , get ;
USE check , wait , signal , release ;
procedure add ( r ) ;
begin
check ( IM ) ;
if count=n then wait ( full,IM ) ;
buffer [r]:=message ;
r:＝(r+1) mod n
count:=count + 1 ;
if count = 1 then sighal ( empty , IM ) ;
release ( IM ) ;
end

procedure get ( m ) ;
begin
check ( IM ) ;
if count = 0 then wait ( empty , IM ) ;
m:=buffer [ k ⌋ ;
count : = count-1 ;
if count＝n-1 then signal ( full , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
```

```
begin
r:= 0 ; k:= 0 ; count:=0 ;
end
```
13 证明信号量与消息传递是等价的：
（ 1 ）用信号量实现消息传递；
（ 2 ）用消息传递实现信号量。
答：（ 1 ）用信号量实现消息传递；
1 ）把消息队列组织成一个共享队列，用一个互斥信号量管理对该队列的入队操作和出队操作.
2 ）发送消息是一个入队操作，当队列存储区满时，设计一个同步信号量阻塞 send 操作。
3 ）接收消息是一个出队操作，当队列存储区空时，设计另一个同步信号量阻塞 receive 操作。
（ 2 ）用消息传递实现信号量。
1 ）为每一个信号量建立一个同步管理进程，它包含了一个计数器，记录信号量值；还为此信号量设立一个等待进程队列
2 ）应用进程执行 P 或 V 操作时，将会调用相应 P 、V 库过程。库过程的功能是：把应用进程封锁起来，所执行的 P 、V 操作的信息组织成消息，执行 send 发送给与信号量对应的同步管理进程，之后，再执行 receive 操作以接收同步管理进程的应答。
3 ）当消息到达后，同步管理进程计数并查看信号量状态。如果信号量的值为负的话，执行 P 操作的应用进程被阻塞，挂到等待进程队列，所以，不再要送回答消息。此后，当 V 操作执行完后，同步管理进程将从信号量相应队列中选取一个进程唤醒，并回送一个应答消息。正常情况下，同步管理进程回送一个空应答消息，然后，解锁执行 P 、V 操作的应用程序。
14 使用（1）消息传递，（ 2 ）管程，实现生产者和消费者问题。答：（ 1 ）见课文 ch3 3.5.4 节。（2 ）见课文 Ch3 3.4.3 节。
15 试利用记录型信号量和 P 、V 操作写出一个不会出现死锁的五个哲学家进餐问题的算法。答：
```
var forki:array [0…4] of semaphore ;
forki:=1 ;
cobegin
{
process Pi /* i = 0 , 1 , 2 , 3 */
begin
L1 :
```
思考：
```
P(fork[i]) ; / * i =4,P(fork [0]) * /
P(fork[i+1] mod 5) / * i =4P (fork [4]) * /
```
吃通心面；
```
V (fork[i] ;
V (fork([i+1] mod 5 ) ;
goto L1 ;
end ;
}
coend ;
```
16 Dijkstra 临界区软件算法描述如下：
```
var flag : array[0…n] of (idle,want-in , in_cs ) ;
turn:integer ; tune:0 or 1 or … or , n-1 ;
process Pi(i=0,1, …,n-1)
```

```
var j ; integer ;
begin
repeat
repeat
flag [i] :want_in ;
while turn≠1 do
if flag[turn]==idle then turn:=i ;
flag[i]:= ip_cs ;
j:=0 ;
while (j < n ) & (j==1 or flag[j] ≠in_cs )
do j:=j + 1 ;
until j≥n :
critical section ;
flag [i]:=idle ;
……
until false ;
end .
```

试说明该算法满足临界区原则。

答：为方便描述，把 Dijkstra 程序的语句进行编号：

```
repeat
flag[i]:=want_in ; ①
while turn≠i do ②
if flag[trun]==idle then turn:=i ; ③
flag[i]: = in_cs ; ④
j:= 0 ;
while(j < n ) & (j==1 or flag[j] ≠in_cs ) ⑤
do j:=j + 1 ; @
until j≥n ;
critical section ;
flag[i] :=idle ; ⑦
…
```

（ 1 ）满足互斥条件

当所有的巧都不在临界区中，满足 flag[j]≠in_cs（对于所有 j，j≠i ）条件时，Pi 才能进入它的临界区，而且进程 Pi 不会改变除自己外的其他进程所对应的 flag[j]的值。另外，进程 Pi 总是先置自己的 flag[j]为 in_cs 后，才去判别 Pj 进程的 flag[j]的值是否等于 in_cs 所以，此算法能保证 n 个进程互斥地进入临界区。

（ 2 ）不会发生无休止等待进入临界区

由于任何一个进程 Pi 在执行进入临界区代码时先执行语句① ，其相应的 flag[i]的值不会是 idle 。注意到 flag[i]＝in_cs 并不意味着 turn 的值一定等于 i 。我们来看以下情况，不失一般性，令 turn 的初值为 0，且 P0 不工作，所以，flag[turn]=flag[0]=idle。但是若干个其他进程是可能同时交替执行的，假设让进程 Pj(j=1 ， 2 ， …n-1）交错执行语句① 后（这时 flag[j]=want_in），再做语句② （第一个 while 语句），来查询 flag[turn]的状态。显然，都满足 turn≠i ，所以，都可以执行语句③ ，让自己的 turn 为 j 。但 turn 仅有一个值，该值为最后一个执行此赋值语句的进程号，设为 k 、即 turn=k (1≤k≤n -1 ）。接着，进程

Pj(j=1,2,…n-l) 交错执行语句④ ，于是最多同时可能有 n-1 个进程处于 in_cs 状态，但不要忘了仅有一个进程能成功执行语句④ ，将加 m 置为自己的值。
假设 {P1 ， P2 ，… Pm } 是一个已将 flag[i] 置为 in_cs （ i =1,2,…,m ）（ m ≤n -1）的进程集合，并且已经假设当前 turn=k （ 1≤k≤m ），则 Pk 必将在有限时间内首先进入临界区。因为集合中除了 Pk 之外的所有其他进程终将从它们执行的语句⑤（第二个 while 循环语句)退出，且这时的 j 值必小于 n ，故内嵌 until 起作用，返回到起始语句① 重新执行，再次置 flag [i] = want_in ，继续第二轮循环，这时的情况不同了，flag[turn] =flag[k] 必定≠idle （而为 in_cs ）。而进程 Pk 发现最终除自身外的所有进程 Pj 的 flag[j]≠in_cs ，并据此可进入其临界区。
17 另一个经典同步问题：吸烟者问题(patil , 1971 ）。三个吸烟者在一个房间内，还有一个香烟供应者。为了制造并抽掉香烟，每个吸烟者需要三样东西：烟草、纸和火柴，供应者有丰富货物提供。三个吸烟者中，第一个有自己的烟草，第二个有自己的纸和第三个有自己的火柴。供应者随机地将两样东西放在桌子上，允许一个吸烟者进行对健康不利的吸烟。当吸烟者完成吸烟后唤醒供应者，供应者再把两样东西放在桌子上，唤醒另一个吸烟者。试采用：（ 1 ）信号量和 P 、v 操作，（ 2 ）管程编写他们同步工作的程序。答：（ 1 ）用信号量和 P 、v 操作。

```
vars , S1 ,S2 , S3 ; semaphore ;
S:=1 ; S1:=S2:=S3:=0 ;
fiag1 , flag2 , fiag3 : Boolean ;
fiag1:=flag2:=flag3:=true;
cobegin
{
process 供应者
begin
repeat
P(S) ;
取两样香烟原料放桌上，由 flagi 标记； / * nago1 、nage2 、nage3 代表烟草、纸、火柴
if flag2 & flag3 then V(S1) ; / *供纸和火柴
else if flag1 & fiag3 then V(S2 ) ; / *供烟草和火柴
else V(S3) ; / *供烟草和纸
untile false ;
end
process 吸烟者 1
begin
repeat
P(S1) ;
取原料;
做香烟;
V(S) ;
吸香烟;
untile false ;
process 吸烟者 2
begin
repeat
P (S2 ) ;
```

取原料;
做香烟;
V(S) ;
吸香烟;
untile false ;
process 吸烟者 3
begin
repeat
P (S3) ;
取原料;
做香烟;
V (S) ;
吸香烟;
untile false ;
coend .
(3) 用管程。
TYPE mskesmoke=moonitor
VAR S, S1 ,S2 ,S3 : condition ;
flag1 , flag2, flag3 : boolean
DEFINE give , take1 , take2 , take3 ;
USE check , wait , signal , release ;
procedure give
begin
check (IM) ;
准备香烟原料;
if 桌上有香烟原料 then wait(S , IM) ; 把准备的香烟原料放桌上;
if fiag2 & flag3 then signal (S1 ,IM) ;
if flag1 & flag3 then signal (S2 ,IM) ; else signal (S3 , IM) ;
release (IM) ;
end
procedure take1
begin
check(IM):
if 桌上没有香烟原料 then wait (S1 ,IM) ;
else 取原料;
signal (S , IM) ;
release (IM) ;
end
procedure take2
begin
check (IM) :
if 桌上没有香烟原料 then wait(S2,IM);
else 取原料;
signal (S , IM) ;

```
release （IM）;
end
procedure take3
begin
check ( IM ) :
if 桌上没有香烟原料 then wait(S3,IM);
else 取原料
signal ( S ,IM ) ;
release ( IM ) ;
end
begin
flag1:=flag2:=flag3:=true;
end.

cobegin
{
process 供应者
begin
repeat
Call makesmoke.give();
……
until false ;
end
process 吸烟者 1
begin
repeat
Call makesmoke.take1() ;
做香烟，吸香烟;
until false ;
end
process 吸烟者 2
begin
repeat
Call makesmoke.take2() ;
做香烟，吸香烟;
until false ;
end
process 吸烟者 3
begin
repeat
Call makesmke.take3();
做香烟，吸香烟;
until false ;
end
```

}
coend .
18、 如图所示，四个进程 Pi （i=0… 3 ）和四个信箱 Mj（j=0… 3 ），进程间借助相邻信箱传递消息，即 Pi 每次从 Mi 中取一条消息，经加工后送入 M(i + 1) mod4 ，其中 MO 、M1 、M2 、M3 ;可存放 3 、3 、2 、2 个消息。初始状态下，MO 装了三条消息，其余为空。试以 P 、V 为操作工具，写出 Pi（i=0…3）的同步工作算法
答：

```
var mutexl , mutexZ , mutex3 , mutex0 :semaphore;
Mutex1＝nutex2:=mutex3:=mutex0:=1;
Empty0,empty1,empty2, empty3; semaphore;
empty:=0 ; empty1:=3 ; empty:=2:=empty3:=2;
full0 , full1 , full2 , full3:semphore ;
full0:=3;full1:=full2:=full3:=0;
in0,in1,in2,in3,out0 ,out2,out3,;intger;
in0:=in1:＝in2:＝in3:=out0:=out1:=out2:=out3:=0;
cobegin
{
process P0
begin
repeat
P(full0);
P(mutex0);
从 M0[out0]取一条消息;
out0:=(out0+1) mod 3 ;
V(mutex0);
V(empty0) ;
加工消息;
P(empty1) ;
P(mutex1) ;
消息已 M1[in1];
In1:=(in1+1) mod 3;
V(mutex1) ;
V(full1 ) ;
untile false ;
end
process P1
begin
repeat
P ( full1 ) ;
P ( mutex1 ) ;
从 M1[out1]取一条消息;
Out1:=(out1+1) mod 3 ;
V(mutex1);
V(empty1);
```

```
加工消息;
P(empty2);
P(mutex2 ) ;
消息已M2[in2];
In2:=(in2+1) mod 2;
V(mutex2 ) ;
v ( full2 ) ;
untile false ;
end

process P2
begin
repeat
P(full2) ;
P(mutex2 ) ;
从M2[out2]取一条消息;
out2:=(out2 + 1 ) mod 2;
V(mutex2) ;
V(empty2) ;
加工消息;
P(empty3) ;
P(mutex3) ;
消息已M3[in3];
in3:=(in3+1) mod 2 ;
V(mutex3) ;
V(full3) ;
untile false ;
end

process P3
begin
repeat
P(full3) ;
P(mutex3) ;
从M3[out3] 取一条消息;
out3:=(out3+1)mod 2;
V (mutex3) ;
V (empty3) ;
加工消息;
P ( empty0 ) ;
P ( mutex0 ) ;
消息已M0[in0];
In0:=(in0+1) mod 3 ;
V(mutex0) ;
```

```
V(full0) ;
untile false ;
end
{
coend
```

19、有三组进程 Pi 、Qj、Rk ，其中 Pi 、Qj 构成一对生产者和消费者，共享一个由 M1 个缓区构成的循环缓冲池 buf1 。Qj、Rk 凡构成另一对生产者和消费者，共享一个由 M2 个缓冲区构成的循环缓冲池 buf2 。如果 Pi 每次生产一个产品投入 buf1,Qj 每次从中取两个产品组装成一个后并投入 buf2，Rk 每次从中取三个产品包装出厂. 试用信号量和 P 、V 操作写出它们同步工作的程序。

答：

```
var mutex1 , mutex2 , mutex3 : semaphore;
empty1 , empty2 , full1 , full2 ; semaphore ;
in1 , in2 , out1 , out2 : integer ; counter1 , counter2:integer ;
buffer1:array[0…M1-1] of item ; buffer2:array[0…M2-1]of item ;
empty1:=M1 ; empty:=M2;
in1 : = in2 :=out1:=out2:=0 ; counter1:=counter2:=0 ;
fun1:=full2:＝mutex1:=mutex2:=mutex3:=1;
cobegin
{
process Pi
begin
L1:
P(empty1) ;
P(mutex1 ) ;
put an item into buffer [in1] ;
in1:=(in1+1) mod M1 ;
counter++;
if counter1 = 2 then { counter1:=0;V(full1);}
V(mutex) ;
goto L1;
end

process Qj
begin
L2:
P ( full2) ;
P ( mutex1 ) ;
take an item from buffer1[out1];
out1:=(out1+1) mod M1;
take an item from buffer1[out1] ;
out1:=(out1 + 1) mod M1 ;
V ( mutex1 ) ;
V ( empty1 ) ;
```

```
V ( empty1 ) ;
Process the products ;
P ( emPty2) ;
P ( mutex2 ) ;
put an item into buffer2 [ in2 ] ;
in2:=( in2 + l ) mod M2 ;
counter2 + + ;
if counter2 = 3 then { counter2:=0 ;V( full2 ) ; }
V ( mutex2) ;
goto L2 ;
process Rk
begin L3 :
P ( full2 ) ;
P ( mutex2 ) ;
take an item from buffer2 [out2];
out2: = ( out2 + 1 ) mod M2 ;
take an item from buffer2 [out2] ;
out2:=( out2 + 1) mod M2 ;
take an item from buffer2 [out2];
out2:=(out2 + 1 ) mod M2 ;
v ( mutex2 ) ;
V ( empty2 ) ;
V ( empty2 ) ;
V ( empty2 ) ;
packet the products ;
goto L3 ;
end
}
coend
```

20 在一个实时系统中，有两个进程 P 和 Q ，它们循环工作。P 每隔 1 秒由脉冲寄存器获得输入，并把它累计到整型变量 W 上，同时清除脉冲寄存器。Q 每隔 1 小时输出这个整型变量的内容并将它复位。系统提供了标准例程创 PUT 和 OUT 卫 UT 供拍,提供了延时系统调用 Delay (seconds)。试写出两个并发进程循环工作的算法。

答：

```
Var W ,V:integer;
Mutex:semaphore;
W:=0 ; V:=0 ;mutex:1;
cobegin {
process P
begin
repeat
P(mutex) ;
delay (1) ;
V＝INPUT ;
```

W:=W + V ;
清除脉冲寄存器;
V (mutex) ; untile false ;
end
process Q
begin
repeat
P (mutex) ;
delay (60) ;
OUTPUT (W) ;
W : = 0 ;
V (mutex) ;
untile false ;
}
coend .

21 系统有同类资源 m 个，被 n 个进程共享，问：当 m > n 和 m≤n 时，每个进程最多可以请求多少个这类资源时，使系统一定不会发生死锁?

答：当 m≤n 时，每个进程最多请求 1 个这类资源时，系统一定不会发生死锁。当 m > n 时，如果 m/n 不整除，每个进程最多可以请求”商＋1 ”个这类资源，否则为”商”个资源，使系统一定不会发生死锁?

22 N 个进程共享 M 个资源，每个进程一次只能申请释放一个资源，每个进程最多需要 M 个资源，所有进程总共的资源需求少于 M+N 个，证明该系统此时不会产生死锁。

答卜设 max (i) 表示第 i 个进程的最大资源需求量，need (i) 表示第 i 个进程还需要的资源量，alloc (i) 表示第 i 个进程已分配的资源量。由题中所给条件可知：

max (1) +…+max(n) = (need (1)+…+need(n))+((alloc(1)+…+alloc(n))<m+n

如果在这个系统中发生了死锁，那么一方面 m 个资源应该全部分配出去，alloc (1) ＋…+alloc (n) =m

另一方面所有进程将陷入无限等待状态。可以推出

need(1)+…+need (n)< n

上式表示死锁发生后，n 个进程还需要的资源量之和小于 n ，这意味着此刻至少存在一个进程 i，need (i) = 0 ，即它已获得了所需要的全部资源。既然该进程已获得了它所需要的全部资源，那么它就能执行完成并释放它占有的资源，这与前面的假设矛盾，从而证明在这个系统中不可能发生死锁。

答 2 ：由题意知道，n×m < m + n 是成立的，

等式变换 n×(m - 1) + n < n + m

即 n×(m-1) < m

于是有 n×(m-1) + 1<m + 1

或 n× (m-1) + 1≤m

这说明当 n 个进程都取得了最大数减 1 个即（m- 1 ）个时，这时至少系统还有一个资源可分配。故该系统是死锁无关的。

23 一条公路两次横跨运河，两个运河桥相距 100 米，均带有闸门，以供船只通过运河桥。运河和公路的交通均是单方向的。运河上的运输由驳船担负。在一驳船接近吊桥 A 时就拉汽笛警告，若桥上无车辆，吊桥就吊起，直到驳船尾 P 通过此桥为止。对吊桥 B 也按同样次序处理。一般典型的驳船长度为 200 米，当它在河上航行时是否会产生死锁？若会，说明理由，请提出一个防止

死锁的办法，并用信号量来实现驳船的同步。
答：当汽车或驳船未同时到达桥 A 时，以任何次序前进不会产生死锁。但假设汽车驶过了桥 A ，它在继续前进，并且在驶过桥 B 之前，此时有驳船并快速地通过了桥 A ，驳船头到达桥 B ，这时会发生死锁。因为若吊起吊桥 B 让驳船通过，则汽车无法通过桥 B ；若不吊起吊桥 B 让汽车通过，则驳船无法通过桥 B 。可用两个信号量同步车、船通过两座桥的动作。

```
var Sa , Sb : semaphore ;
Sa:=Sb:=1 ;
cobegin
{
process 驳船
begin
P(Sa ) ;
P(Sb ) ;
船过桥 A 、B ;
V(Sa ) ;
V(Sb ) ;
end

process 汽车
begin
P ( Sa ) ;
P ( Sb ) ;
车过桥 A 、B ;
V ( Sa ) ;
V ( Sb ) ;
end
}
coend
```

24 Jurassic 公园有一个恐龙博物馆和一个花园，有 m 个旅客租卫辆车，每辆车仅能乘一个一旅客。旅客在博物馆逛了一会，然后，排队乘坐旅行车，挡一辆车可用喊飞它载入一个旅客，再绕花园行驶任意长的时间。若 n 辆车都已被旅客乘坐游玩，则想坐车的旅客需要等待。如果一辆车已经空闲，但没有游玩的旅客了，那么，车辆要等待。试用信号量和 P 、V 操作同步 m 个旅客和 n 辆车子。
答：这是一个汇合机制，有两类进程：顾客进程和车辆进程，需要进行汇合、即顾客要坐进车辆后才能游玩，开始时让车辆进程进入等待状态

```
var sc1 , sck , sc , Kx,xc , mutex : semaphore ;
sck:=kx:=sc:=xc:=0;
sc1:=n ; mutex : = 1 ;
sharearea ： 一个登记车辆被服务乘客信息的共享区;
cobegin
process 顾客 i ( i = 1 , 2 , … )
begin
P ( sc1 ) ; / ＊车辆最大数量信号量
P ( mutex ) ; / ＊封锁共享区，互斥操作
```

在共享区 sharearea 登记被服务的顾客的信息：起始和到达地点，行驶时间
V (sck) ; /* 释放一辆车 ,即顾客找到一辆空车
P （Kx）; /* 待游玩结束之后，顾客等待下车
V (sc1) ; /*空车辆数加 1
End
Process 车辆 j(j=1,2,3…)
Begin
L:P(sck); /*车辆等待有顾客来使用
在共享区 sharearea 登记那一辆车被使用，并与顾客进程汇合；
V(mutex); /*这时可开放共享区，让另一顾客雇车
V(kx); /*允许顾客用此车辆
车辆载着顾客开行到目的地；
V(xc); /*允许顾客下车
Goto L;
End

coend

25 今有 k 个进程，它们的标号依次为 1 、2 、… 、k ，如果允许它们同时读文件 file ，但必须满足条件：参加同时读文件的进程的标号之和需小于 K ，请使用：1 ）信号量与 P 、v 操作，2 ）管程，编写出协调多进程读文件的程序。
答 1 : 1 ）使用信号量与 P 、v 操作
```
var waits , mutex :semphore ;
numbersum:integer:=0 ;
wait:=0; mutex:=1 ;
cobegin
{
process readeri ( var number:integer ; )
begin
P(mutex ) ;
L:if numbersum+number≥ K then { V ( mutex ) ; P ( waits ) ; goto L ; }
Then numbersum:numbersum+number;
V (mutex ) ;
Read file ;
P(mutex ) ;
numbersum: = numbersum-number ;
V(waits ) ;
V(mutex ) ;
```
2 ）使用管程：
```
TYPE sharefile = MONITOR
VAR numbersum ,n : integer ;
SF : codition ;
DEFINE startread , endread ;
USE wait , signal , check , release ;
```

```
procedure startread ( var number : integer : ) ;
begin
check (IM ) ;
L :if (number + numbersum )≥ K then {wait(SF,IM) ; goto L ; }
Numbersum:=numbersum+number;
release (IM ) ;
end

procedure endread (var number:integer ; ) ;
begin
check(IM ) ;
numbersum : = numbersum - number ;
signal ( SF , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
begin
numbersum:=0
end .
main()
{ cobegin
process-i() ;
coend
}
process-i()
var number : integer ;
begin
number : ＝进程读文件编号;
startread(number);;
read F ;
endread(number) ;
end
```

26、设当前的系统状态如下：系统此时 Available=(1,1,2):

	Claim			Allocation		
进程,	R1	R2	R3	R1	R2	R3
P1	3	2	2	1	0	0
P2	6	1	3	5	1	1
P3	3	1	4	2	1	1
P4	4	2	2	0	0	2

1 ）计算各个进程还需要的资源数 Cki - Aki

(2 ）系统是否处于安全状态，为什么?

（ 3 ） P2 发出请求向量 request2 （ 1 ， o ， 1 ），系统能把资源分给它吗？
（ 4 ）若在 P2 申请资源后，若 P1 发出请求向量 req 够 stl （ 1 ,0, 1 ），系统能把资源分给它吗？
（ 5 ）若在 P1 申请资源后，若 P3 发出请求向量 request3 （ 0 ,0，1 ），系统能把资源分给它吗？
答：（ 1 ）P1 ， P2 ， P3 ， P4 的 Cki . Aki 分别为：（ 2 ， 2 ， 2 ）、（1 ， 0 ， 2 ）、（1 ， 0 ， 3 ）、（4 ， 2 ， 0 ）（ 4 ）系统处于安全状态，存在安全序：P2 ， P1 ， P3 ， P4
（ 5 ）可以分配，存在安全序列：P2 ， P1 ， P3 ， P4 .
（ 6 ）不可以分配，资源不足。
（ 7 ）不可以分配，不安全状态。
27 系统有 A 、B 、C 、D 共 4 种资源，在某时刻进程 PO 、P1 、PZ 、P3 和 P4 对资源的占有和需求情况如表，试解答下列问题：

Process	Allocation				Claim				Available			
	A	B	C	D	A	B	C	D	A	B	C	D
P_0	0	0	3	2	0	0	4	4	1	6	2	2
P_1	1	0	0	0	2	7	5	0				
P_2	1	3	5	4	3	6	10	10				
P_3	0	3	3	2	0	9	8	4				
P_4	0	0	1	4	0	6	6	10				

系统此时处于安全状态吗？
若此时 P2 发出 request2 （ 1 、2 、2 、2 ），系统能分配资源给它吗？为什么？
答：（ 1 ）系统处于安全状态，存在安全序列：P0, P3 ， P4 ， P1 ， P2 。
（ 2 ）不能分配，否则系统会处于不安全状态。
28 把死锁检测算法用于下面的数据，并请问：
Available=(1,0,2,0)

$$\text{Need}=\begin{pmatrix}1&1&0&0\\0&1&1&2\\3&1&0&0\\0&0&1&0\\2&1&1&0\end{pmatrix}\quad\text{Allocation}=\begin{pmatrix}3&0&1&1\\0&1&0&0\\1&1&1&0\\1&1&0&1\\0&0&0&0\end{pmatrix}$$

（ 1 ）此时系统处于安全状态吗？
（ 2 ）若第二个进程提出资源请求 request2(0 ， 0 ， 1 ， 0 ） 系统能分配资源给它吗？
(3）执行（2）之后，若第五个进程提出资源请求 request5(0 ,0 ,1 ,0)系统能分配资源给它吗？
答：（ 1 ）此时可以找出进程安全序列：P4 ， P1 ， P5 ， P2 ， P3 。故系统处于安全状态。
（ 2 ）可以分配，存在安全序列：P4 ， P1 ， P5, P2 ， P3 。
（ 3 ）不可分配，系统进入不安全状态。
29 ）考虑一个共有巧 0 个存储单元的系统，如下分配给三个进程，P1 最大需求 70 ，已占有 25 ；以 P2 最大需求 60 ， 已占有 40 ； P3 最大需求 60 ， 已占有 45 。使用银行家算法，以确定下面的任何一个请求是否安全。（1）P4 进程到达，P4 最大需求 60 ， 最初请求 25 个。（2）P4 进

程到达，P4 最大需求 60 ，最初请求 35 。如果安全，找出安全序列；如果不安全，给出结果分配情况。
答：
（1 ）由于系统目前还有 150-25-40-45=40 个单元，P4 进程到达，把 25 个单元分给它。这时系统还余 15 个单元，可把 15 个单元分给 P3 ，它执行完后会释放 60 个单元。于是可供 P1 （还要 45 个单元），P2 （还要 20 个单元），P4(还要 35 个单元)任何一个执行。
安全序列为：

P1，P2，P3，P4，	P3，P1，P2，P4
P1，P2，P3，P4，	P3，P1，P4，P2
P1，P2，P3，P4，	P3，P2，P1，P4
P1，P2，P3，P4，	P3，P2，P4，P1
P1，P2，P3，P4，	P3，P4，P1，P2
P1，P2，P3，P4，	P3，P4，P2，P1

（1）P4 进程到达，P4 最大需求 60，最初请求 35 。如果把 35 个单元分给 P4 ，系统还余 5 个单元，不再能满足任何一个进程的需求，系统进入不安全状态。
30 有一个仓库，可存放 X 、Y 两种产品，仓库的存储空间足够大，但要求：（ 1 ）每次只能存入一种产品 X 或 Y ，（ 2 ）满足-N＜X 产品数量-Y 产品数量＜M 。其中，N 和 M 是正整数，试用信号量与 P 、V 操作实现产品 X 与 Y 的入库过程。
答：本题给出的表达式可分解为制约条件：
-N ＜ X 产品数量-Y 产品数量
X 产品数量-Y 产品数量＜M
也就是说，X 产品的数量不能比 Y 产品的数量少 N 个以上，X 产品的数量不能比 Y 产品的数量多 M 个以上。可以设置两个信号量来控制 X 、Y 产品的存放数量：
SX 表示当前允许 X 产品比 Y 产品多入库的数量，即在当前库存量和 Y 产品不入库的情况下，还可以允许 SX 个 X 产品入库；初始时，若不放 Y 而仅放 X 产品，则 SX 最多为 M-1 个。
sy 表示当前允许 Y 产品比 x 产品多入库的数量，即在当前库存量和 x 产品不入库的情况下，还可以允许 sy 个 Y 产品入库. 初始时，若不放 X 而仅放 Y 产品，则 sy 最多为 N -1 个。当往库中存放入一个 X 产品时，则允许存入 Y 产品的数量也增加 1 ，故信号量 sy 应加 1 ：当往库中存放入一个 Y 产品时，则允许存入 X 产品的数量也增加 1 ，故信号量 sx 应加 1 .

```
var mutex : semaphore = 1 /*互斥信号量*/
sx , sy : semaphore;
sx = M-1 ; sy = = N - 1 ;
cobegin
{
process X
 {repeat
P(sx ) ;
P （mutex ） ;
将 X 产品入库;
V(mutex ) ;
V ( sy ) ;
until false
```

```
}

process Y
{ repeat
P ( sy ) ;
P （mutex ） ;
将 Y 产品入库;
V （mutex ） ;
V ( px ) ;
until false
}
}
coend .
```

31 有一个仓库可存放 A 、B 两种零件，最大库容量各为 m 个。生产车间不断地取 A 和 B 进行装配，每次各取一个. 为避免零件锈蚀，按先入库者先出库的原则。有两组供应商分别不断地供应 A 和 B ，每次一个。为保证配套和合理库存，当某种零件比另一种零件超过 n （ n ＜ m ）个时，暂停对数量大的零件的进货，集中补充数量少的零件. 试用信号量与 P 、V 操作正确地实现它们之间的同步关系。

答：按照题意，应满足以下控制关系：A 零件数量-B 零件数量≤n；B 零件数量-A 零件数量≤n：A 零件数量≤m；B 零件数量≤m . 四个控制关系分别用信号量 sa 、sb 、empty1 和 empty2 实施。为遵循先入库者先出库的原则，A 、B 零件可以组织成两个循形队列，并增加入库指针 in1 、in2 和出库指针 out1 、out2 来控制顺序。并发程序编制如下：

```
Var empty1,empty2,full1,full2:semaphore;
Mutex ,sa,sb:semaphore;
In1,in2,out1,out2:integer;
Buffer1,buffer2:array[0…m-1]of item;
Empty1:=empty2:=m;
Sa:=sb:=n;
In1:=in2=out1:=out2:=0;
Cobegin
{
Process producerA
{repeat
P(empty1);
P(sa);
P(mutex);
Buffer1[in1]:=A 零件;
In1:=(in1+1)mod m;
V(mutex);
V(sb);
V(full1);
Untile false;
}
Process producer B
```

{repeat
P(empty2);
P(sb);
P(mutex);
Buffer2[in2]:=B 零件;
In2:=(in2+1)mod m;
V(mutex);
V(sa);
V(full2);
Untile false;
}
Process take
{repeat
P(full1);
P(full2);
P(mutex);
Take from buffer1[out1] and buffer2[out2]中的 A，B 零件;
Out1:=(out1+1)mod m;
Out2:=(out2+1)mod m;
V(mutex);
V(empty1);
V(empty2);
把 A 和 B 装配成产品;
Until false
}
}
Coend.

32 进程 A1 、A2 、…、An1 通过 m 个缓冲区向进程 B1 、B2 、… 、Bn2 不断地发送消息. 发送和接收工作符合以下规则：

(1) 每个发送进程每次发送一个消息，写进一个缓冲区，缓冲区大小与消息长度相等；

(2) 对每个消息，B1 、BZ 、二、BnZ 都需接收一次，并读入各自的数据区内；

(3) 当 M 个缓冲区都满时，则发送进程等待，当没有消息可读时，接收进程等待.

试用信号量和 PV 操作编制正确控制消息的发送和接收的程序。

答：本题是生产者一消费者问题的一个变形，一组生产者 A1 ， A2 ，… An1 和一组消费者 B1 ，B2 ，… Bn2 共用 m 个缓冲区，每个缓冲区只要写一次，但需要读 n2 次。因此，可以把这一组缓冲区看成 n2 组缓冲区，每个发送者需要同时写 n2 组缓冲区中相应的 n2 个缓冲区，而每一个接收者只需读它自己对应的那组缓冲区中的对应单元。

应设置一个信号量 mutex 实现诸进程对缓冲区的互斥访问；两个信号量数组 empty[n2]和 full[n2]描述 n2 组缓冲区的使用情况. 其同步关系描述如下：

```
var mutex , empty[n2],full[n2]:semaphore ;
i :integer ; mutex=1 ;
for(i=0;i<=n2-1;i++)
{
```

```
empty[i]=m;
Full[i]=0;
}

main ( )
{
cobegin
A1 ( ) ;
A2 ( ) ;
…
An1 ( ) ;
B1 ( ) ;
B2 ( ) ;
…
Bn2 ( ) ;
coend
send ( ) / ＊进程 Ai 发送消息＊/
{ int i ;
for （i=0;i<=n2-1;i++) ;
P(empty[i]);
P (mutex ) ;
将消息放入缓冲区;
V （mutex ) ;
for(i=0; i<=n2-1;i++)
V(full[i]);
}
receive (i) /＊进程 Bi 接收消息＊/
{
P(full[i]);
P(mutex);
将消息从缓冲区取出;
v （mutex ) ;
v ( empy[i]) ;
Ai ( ) / ＊发送进程 A1 , A2 , … An1 的程序类似，这里给出进程 Ai 的描述＊1 {
{
While(1)
{
…
send ( ) ;
…
}
}
Bi ( ) /＊接收进程 B1 , B2 , … BnZ 的程序类似，这里给出进程 Bi 描述＊/
{
```

```
while(i)
(
…
receive ( i ) ;
…
}
}
```

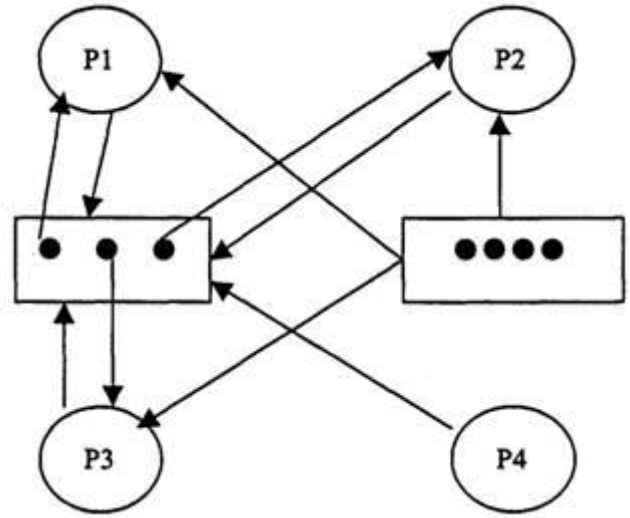
某系统有R1 设备3 台，R2 设备4 台，它们被P1 、PZ 、P3 和P4 进程共享，且已知这4 个进程均按以下顺序使用设备：

一申请R1 一申请R2 一申请RI ～释放R1 一释放R2 一释放R1

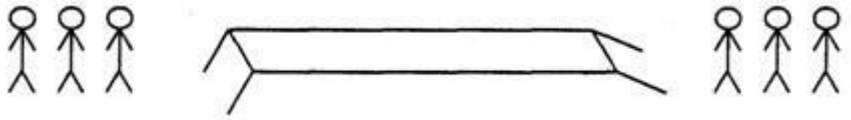
(1) 系统运行中可能产生死锁吗？为什么？

(2) 若可能的话，请举出一种情况，并画出表示该死锁状态的进程一资源图.

答：(1) 系统四个进程需要使用的资源数为R1 各2 台，R2 各1 台。可见资源数不足，同时各进程申请资源在先，有可能产生死锁发生的四个条件，故系统可能产生死锁。(2) 当三个进程执行完申请资源R1 ，开始执行申请资源R2 时，第四个进程会因没有资源R1 而被阻塞。当三个进程执行完申请资源R2 后,系统还剩1 个R2 资源。而这三个进程因执行申请第二个资源R1 而全部被阻塞，系统进入死锁。



34 如图所示，左右两队杂技演员过独木桥，为了保证安全，请用PV 操作和信号量来解决过独木桥问题。只要桥上无人，则允许一方的人过桥，待一方的人全部过完后，另一方的人才允许过桥。



答：

```
var wait , mutex1 , mutex2 , bridge1 , bridge2 : semaphore ;
mutex1:＝mutex2:=bridge1:=bridge2:=1;wait:=0;
counter1 , counter2 : integer ;
cobegin
{
process P 左 process P 右
begin begin
P ( mutex1 ) ; P ( mutex2 ) ;
```

```
Count1 ++; count2 ++;
if count1 = 1 then P( wait ) ; if count2 = 1 then P( wait ) ;
V ( mutex1 ) ; V( mutex2) ;
P(bridge1) ; P ( bridge2 ) ;
过独木桥； 过独木桥；
V ( bridge1) ; V( bridge2 ) ;
P ( mutex1) ; P ( mutex2 ) ;
Count1-- ; count2--;
if count1 = 0 then V(wait) ; if count2 = 0 then P (wait) ;
V ( mutex1) ; V (mutex2) ;
end ; end ;
} coend
```

35 修改读者一写者的同步算法，使它对写者优先，即一旦有写者到达，后续的读者必须等待，而无论是否有读者在读文件。（1 ）用信号量和P 、v 操作实现；（ 2 ）用管程实现。

答：（1）用信号量和P、V操作实现

为了提高写者的优先级，增加了一个信号量S，用于在写进程到达后封锁后续的读者。其控制流程如下：

```
Var rmutex,wmutex,s:semaphore;
Rmutex=1;wmutex=1;s=1;
Count:integer:=0;
Main()
{cobegin
Reader();
Writer();
Coend
}
Reader()
Begin
While(1)
{ P(s);
P(rmutex);
If(count==0) P(wmutex);
Count++;
V(rmutex);
V(s);
读文件；
P(rmutex);
Count--;
If (count==0) v(wmutex);
V(rmutex);
}
Writer()
Begin
While(1)
```

```
{
P(s);
P(wmutex);
写文件;
V(wmutex);
V(s);
}
End.
```
(2)用管程实现
```
TYPE read-write=monitor
Var rc,wc:integer;
R,W:condition;
DEPINE start-read , end-read , start-riter , end-writer;
USE wait , signal , check , release ;
procedure start-read;
begin
check ( IM ) :
if wc > 0 then wait ( R ,IM ) ;
rc:=rc + 1;
signal ( R , IM ) ;
release ( IM ) ;
end ;

procedure end-read ;
begin
check ( IM ) ;
rc:=rc-1 ;
If rc=0 then signal ( W , IM ) ;
release ( IM ) ;
end ;

procedure start-write ;
begin
check ( IM ) ;
wc:=wc + 1 ;
if rc > 0 or wc > 1 then wait ( W , IM ) :
release ( IM ) ;
end ;
procedure end-write ;
begin
check ( IM ) ;
wc:=wc-1 :
if wc > 0 then signal ( W , IM ) ;
else signal ( R , IM ) ;
```

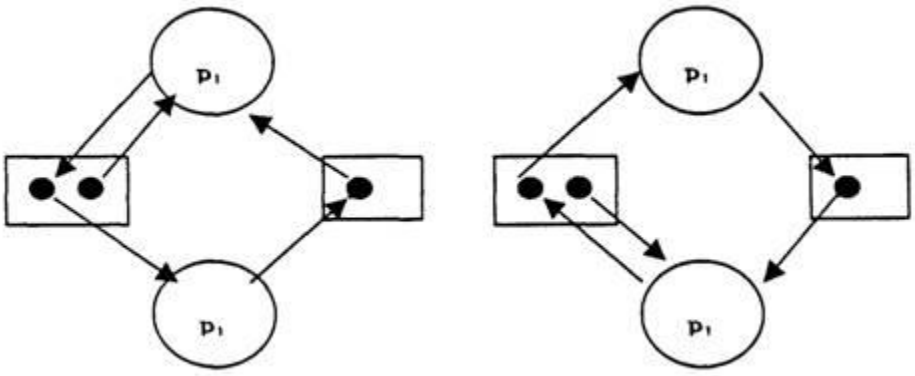
```
release ( IM ) ;
end ;
begin
rc:=0; wc:=0 ; R:=0 ; W:=0 ;
end .
Cobegin {
process P1
begin
……
call read-writer.start-read;
……
Read;
call read-riter.end-read ;
end ;
process P2
begin
……
Call read-writer.start-writer;
……
Write;
……
Call read-writer.end-write;
……
End;
}

Coend.
```

36 假定某计算机系统有 R1 和 R2 两类可再使用资源（其中 R1 有两个单位，R2 有一个单位），它们被进程 P1, P2 所共享，且已知两个进程均以下列顺序使用两类资源. →申请 R1→申请 R2→申请 R1→释放 R1→释放 R2→释放 R1→

试求出系统运行过程中可能到达的死锁点，并画出死锁点的资源分配图（或称进程→资源图）。

答：当两个进程都执行完第一步（都占用 R1）时，系统进入不安全状态。这时无论哪个进程执行完第二步，死锁都会发生。可能到达的死锁点：进程 P1 占有一个 R1 和一个 R2 ，而进程 P2 占有一个 R1 。或者相反。这时已形成死锁。进程--资源图为：



37、 某工厂有两个生产车间和一个装配车间，两个生产车间分别生产 A 、B 两种零件，装配车间的任务是把 A 、B 两种零件组装成产品。两个生产车间每生产一个零件后都要分别把它们送到装配车间的货架 F1 、F2 上，F1 存放零件 A ， F2 存放零件 B ， F1 和 F2 的容量均为可以存放 10 个零件。装配工人每次从货架上取一个 A 零件和一个 B 零件，然后组装成产品。请用：（ 1 ）信号量和 P 、V 操作进行正确管理，（ 2 ）管程进行正确管理.

答：（ 1 ）信号量和 P 、V 操作进行正确管理.

```
var F1 , F2 : ARRAY [ 0…9 ] of item;
SP1 , SP2 , SI1 , SI2:seMaphore ;
in1 , in2 , out1 , outZ : integer ;
in1:=0;in2:=0;out1:=0; out2:=0;
SP1:=10;SP2:=10;SI1:=0;SI2:=0;
Main()
{cobegin
Producer1();
Producer2();
Installer()
Coend
}
Process producer1()
Begin
While(true)
{
Produce A 零件;
P(SP1);
F1[in1]:A;
In1:=(in1+1) mod 10
V(SI1);
}
End
Process producer2()
Begin
While(true)
{
```

```
Produce B 零件;
P(SP2);
F2(in2):=B;
In2:=(in2+1) mod 10
V(SI2);
}
End
Process installer()
Var product:item;
Begin
While(true)
{ p(SI1);
Product1:=F1[out1];
Out1:=(out1+1) mod 10;
V(SP1);
P(SI2);
Product2:=F2[out2];
Out2:=(out2+1) mod 10;
V(SP2);
组装产品;
}
End
TYPE produceprodut=monitor
VAR F1 , F2 : ARRAY [ 0 …9 ] of item;
SP1 , SP2 , SG1 , SG2:semaphore;
SP1_count1,SP2 count2 , SG1_count,SG2_count:integer;
In1, in2 , out1 , out2:=integer ;
inc1 , inc2 : integer ;
DEFINE put1 , put2 , get :
USE wait,signal;
procedure put1( A );
begin
if inc1=10 then wait ( SP1 , SP1_count , IM );
Inc1:=inc1 + 1 :
F1[in1]:= A ;
in1:=(in1 + 1 ) MOD 10
signal ( SG1 , SG1_count , IM ) ;
end :
procedure put2 ( B ) :
begin
if inc2 =10 then wait ( SP2 , SP2_count , IM );
Inc2 :=inc2 + 1 ;
F2 [in2]:=B;
in2:=(in2 + 1 ) MOD 10
```

```
signal ( SG2 , SG2_count , IM ) ;
end ;
procedure get ( A , B ) ;
begin
if inc1=0 then wait ( SG1 , SG1_count , IM ) ;
if inc2=0 then wait ( SG2 , SG2_count , IM ) ;
inc1:=inc1-1 ;
inc2:=inc2-1;
A:F1[out1];
out1:=(out1 + 1 ) MOD 10
B:=F2[out2];
Out2 :=(out2 + 1 ) MOD 10
signal ( SP1 , SP1_count , IM ) ;
signal ( SP2 , SP2_count , IM ) ;
end ;
begin
in1:=0 ;in2:=0;out1:=0;out2:=0;inc1:=0;inc2:=0 ;
SP1:=0;SP2:=0;SG1:=0;SG2:=0;
end.
cobegin
{
process Produce1
begin
while(true)
{produce A 零件;
P(IM.mutex);
Call produceprodut.put1(A);
If IM.next>0 then V(IM.next);
Else V(IM,mutex);
}
End;
Process Produce2
Begin
While(true)
{produce B 零件;
P(IM.mutex);
Call produceprodut.put2(B);
If (IM.next>0 then V(IM.next);
Else V(IM,mutex);
}
Process consume
Begin
While(true)
{
```

```
P(IM.mutex);
Call produceprodut.get(A,B);
If IM.next>0 then V(IM.next);
Else V(IM,mutex);
组装产品;
}
End;
}
Coend.
```

38 桌上有一只盘子，最多可以容纳两个水果，每次仅能放入或取出一个水果。爸爸向盘子中放苹果(apple），妈妈向盘子中放桔子(orange），两个儿子专等吃盘子中的桔子，两个女儿专等吃盘子中的苹果. 试用：（ 1 ）信号量和P 、v 操作，（ 2 ）管程，来实现爸爸、妈妈、儿子、女儿间的同步与互斥关系.

答：（ 1 ）用信号量和P 、v 操作.

类似于课文中的答案，扩充如下：1 ）同步信号量初值为2；2 ）要引进一个互斥信号量mutex，用于对盘子进行互斥：3 ）盘子中每一项用橘子、苹果2 个枚举值。

```
Var
plate ARRAY [ 0 , 1] of ( apple , orange ) ;
flag0 , fiag1:=boolean ;
mutex : semaphore ;
sp : semaphore; / ＊盘子里可以放几个水果＊/
sg1 , sg2 : semaphore ; / ＊盘子里有桔子，有苹果* /
sp : = 2 ; / ＊盘子里允许放入二个水果＊/
sg1 :=sg2 :=0 ; / ＊盘子里没有桔子，没有苹果＊/
flag0:=flag1:=false ; mutex :=1 :
cobegin process son
process father begin
begin L3 : P (sg1 ) ;
L1 :削一个苹果； P( mutex ) ;
P ( sp ) ; if (flag0&flte[0]==桔子） then
If(flag0==false) then else{x:=plate[1];flag1:=false;}
{ plate[0]:＝苹果; flag1:=true;} v(mutex);
else {plate[1]:=苹果; flag1:=true;} V(sp) ;
v (mutex ); 吃桔子;
v(sg2) goto L3;
goto L1 ; end;
end ;
process mother process daughter
begin begin
L2 ：剥一个桔子； L4 : P ( 592 ) :
P ( sp ) ; P ( mutex )

P ( mutex ) ; if ( flag0 & plate [0]=＝苹果）then
if ( flag0==false ) then {x:=plate [01]; flag0:=false ; }
```

{plate[0]:＝桔子; flag0:=true;) else { x:==plate[1] ; flag1:=false ; }
else {plate[1]:=＝桔子; flag1:＝true ; } V (mutex) ;
V (mutex) ; V (sp) ;
V (sg1) ; 吃苹果;
goto L2 ; goto L4;
end ; end ;
coend .
(2) 用管程.
TYPE FMSD = MONITOR
VAR plate ARRAY [0 , 1] of (apple , orange) ;
Count:integer ; flag0, flag1:boolean ;
SP ,SS , SD : codition ;
DEFFINE put,get ;
USE wait,signal , check , release ;
procedure put(var fruit:(apple , orange)) ;
begin
check(IM) ;
if (count=＝2) then wait(SP , IM) ;
else{if(flag0==false) then
{plate[0]:=fruit; flag0:=true;}
Else{plate[1]:=fruit;flag1:=true;}
Count:=count+1;
If(fruit==orange) then signal(ss,IM);
Else signal(SD,IM);
}
Release(IM);
End;
Procedure get(varfruit:(apple,orange),x:plate);
Begin
Check(IM);
If (count==0) or plate <>fruit
Then begin
If(fruit==orange) then wait(SS,IM);
Else wait(SD,IM);
End;
Count:=count-1;
If(flag0&plate[0]==fruit) then
{x:=plate[0];flag0:=false;}
Else{x:=plate[1];flag1:=false;}
Signal(SP,IM);
Release(IM);
End;
Begin
Count:=0;flag0:=false;flag1:=false; SP:=0;ss:=0;sd:=0;

```
Plate[0]:plate[1]:=null;
End;
Main()
{cobegin
Process father
Begin
While(1)
{准备好苹果;
Call FMSD.put(apple);
……
}
End;
Process mother
Begin
While(1)
{
准备好桔子;
Call FMSD.put(orange);
……
}
End;
Process son
Begin
While(1)
{call FMSD.get(orange,x);
吃取到的桔子;
……
}
End;
Process daughter
Begin
While(1)
{
Call FMSD.get(apple,x);
吃取到的苹果;
……
}
End;
}
Coend
```

39 一组生产者进程和一组消费者进程共享九个缓冲区，每个缓冲区可以存放一个整数。生产者进程每次一次性向 3 个缓冲区写入整数，消费者进程每次从缓冲区取出一个整数。请用：（ 1 ）信号量和 P 、V 操作，（ 2 ）管程，写出能够正确执行的程序。

答：（ 1 ）信号量和 P 、V 操作。

```
var buf : ARRAY [ 0…8 ] of integer ;
count,getptr , putptr : integer ;
count:=0; getptr:=0;putptr:=0;
S1 , S2 , SPUT , SGET ; semaphore ;
S1:=1 ; S2 :=1 ; SPUT : = 1 ; SGET :=0;
main ()
{ cobegin
producer-i( ) ;
consumer-j( ) ;
coend
}
process producer-i
begin
L1 : 生产 3 个整数;
P(SPUT);
P(S1);
Buf[putptr]:=整数 1;
Putptr:=(putptr+1)mod 9;
Buf[putptr]:＝整数 2 ;
putptr :=(puttr+1 ) MOD 9
buf[putptr]:=整数 3 ;
putptr:=(putptr+1) MOD 9;
V ( SGET ) ;
v ( SGET ) ;
v ( SGET ) :
v ( S1 ) ;
goto L1
end
process consumer-j
var y:integer ;
begin
L2:P(SGET ) ;
P (S2 ) ;
y=buf[getptr] ;
getptr:=(getptr + 1) MOD 9 ;
count:=count + 1;
if count= 3 then
begin
count:=0;
V ( SPUT ) ;
end
V (S2 ) ;
consume the 整数 y;
goto L2 ;
```

```
end
```
(2) 管程。
```
TYPE get-put = MONITOR
VAR buf ARRAY [ 0 …8] of integer ; count , getptr , putptr:integer ;
SP , SG ; codition
DEFINE put,get ;
USE wait ,signal , check , release ;
Procedure put(var a1 , a2 , a3 :integer ; ) ;
begin
check(IM) ;
if ( coun>6) then wait(SP , IM ) ;
count:count + 3 ;
buf[putptr]:=a1 ;
putptr(put1+1 ) MOD 9;
buf [putptr]:=a2;
putptr:=(putptr+1) MOD 9 ;
buf[putptr]:=a3;
putptr:=(putptr+1) MOD 9 ;
signal(SG,IM);
release(IM ) ;
end ;
procedure get (b);
begin
check(IM);
if ( count==0) then wait(SG,IM ) ;
b:buf[getptr] ;
getptr:=(getptr + 1 ) MOD 9 ;
count :=count + 1 ;
if count < 7 then signal ( SG,IM ) ;
else if count > 0 then signal ( SG,IM ) ;
release ( IM ) ;
end;
begin
count:=0; getptr:=0;putptr:=0;
SP:=0;SG:=0;
End;
cobegin
{
process producer-i
begin
L1 : 生产 3 个整数;
Call get-put.put(a1, a2 , a3 ) ;
goto L1
end
```

```
process consumr-j
var y:integer ;
begin
L2 : call get-put.get(b)
consume the 整数 b ;
goto L2;
end
}
coend
```

40 设有三个进程 P 、Q 、R 共享一个缓冲区，P 进程负责循环地从磁带机读入一批数据并放入缓冲区，Q 进程负责循环地从缓冲区取出 P 进程放入的数据进行加工处理并把结果放入缓冲区，R 进程负责循环地从缓冲区读出 Q 进程放入的数据并在打印机上打出。请用：（ 1 ）信号量和 P 、v 操作，（ 2 ）管程，写出能够正确执行的程序.

答：（ 1 ）信号量和 P 、v 操作

```
var Sp , Sq , Sr : semaphore;
Buf ： integer;
SP:=1;SP:=Sr:=0;
Cobegin
{process P
Begin
Repeat
从磁带读入数据;
P(SP);
Buf:=data;
V(sq);
Until false;
End
Process Q
Begin
Repeat
P(sq);
Data:=buf;
加工处理 data;
Buf:=data;
V(Sr);
Until false;
End
Process R
Begin
Repeat
P(Sr);
Data:=buf;
V(sp);
打印数据
```

```
Until false;
End
}
```
(2)管程
```
TYPE PQR=MONITOR
VAR buf:integer;
SP,SQ,SR:codition;
Turn:{p,q,r};
DEFINE PPUT,QGET,QPUT,RGET;
USE wait,signal,check,release;
Procedure PPUT(var data:integer;);
Begin
Check(IM);
If turn!=p then wait (sp,IM);
Turn:=q;
Buf:=data;
Signal(SQ,IM);
Release(IM);
End
Process QGET(var data:integer;);
Begin
Check(IM);
If turn !=q then wait(SQ,IM)
Data:buf
Release(IM);
End
Procedure QPUT(var data:integer;);
Begin
Check(IM);
Turn:=r;
Buf:=data;
Signal(SR,IM);
Release(IM);
End
Procedure RGET(var data:integer;);
Begin
Check(IM);
If turn !=r then wait(SR,IM);
Turn:=p;
Data:buf
Signal(SP,IM);
Release(IM);
End
Begin
```

```
Sp:=0;SQ:=0;SR:=0;turn:=p;
End
Main()
{cobegin
Process P
X:=integer;
Begin
LP:从文件读入一个数据到 X;
PPUT(X);
Goto LP;
End
Process Q
X:integer;
Begin
LQ:QGET(x);
加工处理 X;
QPUT(x);
Goto LQ;
End
Process R
X:=integer;
Begin
LR:RGET(X);
打印 X;
Goto LR;
End
}
Coend
```

41、下述流程是解决两进程互斥访问临界区问题的一种方法。试从“互斥”（mutual exclusinn ）、“空闲让进(progress ）、“有限等待(bounded waiting ）等三方面讨论它的正确性。如果它是正确的，则证明之；如果它不正确，请说明理由。

```
Program attemp;
Var c1,c2:integer;
Procedure p1; (/*对第一个进程 P1*/)
Begin
Repeat
Remain section 1;
Repet
C1:=1-c2;
Until c2<>0;
Critical section; (/*临界区*/)
C1:=1;
Until false
End;
```

```
Procedure p2; (/*对 另一个进程 p2*/)
Begin
Repet
Remain section 2;
Repeat
C2:=1-c1
Until c1<>0;
Critical section; (/* 临界区*/)
C2:=1
Until false
End;
Begin (/*主程序*/)
C1:=1;
C2:=1;
Cobegin
P1;P2 (/*两进程 P1,P2 开始执行*/)
Coend
End
```

答：(1) 互斥

已知 c1 和 c2 的初值为 1 ，若进程 P1 执行到 c1: = 1-c2 时，进程 P2 也同时执行 c2 : = 1-c1 .这样一来，c1 和 c2 的值都变为 0，接着再各自执行，repeat---untile 循环语句 c1: = 1-c2 和 c2 :=1-c1 时， c1 和 c2 就又都变回了 1。于是，P1 和 P2 会同时进入临界区，不满足互斥条件。

(2) 有空让进

设开始无进程在临界区中，进程 P1 执行了 c1 :=1-c2 ，由于 c2 的初值为 1 ，这使得 c1 的值变为 0 但 c2 仍为 1 ，从而保证了 P1 进入临界区。当 P1 退出临界区时，执行了 c1 :=1，使得 P2 就可进入临界区。进程 P2 先执行的情况相似，能保证有空让进的原则。

(3) 有限等待

假定进程 P1 在临界区执行，进程 P2 申请进入临界区，则因进程 P1 会在有限时间内执行完并退出临界区，然后，将执行 c1 : = 1 ，这使得进程 P2 因 c1 值为 1 而立即可进入临界区。因而，能满足有限等待的原则。

42 分析下列算法是否正确，为什么？

```
repeat
key:=true;
repeat
swap ( lock , key ) :
until key=false;
Critical section （/＊临界区*/）
Lock:=false;
Other code ;
Until false;
```

答：由于 lock 的初值未定，如果它的值 false ，则可通过 swap 实现上锁操作。但如果 lock 的初值为 true，那么，进程会永远等待而进不了临界区.

43 以下并发执行的程序，仅当数据装入寄存器后才能加 1

```
Const n =50;
var tally :integer :
procedure total ( )
var count ： integer ;
Begin
For count:=1 to n do tally:=tally+1
End;
Begin (/*main program*/)
Tally:=0;
Cobegin
Total();total()
Coend;
Writeln(tally);
End.
```

给出该并发程序输出的 tally 值的上限和下限.

答：tally 值的上限和下限为 100 和 50 .

44 举例说明下列算法不能解决互斥问题。

```
var balocked ： array[ 0…1] of boolean ;
turn:0…1;
procedure P[id:integer];
begin
repeat
blocked[id]:=true;
while turn≠id do
begin
while blocked [1-id] do Skip;
turn: = id ;
end;
{critical section }
blocked[id]:＝false :
{remainder }
until false
end;
begin
blocked [ 0 ]: blocked[1]:=false ;
turn:=0;
cobegin
P[0] ;P[1]
coend ;
end.
```

答：为方便描述，把程序语句进行编号：

```
Blocked[id]:=true; ①
while turn≠id do ②
begin
```

while blocked[1-id] do skip; ③
Turn:=id; ④
End;
假设 id=0，则 1-id =1 ，并且 turn = 1 . 当进程 P[id] 先执行① 置 blocked[id]=true ：接着执行② 时，因为 turn≠id 而进入到③ 执行. 此时，因 blocked[1-id]为 false （初值），故在③ 上不做空操作而打算去做④ 。麻烦的事情发生了，如果在 P[id] 执行④ 之前，系统又调度执行 P[1-id]， 而 P [1-id] 在执行了① 置 blocked[1-id]=true 之后，在执行② 时，因发现 turn =1-id ，故退出了 while ，直接进入临界区。而这时 P[id]继续执行④ ，虽然置 turn=id 但已无法挡住 P[1-id] 先己进入了临界区的事实，此后，P[id]也进入临界区。
所以，该算法不能解决互斥问题，它会让两个进程同时进入临界区。
45 现有三个生产者 P1 、P2 、P3 ，他们都要生产水，每个生产者都已分别购得两种不同原料，待购得第三种原料后就可配制成桔子水，装瓶出售。有一供应商能源源不断地供应糖、水、桔子精，但每次只拿出一种原料放入容器中供给生产者。当容器中有原料时需要该原料的生产者可取走，当容器空时供应商又可放入一种原料。假定：生产者 P1 已购得糖和水；
生产者 P2 已购得水和桔子精；
生产者 P3 已购得糖和桔子精；
试用：1 ）管程，2)信号量与 P 、v 操作，写出供应商和三个生产者之间能正确同步的程序.
答：1 ）管程.
TYPE makedrink = monitor
VAR S , S1 , S2 , S3 : condition ;
container:item ;
DEFINE give , produce1 , produce2 , produce3 ;
USE check , wait , signal , re lease ;
procedure give
begin
Check (IM) ;
take raw material ;
ifcontainer≠null then wait (S , IM) ;
else container : = rawn materiai ;
if （container）=桔子精 then singal (s1 , IM) ;
eise if (container)=糖 then signal(S2 , IM) ;
else signal (S3 , IM) ;
release (IM) ;
end
procrdure produce1
begin
check (IM) ;
if (c ontainer) ≠桔子精 then wait (s1 , IM) ;
else { take the 桔子精 from container ; 做桔子水；}
signal (S , IM) ;
release (IM) ;
end
procrdure produce2
begin

```
check(IM);
IF(CONTAINER)≠糖 then wait(S2,IM);
Else{take the 糖 from container;做橘子水；}
Signal(S,IM);
Release(IM);
End
Procrdure produce3
Begin
Check(IM);
If(container)≠水 then wait(S3,IM);
Else{take the 水 from container;做橘子水;}
Signal(S,IM);
Release(IM);
End
Begin
Container{糖，水，橘子精};
End
Cobegin
{
Process 供应商
Begin
Repeat
…
Call makedrink.give();
…
Until false;
End
Process P1
Begin repeat
…
Call makedrink.produce1();
…
Until false;
End
Process P2
Begin
Repeat
…
Call makedrink.produce2();
…
Until false;
End
Process P3
Begin
```

```
Repeat
…
Call makedrink,produce3();
…
Until false;
End
}
Coend.
```
2)信号量与 P、V 操作
```
Var S,S1,S2,S3:=semaphore;
S:=1,S1:=S2:=S3:=0;
Container{糖，水，橘子精};
Cobegin
{ process 供应商
Begin
Repeat
P(s);
Take raw material into container;
If (container)=橘子精 then V(S1);
Else if (container)=糖 then V(s2);
Else V(s3);
Until false;
End
Process P1
Begin
Repeat
P(S1);
Take the 橘子精 from container;
V(s);
做橘子水;
Until false;
End
Process P2
Begin
Repeat
P(s2);
Take the 糖 from container;
V(s);
做橘子水;
Until false;
End
process P3
begin
repeat
```

```
P ( S3 ) ;
take the 水 from container;
V ( S ) ;
做桔子水;
untile false ;
end
}
coend .
```

46 有一材料保管员，他保管纸和笔若干。有 A 、B 两组学生，A 组学生每人都备有纸，B 组学生每人都备有笔. 任一学生只要能得到其他一种材料就可以写信。有一个可以放一张纸或一支笔的小盒，当小盒中无物品时，保管员就可任意放一张纸或一支笔供学生取用，每次允许一个学生从中取出自己所需的材料，当学生从盒中取走材料后允许保管员再存放一件材料，请用：1 ）信号量与P 、v 操作，2 ）管程，写出他们并发执行时能正确工作的程序。

答：1 ）信号量与P 、v 操作。

```
var s , Sa . Sb , mutexa , mutexb : s emaphore ;
s : =mutexa : =mutexb : = 1 ; sa : = sb : = 0 ;
box : ( PaPer , pen ) ;
cobegin
{
process 保管员
begin
repeat
P ( S ) ;
take a material intobox ;
if ( box ) = Paper then V ( Sa ) ;
else V( Sb ) ;
untile false ;
end
Process A 组学生
begin
repeat
P ( Sa ) ;
P ( mutexa ) ;
take the pen from box ;
V ( mutexa ) ;
V ( S ) ;
write a letter;
untile false ;
end
Process B 组学生
begin
repeat
P ( Sb ) ;
P ( mutexb ) ;
```

```
take the paper from box ;
V ( mutexb ) ;
V ( S ) ;
wnte a letter ;
untile false ;
end
}
Coend .
```
2 ）管程。
```
TYPE paper&pen = monitor
VARS , S1 , S2 : condition ;
box : { paper.pen , null }
DEFINE put , get1 , get2 ;
USE check , wait , signal , release ;
procedure put
begin
Check ( IM ) ;
take a material ;
if box ≠ null then wait ( S ,IM ) ;
else box : = material ;
if ( box) = Pen then signal ( S1 , IM ) ;
else signal (S2 , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
procrdure get1
begin
check ( IM ) ;
if ( box ) = null or ( box ) ≠pen then wait ( S1 , IM ) ;
else {take the Pen from box ; }
signal ( S , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
procrdure get2
begin
check ( IM ) ;
if ( box ) = null or ( box ) ≠paper then wait ( S2 , IM ) ; else { take the paper from
box ; }
Signal ( S ,IM );
release ( IM ) ;
end
begin
box : = null ;
end
cobegin
```

```
Process 保管员
begin
LI : Callp paper&Pen.put）; goto L1
end
Process A 组学生
begin {
L2 : call paper&pen.get （ ）
写信;
goto L2 ;
end
process B 组学生
begin
L3 : call paper&pen.get （ ） 写信;
goto L3 ;
end
coend
```

47 进程 A 向缓冲区 buffer 发消息，每当发出一消息后，要等待进程 B 、C 、D 都接收这条消息后，进程 A 才能发新消息。试写出：（ 1 ）用信号量和 P 、v 操作，（ 2 ）monitor ，写出它们同步工作的程序。

答：（ 1 ）用信号量和 P 、v 操作。

本质上是一个生产者与三个消费者问题。缓冲区 buffer 只要写一次,但要读三次。可把 buffer 看作用三个缓冲块组成的缓冲区，故 sa 初值为 3 。

```
var Sa , Sb , Sc , Sd : semaphore ;
Sa : = 3 ; Sb : = Sc : = Sd : = 0 ;
cobegin
{ process A
begin
repeat ;
P ( Sa ) ;
P ( Sa ) ;
P ( Sa ) ;
Send message to buffer ;
V ( Sb ) ;
V ( Sc ) ;
V ( Sd ) ;
until false ;
end
process B
begin
repeat
P ( sb ) ;
receive the message from buffer ;
V ( Sa ) ;
until false ;
```

```
end
Process C
begin
repeat
P ( Sc ) ;
receive the message from buffer ;
V ( Sa ) ;
until false ;
end
process D
begin
repeat
P ( Sd ) ;
receive the message from buffer ;
V ( Sa ) ;
until false ;
end
}
coend
```
(2) monitor ·
```
TYPE send&receive=monitor
VAR SSb , SSc , SSd , Sb , Sc , Sd : selnaphore ;
SSb_count , SSc_pount , SSd_count : integer;
Sb_count , Sc_count , Sd_count ： integer;
fiagb , fiagc , fiagd : Boolean ;
buffer : message ;
DEFINE sendmes receiveb receivec received ;
USE wait , signal ;
procedure sendmes
begin
if flagb then wait ( sb , Sb_count , IM) ;
if flagc then wait ( Sc , Sc_count , IM ) ;
if flagd then wait ( Sd , Sd_count , IM ) ;
buffer :=message ;
flagb : =flagc : =flagd : ＝true ;
signal ( SSb , SSb_count , IM ) ;
signal ( SSc , SSc_count , IM ) ;
signal ( SSd , SSd_count , lM ) ;
end
procedure receiveb
begin
if flagb = false then wait ( SSb , SSb_count , IM ) ;
else flagb : = false ;
signal ( Sb , Sb_count , IM ) ;
```

```
end
procedure receivec
begin
if flagc = false then wait ( SSc , SSc_count , IM ) ;
else flagb : = false ;
signal ( Sc , Sc_count , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
procedure received
begin
check ( IM ) ;
if flag=false then wait ( SSd , IM ) ;
else flagb : = false ;
signal ( Sd , Sd_count , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
begin
flagb : = flagc : = flagd : = false ;
end
cobegin
{ process A
begin
repeat
produce a message ;
P ( IM.mutex ) ;
Call send&receive.sendmes() ;
If IM.next > 0 then V ( IM.next ) ;
Else V ( IM.mutex ) ;
…
until false ;
end
process B
begin
rpeat
P ( IM . mutex ) ;
Call send&receive . receiveb();
If IM . next > 0 then V ( IM . next ) ;
Else V ( IM . mutex ) ;
…
until false ;
end
process C
begin
repeat
```

```
P ( IM . nutex ) ;
Call send&receive . receiveco ; If IM . next > 0 thenV ( IM . next ) ;
elseV ( IM . mutex ) ;
…
until false ;
end
processD
begin
repeat
P ( IM . next ) ;
Call send&receive . receivedo ; If IM . next > 0 thenV （加. next ) ;
elseV ( IM . mutex ) ;
until false ;
end
}
Coend
```

48 试设计一个管程来实现磁盘调度的电梯调度算法。答：

```
type diskschedule = monitor
var headpos : integer ;
direction ( up , down ) ;
busy : boolean ;
S : array [0 … 99]of condition ;
DEFINE request , return ;
USE wait , signal , check , release ;
procedure request ( var dest : integer ) ;
begin
check ( IM ) ;
if busy then wait ( S[dest] , IM ) ;
busy : ＝true ;
if ( headpos < dest ) or(headpos = dest&direction = up )
then direction : = up ;
else direction : = down ;
headpos : = = dest ;
release ( IM ) ;
end
procedure retum
vari : integer ;
begin
check ( IM ) ;
busy : = false ;
if direction = = up / * uP 为向里方向，即柱面号大的方向小 en begin*/
i : = headpos ;
while ( i < 200 & S [ i ] = 0 ) do i : = i + 1 ;
if i < 200 then Signal ( S [i] , IM ) ;
```

```
else begin / * down 为向外方向，即柱面号小的方向 i ： 角 eadPos ;*/
while ( i≥0 & S [i]＝0 ) do i : = i-1;
if i≥ 0 then signal ( S [i] , IM ) ;
end
end
else begin / * down 为向外方向，即柱面号小的方向 i : = h eadPos ;
while ( i > 0 & S [ 1]= 0 ) do i : = i -l ;
ifi≥ 0 then signal ( S [ i], IM ) ;
else begin / ＊即为向里方向，即柱面号大的方向 i : = = headPos ;
while ( i < 200 & S [ i ] = 0 ) do i : = i + 1 ;
if i < 200 then signal ( S [ 1 ] , IM ) ;
end
end
release ( IM ) ;
begin
headpos : = 0 ;
direction : ＝up ;
busy : = false ;
S : = 0 ;
end .
main()
{ cobegin
process visit
var k : integer ;
begin
…
call diskschedul.Request(k) ;
…
访问第 k 个柱面;
…
call diskschedul . Return ;
…
end
coend .
```

49 有 P1 、P2s 、P3 三个进程共享一个表格 F，P1 对 F 只读不写，P2 对 F 只写不读，P3 对 F 先读后写。进程可同时读 F ，但有进程写时，其他进程不能读和写。用（1 ）信号量和 P 、v 操作，（ 2 ）管程编写三进程能正确工作的程序。

答：（ 1 ）信号量和 P 、v 操作。

这是读一写者问题的变种。其中，P3 既是读者又是写者。读者与写者之间需要互斥，写者与写者之间需要互斥，为提高进程运行的并发性，可让读者尽量优先。

```
var rmutex , wmutex : semaphore ;
rnutex : = wmutex : = = 1 ;
count : integer ; count : = 0 ;
cobegin
```

```
{
process P1
begin
repeat
P (rmutex ) ;
count : = count + 1 ;
if count= 1 then P( wmutex ) ;
V ( rmutex ) ;
Read F ;
P ( rmutex ) ;
count : = count - 1 ;
if count=0 then V ( wmutex ) ;
V ( rmutex ) ;
untile false ;
end
process P2
begin
repeat
P ( wmutex ) ;
Write F ;
V ( wmutex);
untile false ;
process P3
begin
rpeat
P ( rmutex ) ;
count : = count + 1 ;
if count=1 then P ( wmutex ) ;
V ( rmutex ) ;
Read F ;
P ( rmutex ) ;
coUnt : = count-1 ;
if count = 0 then V( wmutex );
V ( rmutex ) ;
P ( wmutex ) ;
Write F ;
V(wmutex ) ;
untile false ;
end
}
coend
```

（ 2 ）管程。

见课本读者写者问题的解。

50、现有 100 名毕业生去甲、乙两公司求职，两公司合用一间接待室，其中甲公司招收 10 人，

乙公司准备招收 10 人，招完为止。两公司各有一位人事主管在接待毕业生，每位人事主管每次只可接待一人，其他毕业生在接待室外排成一个队伍等待。试用信号量和 P 、v 操作实现人员招聘过程。

答：由于毕业生仅排成一队，故用如图的一个队列数据结构表示。在队列中不含甲、乙公司

A	B	A	A	B	Sm A	B	Sn B	A	…					

都接待过的毕业生和已被录用的毕业生。只含标识为 A （被甲接待过）或只含标识为 B （被乙接待过）及无标识的毕业生队列。此外，sm 和 Sn 分别为队列中甲、乙正在面试的毕业生 i（ i = 1，2 ，… ，100 ）标识、即此刻另一方不得面试该毕业生 i 。

K1 和 K2 为甲、乙所录取的毕业生数，C1 、C2 为互斥信号量。注意，如果甲录取了一人，且该生没有被乙面试的话，则乙面试的毕业生将减 1 。办法是：如果甲录取了一人，且该生没有被乙面试可把乙的面试计数器 C2 加 1 （相当于乙已面试了他），从而，保证乙面试的人数值为 100 。反之对甲亦然。

```
var Sa , Sb , mutex : semaphore ;
Sa : = Sb : =mnutex : = 1 ;
C1 , C2 , K1 , K2 : integer ;
C1 : = C2 : = K1 : = K2 : = 0 ;
cobegin
{
process 甲公司
begin
L1: P ( mutex ) ;
P ( Sa ) ;
C1 : = = C1 + 1 ;
V ( Sa ) ;
If C1≤100 then
{从标识为 B 且不为 Sn 或无标识的毕业生队列中选第 i 个学生，将学生 i 标识为 A 和 Sm}
V ( mutex ) ;
面试;
P ( mutex ) ;
if 合格 then
{ K1 : = K1 + 1 ;
if 学生 i 的标识不含 B then
{ P ( Sb ) ;
C2 : = C2 + 1 ;
V ( Sb ) ;
将学生 i 从队列摘除;
}
else 将学生 i 从队列摘除;
else
if 学生 i 的标识含 B then 将学生 i 从队列摘除;
else 取消学生 i 的 Sm 标识;
```

V (mutex) ;
If (K1 < 10) & (C2 < 100) then goto L1 ;
}
process 乙公司
begin
L2 : P (mutex) ;
P (Sb) ;
C2 : = C2 + 1 ;
V (Sb) ;
if C2≤100 then
{从标识为 A 且不为 sm 或无标识的毕业生队列中选第 i 个学生，将学生 i 标识为 B 和 Sn}
V (mutex) ;
面试;
P (mutex) ;
if 合格 then
{ K2 : = K2 + 1 ;
if 学生 i 的标识不含 A then
{
P(Sa)
C1 : = C1 + 1 ;
V (Sa) ;
将学生 i 从队列摘除;
}
else 将学生 i 从队列摘除;
else
if 学生 i 的标识含 A then 将学生 i 从队列摘除;
else 取消学生 i 的 Sn 标识;
V (mutex) ;
if (K2 < 10) & (c1 < 100) then goto L2 ; }
}
coend .

51 有一个电子转帐系统共管理 10000 个帐户，为了向客户提供快速转帐业务，有许多并发执行的资金转帐进程，每个进程读取一行输入，其中，含有：贷方帐号、借方帐号、借贷的款项数。然后，把一款项从贷方帐号划转到借方帐号上，这样便完成了一笔转帐交易。写出进程调用 Monitor ，以及 MOnitor 控制电子资金转帐系统的程序。

答：

TYPE lock-account = monitor
VAR use : array [1 … 10000] of Boolean ; / ＊该帐号是否被锁住使用标志
S ：array [1 … 10000] of condition ; / ＊条件变量
DEFINE lockaccount unlockaccount / ＊移出过程
USE wait , signal , check , release ; / ＊移入过程
procedure lockaccount (var i,j : integer)
Begin
Check (IM)

```
if i > j then begin
Temp:= i ;
i : = j ;
j : = temp ;
end ; / *层次分配，先占号码小的账号否则可能产生死锁
if use [i] then wait(s[i].lockaccount,IM ) ;
else use [ i ] :=true ; / *锁住 account ( i )
if use[j] then wait ( s[j].lockaccount , IM) ;
else use [j] :=true ; / *锁住 accounto )
Release ( IM ) ;
end ;
Proeedure unfockaccount ( var i:sinteger ; )
Begin
Check ( IM ) ;
use [ i ] : = sfalse ;
signal(s[i].lock-account , IM ) ;
Release ( IM ) ;
end
begin
for i:= 1 ; to 10000 do use [i]:=false ;
end .
main ( )
{
cobegin
Process transfer account
begin
input a information line ;
get the account number i,j and 还款数 x ;
Lock-account.slockaccount ( i,j )
按锁住帐号 account ( i ) 和 account(j) 执行;
A [j]:= A [j] - x ; A [i]:=A [i] + x ;
Lock-ccount.unlockaccount(i);
Lock-account.unlockaccount(j);
end ;
CoeDd .
```

52、某高校开设网络课程并安排上机实习，如果机房共有 2m 台机器，有 2n 个学生选课，规定：(1) 每两个学生分成一组，并占用一台机器，协同完成上机实习；(2) 仅当一组两个学生到齐，并且机房机器有空闲时，该组学生才能进机房；(3) 上机实习由一名教师检查，检查完毕，一组学生同时离开机房。试用信号量和 P 、V 操作模拟上机实习过程。

答：

```
var mutex , enter:semaphore ;
mutex : = 1 ; enter : = 0 ;
finish:=test:=rc:=0;computercounter:=2m;
cobegin
```

```
{
process studenti ( i=1 , 2 , … )
begin
P ( computereounter ) ; / ＊申请计算机
P ( mutex ) ;
rc ： rc＋1 ; / ＊学生互斥计数
if rc == 1 then { v ( mutex ) ; P ( enter ) ; } / ＊若只来一个学生，则在即 ter 上等待
else { rc:= 0 ; V ( mutex ) ; V ( enter ) ; } s/ ＊到达一组中第二个学生，rc 清。是为
下一组计数用学生进入机房，上机实习；
V ( finish ) ; / ＊告诉老师，实习结束
P ( test ) ; / ＊等待老师检查实习结果
V( computercounter ) ; / ＊归还计算机
end
process teacher
begin
P ( finish ) ; / ＊等第一个学生实习结束
P ( finish ) ; / ＊等第二个学生实习结束
检查实习结果；
V ( test ) ; / ＊第一个学生检查完成
V ( test ) ; / ＊第二个学生检查完成
end
}
coend .
```

53 某寺庙有小和尚和老和尚各若干人，水缸一只，由小和尚提水入缸给老和尚饮用。水缸可容水 10 桶，水取自同一口水井中。水井径窄，每次仅能容一只水桶取水，水桶总数为 3 个。若每次入、取水仅为 1 桶，而且不可同时进行。试用一种同步工具写出小和尚和老和尚入水、取水的活动过程。

答：互斥资源有水井和水缸，分别用 mutex1 和 mutex2 来互斥。水桶总数仅 3 只，由信号量 count 控制，信号量 empty 和 full 控制入水和出水量。

```
var mutex1 , mutex2 : semaphore ;
empty , full : semaphore ;
count : integer ;
mutex1 : mutex2 : = 1 ; count : = 3 ; empty : = 10 ; full ： =0 ;
cobegin
{
process 小和尚（打水）i ( i = 1 , 2 , … )
begin
repeat
P ( e mpty ) ; / ＊水缸满否?
P ( count ) ; / ＊取得水桶
P ( mutex1 ) ; / ＊互斥从井中取水
从井中取水；
V ( mutex1) ;
P ( mutex2) ; / ＊互斥使用水缸
```

```
倒水入缸;
V ( mutex2 ) ;
V ( count ) ; / ＊归还水桶
v ( full ) ; / ＊多了一桶水
untile false ;
end
process 老和尚（取水）j(j=1 , 2 , … )
begin
repeat
P ( full ) ; / ＊有水吗?
P ( count ) ; / ＊申请水桶
P ( inutex2 ) ; / ＊互斥取水
从缸中取水;
V ( mutex2 ) ;
V ( count ) ; / ＊归还水桶
V ( empty ) ; / ＊水缸中少了一桶水
untile false ;
end
}
coend .
```

54 在一个分页存储管理系统中，用 free[index] 数组记录每个页框状态，共有 n 个页框（index=0 , … , n－1 ）。当 free[index]=true 时，表示第 index 个页框空闲，free[index] = false 时，表示第 index 个页框。试设计一个管程，它有两个过程 acquire 和 return 分别负责分配和回收一个页框。

答:

```
TYPE framemanagement = monitor
VAR free : array [ 0 … n - 1 ] of Boolean ;
waitcondition : codition ; i : integer ;
DEFINE acquire , release ;
USE check , wait , signal ,return;
procedure acquire ( var index : integer ; )
begin
check ( IM ) ;
for i : = 0 to n - 1 do
if free[i] then { free [i] : = false ; index : = i ; }
else wait ( waiteondition , IM ) ;
release ( IM ) ;
end
procedure return ( var index : integer ; )
begin
check ( IM ) ;
free[index]:=true ;
signal ( waitcondition , IM ) ;
release ( IM ) ;
```

```
end
begin
for index : = 0 to n - 1 do free[index]:=true ;
end
```
进程调用管程申请和归还页框的过程从略。

55、 AND 型信号量机制是记录型信号量的扩充，在 P 操作中增加了与条件“AND ″ ，故称“同时”P 操作和 V 操作，记为 SP 和 SV（ Simultaneous P 和 V ）于是 SP（ S1 , S2 , … , Sn ）和 VS（ S1 ; , S2 , … , Sn ）其定义为如下的原语操作：

```
procedure SP ( vars , , … , sn : semaphore )
begin
if S1 > = 1 &… &Sn > = 1 then begin
for i : = 1 to n do
Si := S1 - 1 ;
end
else begin
```
{进程进入第一个遇到的满足 si < 1 条件的 S1 信号量队列等待，同时将该进程的程序计数器地址回退，置为 SP 操作处。} ;
```
end
procedure VP ( var S1 , … ,Sn:semaphore ) begin
for i : = 1 to n do begin
Si : = S1 + 1 ;
```
{从所有 s 。信号量等待队列中移出进程并置入就绪队列。} ;
```
end
```
试回答 AND 信号量机制的主要特点，适用于什么场合？

S 答：记录型信号量仅适用于进程之间共享一个临界资源的场合，在更多应用中，一个进程需要先获得两个或多个共享资源后，才能执行其任务。AND 型信号量的基本思想是：把进程在整个运行其间所要的临界资源，一次性全部分配给进程，待该进程使用完临界资源后再全部释放。只要有一个资源未能分配给该进程，其他可以分配的资源，也不分配给他。亦即要么全部分配，要么一个也不分配，这样做可以消除由于部分分配而导致的进程死锁。

56、试用 AND 型信号量和 SP 、SV 操作解决生产者一消费者问题。

答：

```
Var B : array [ 0 , … k -1 ] of item ;
sput : semaphore : = k ; / *指示有可用的空缓冲区的信号量
sget : semaphore : = 0 ; / *指示缓冲区有可用的产品信号量
mutex : semaphore : = 1 ; / *互斥信号量
sput : = k ; / *缓冲区允许放入的产品数
sget : = 0 ; / *缓冲区内没有产品
in : integer : = 0 ;
out : Integer : = 0 ;
begin
cobegin
process producer_i
begin
L1 : produce a product ;
```

```
SP ( sput , mutex ) ;
B [ in ]:= product ;
in : = (in + 1 ) mod k ;
SV ( mutex , sget ) ;
goto L1 ;
end ;
process consumer_j
begin
L2 : SP ( sget , mutex ) ;
Product := B[out] ;
out : = [out + 1] mod k ;
SV ( mutex , sput ) ;
consume a product :
goto L2 ;
end ;
coend
end
```

57、 试用 AND 型信号量和 SP 、SV 操作解决五个哲学家吃通心面问题。答：

```
Var forki：array [ 0 … 4 ] of semaphore ;
forki := 1 ;
cobegin
process Pi / * i = 0 , 1 , 2 , 3 * /
begin
L1 :
思考;
SP ( fork [ i ] , fork [ i + 1 ] mod 5 ) ; / * 1 = 4 时，SP ( fork [ 0 ) , fork [ 4 ] )
* /
吃通心面;
V(fork[i],Vfork[i+1] mod 5);
Goto L1;
End;
```

58、 如果 AND 型信号量 SP 中，并不把等待进程的程序计数器地址回退，亦即保持不变，则应该对 AND 型信号量 SV 操作做何种修改？

答：要保证进程被释放获得控制权后，能再次检测每种资源是否>= 1 。故可在 else 部分增加一条 goto 语句，转向 if 语句再次检测每种资源状况。

59、一般型信号量机制（参见汤子派等编著的计算机操作系统，西安电子科技大学出版社）

对 AND 型信号量机制作扩充，便形成了一般型信号量机制，SP (s1;,t1 , d1, ; … ; sn , tn , dn) 和 SV (s1 ,d1; … sn,tn,dn）的定义如下：

```
procedure SP ( s1 , t1 , d1 ; … : sn , tn , dn )
var S1 , … , Sn：semaphore ;
t1 : … , tn：integer ;
d1 , … , dn : integer ;
begin
if S1 > = t1 &… &Sn >= Tn then begin
```

for i : = 1 to n do
S1 : = S1 - di ;
end
else
｛进程进入第一个遇到的满足 si ＜ ti 条件的 S1 信号量队列等待，同时将该进程的程序计数器地址回退，置为 SP 操作处。｝;
end
end
procedure SV (S1 , d1; … sn , dn)
var S1 , … Sn: semaphore ;
d1 , … dn: integer ;
begin
for i : = 1 to n do begin
S1:= S1 + di ;
｛从所有 s 。信号量等待队列中移出进程并置入就绪队列。｝;
end
end
其中，ti 为这类临界资源的阀值，di 为这类临界资源的本次请求数。试回答一般型信号量机制的主要特点，适用于什么场合?
答：在记录型和同时型信号量机制中，P 、V 或 SP 、SV 仅仅能对信号量施行增 1 或减 1 操作，每次只能获得或释放一个临界资源。当一请求 n 个资源时，便需要 n 次信号量操作，这样做效率很低。此外，在有些情况下，当资源数量小于一个下限时，便不预分配。为此，可以在分配之前，测试某资源的数量是否大于阀值 t 。对 AND 型信号量机制作扩充，便形成了一般型信号量机制。
60 下面是一般信号量的一些特殊情况：
● SP (s , d , d)
● SP (s , 1 , 1)
● SP (s , 1 , 0)
试解释它们的物理含义或所起的作用。
答:
● SP (s , d , d) 此时在信号量集合中只有一个信号量、即仅处理一种临界资源，但允许每次可以申请 d 个，当资源数少于 d 个时，不予分配。

1. sP (s , 1 , 1) 此时信号量集合已蜕化为记录型信号量（当 s ＞ 1 时）或互斥信号量(s = 1 时）。
2. sP (s , 1 , 0) 这是一个特殊且很有用的信号量，当 s ＞ = 1 时，允许多个进程进入指定区域；当 s 变成 0 后，将阻止任何进程进入该区域。也就是说，它成了一个可控开关。

61、试利用一般信号量机制解决读者一写者问题·
答：对读者一写者问题作一条限制，最多只允许 m 个读者同时读。为此，又引入了一个信号量 L ，赋予其初值为 m ，通过执行 SP (L , 1 , 1) 操作来控制读者的数目，每当一个读者进入时，都要做一次 SP (L , 1 , 1) 操作，使 L 的值减 1 。当有 m 个读者进入读后，L 便减为 0 ，而第 m + 1 个读者必然会因执行 sP (L , 1 , 1) 操作失败而被封锁。
利用一般信号量机制解决读者一写者问题的算法描述如下：
var m : integer ; / ＊允许同时读的读进程数

```
L : semaphore : = m ; / *控制读进程数信号量，最多 m
W : semaphore : = 1 ;
begin
cobegin
process reader
begin
repeat
SP ( L , 1 , 1 ; W , 1 , 0 ) ;
Read the file ;
SV ( L , 1 ) ;
until false ;
end
process writer
begin
Repeat
SP ( W , 1 , 1 ; L , rn , 0 ) ;
Write the file ;
SV ( W , 1 ) ;
until false ;
end
coend
end .
```

上述算法中，SP (w , 1 , 0) 语句起开关作用，只要没有写者进程进入写，由于这时 w = 1 ，读者进程就都可以进入读文件。但一旦有写者进程进入写时，其 W = 0 ，则任何读者进程及其他写者进程就无法进入读写。sP (w , 1 , 1 ; L , rn , 0) 语句表示仅当既无写者进程在写（这时 w = 1）、又无读者进程在读（这时 L = rn ）时，写者进程才能进行临界区写文件。

第四章

作者：佚名 来源：网络

1 在一个请求分页虚拟存储管理系统中，一个程序运行的页面走向是：
1 、2 、3 、4 、2 、1 、5 、6 、2 、1 、2 、3 、7 、6 、3 、2 、1 、2 、3 、6 。
分别用 FIFO 、OPT 和 LRU 算法，对分配给程序 3 个页框、4 个页框、5 个页框和 6 个页框的情况下，分别求出缺页中断次数和缺页中断率。
答：

页框数	FIFO	LRU	OPT
3	16	15	11
4	14	10	8
5	12	8	7
6	9	7	7

只要把表中缺页中断次数除以 20，便得到缺页中断率。

2 在一个请求分页虚拟存储管理系统中，一个作业共有 5 页，执行时其访问页面次序为：（ 1 ）1 、4 、3 、1 、2 、5 、1 、4 、2 、1 、4 、5
（ 2 ）3 、2 、1 、4 、4 、5 、5 、3 、4、3、2、1、5
若分配给该作业三个页框，分别采用 FIFO 和 LRU 面替换算法，求出各自的缺页中断次数和缺页中断率。
答：（ 1 ）采用 FIFO 为 9 次，9 / 12 = 75 %。采用 LRU 为 8 次，8 / 12 = 67 %。（ 2 ）采用 FIFO 和 LRU 均为 9 次，9 / 13 = 69 %。
3 一个页式存储管理系统使用 FIFO 、OPT 和 LRU 页面替换算法，如果一个作业的页面走向为：
（ 1 ）2 、3 、2 、1 、5 、2 、4 、5 、3 、2 、5 、2 。
（ 2 ）4 、3 、2 、1 、4 、3 、5 、4 、3 、2 、1 、5 。
（ 3 ）1 、2 、3 、4 、1 、2 、5 、1 、2 、3 、4 、5 。
当分配给该作业的物理块数分别为 3 和 4 时，试计算访问过程中发生的缺页中断次数和缺页中断率。
答：（ 1 ）作业的物理块数为 3 块，使用 FIFO 为 9 次，9 / 12 = 75 %。使用 LRU 为 7 次，7 / 12 = 58 %。使用 OPT 为 6 次，6 / 12 = = 50 %。
作业的物理块数为 4 块，使用 FIFO 为 6 次，6 / 12 = 50 %。使用 LRU 为 6 次，6 / 12 = 50 %。使用 OPT 为 5 次，5 /12 = 42 %。
（ 2 ）作业的物理块数为 3 块，使用 FIFO 为 9 次，9 / 12 = 75 %。使用 LRU 为 10 次，10 / 12 = 83 %。使用 OPT 为 7 次，7/12 = 58 %。
作业的物理块数为 4 块，使用 FIFO 为 10 次，10 / 12 = 83 %。 使用 LRU 为 8 次，8/12＝66%。使用 OPT 为 6 次，6/12＝50%.
其中，出现了 Belady 现象，增加分给作业的内存块数，反使缺页中断率上升。
4、在可变分区存储管理下，按地址排列的内存空闲区为：10K 、4K 、20K 、18K 、7K 、9K 、12K 和 15K 。对于下列的连续存储区的请求：（ 1 ）12K 、10K 、9K , （ 2 ）12K 、10K 、15K 、18K 试问：使用首次适应算法、最佳适应算法、最差适应算法和下次适应算法，哪个空闲区被使用？
答：（ 1 ）空闲分区如图所示。
答

分区号	分区长
1	10K
2	4K
3	20K
4	18K
5	7K
6	9K
7	12K
8	15K

1. 首次适应算法

12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 1 ，恰好分配故应删去分区 1 。9KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 9KB 。

2 ）最佳适应算法
12KB 选中分区 7 ，恰好分配故应删去分区 7 。10KB 选中分区 1 ，恰好分配故应删去分区 1 。9KB 选中分区 6 ，恰好分配故应删去分区 6 。
3 ）最差适应算法
12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 8KB 。9KB 选中分区 8 ，这时分区 8 还剩 6KB 。
4 ）下次适应算法
12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 8KB 。9KB 选中分区 6 ，恰好分配故应删去分区 6 。
（ 2 ）原始分区情况同上图。
1 ）首次适应算法
12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 1 ，恰好分配故应删去分区 1 。15KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 3KB 。最后无法满足 18KB 的申请，应该等待。
2 ）最佳适应算法
12KB 选中分区 7 ，恰好分配故应删去分区 7 。10KB 选中分区 1 ，恰好分配故应删去分区 1 。15KB 选中分区 8 ，恰好分配故应删去分区 8 。18KB 选中分区 4 ，恰好分配故应删去分区 4 。
3 ）最差适应算法
12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 8KB 。15KB 选中分区 8 ，恰好分配故应删去分区 8 。最后无法满足 18KB 的申请，应该等待。
4 ）下次适应算法
12KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 8KB 。10KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 8KB 。15KB 选中分区 8 ，恰好分配故应删去分区 8 。最后无法满足 15KB 的申请，应该等待。
5 给定内存空闲分区，按地址从小到大为：100K 、500K 、200K 、300K 和 600K 。现有用户进程依次分别为 212K 、417K 、112K 和 426K，（ 1 ）分别用 first-fit 、best-fit 和 worst-fit 算法将它们装入到内存的哪个分区？（ 2 ）哪个算法能最有效利用内存？
答：按题意地址从小到大进行分区如图所示。

分区号	分区长
1	100KB
2	500KB
3	200KB
4	300KB
5	600KB

（ 1 ）1）first-fit 212KB 选中分区 2 ，这时分区 2 还剩 288KB 。417KB 选中分区 5 ，这时分区 5 还剩 183KB 。112KB 选中分区 2 ，这时分区 2 还剩 176KB 。426KB 无分区能满足，应该等待。
2 ）best-fit 212KB 选中分区 4 ，这时分区 4 还剩 88KB 。417KB 选中分区 2 ，这时分区 2 还剩 83KB 。112KB 选中分区 3 ，这时分区 3 还剩 88KB 。426KB 选中分区 5 ，这时分区 5 还剩 174KB 。
3 ）worst-fit 212KB 选中分区 5 ，这时分区 5 还剩 388KB 。417KB 选中分区 2，这时分区 2 还剩 83KB 。112KB 选中分区 5 ，这时分区 5 还剩 176KB 。426KB 无分区能满足，应该等待。
（ 2 ）对于该作业序列，best-fit 算法能最有效利用内存

6、 一个 32 位地址的计算机系统使用二级页表，虚地址被分为 9 位顶级页表，11 位二级页表和偏移。试问：页面长度是多少？虚地址空间共有多少个页面？
答：由于 32-9 -11 ＝ 12 ，所以，页面大小为 4KB ，页面的个数为 220 个。
7、 一进程以下列次序访问 5 个页：A 、B 、C 、D 、A 、B 、E 、A 、B 、C 、D 、E ：假定使用 FIFO 替换算法，在内存有 3 个和 4 个空闲页框的情况下，分别给出页面替换次数。
答：内存有 3 个和 4 个空闲页框的情况下，页面替换次数为 9 次和 10 次。出现了 Belady 即现象，增加分给作业的内存块数，反使缺页中断率上升。
8、 某计算机有缓存、内存、辅存来实现虚拟存储器。如果数据在缓存中，访问它需要 Ans；如果在内存但不在缓存，需要 Bns 将其装入缓存，然后才能访问；如果不在内存而在辅存，需要 Cns 将其读入内存，然后，用 Bns 再读入缓存，然后才能访问。假设缓存命中率为（n-1）/ n ，内存命中率为（m -1）/ m ，则数据平均访问时间是多少？
答：
数据在缓存中的比率为：（ n - 1 ）/ n
数据在内存中的比率为：（ 1 -（n - 1 ）/ n ）×（ m - 1 ）/ m =（ m - 1 ）/nm
数据在辅存中的比率为：（ 1 -（n －1 ）/ n ）×（ 1－（m －1 ）/ m ）1/nm
故数据平均访问时间是＝（ （ n- 1 ）/ n ）× A +（（ 1 -（n - 1 ）/ n ）×（ m-1 ）/ m ）×（ A + B ）+（（ 1-（n -1 ）/ n ）×（ 1-（m-1）/ m ））×（ A + B + C ）= A + B / n + C / nm
9、某计算机有 cache 、内存、辅存来实现虚拟存储器。如果数据在 cache 中，访问它需要 20ns ；如果在内存但不在 cache ，需要 60ns 将其装入缓存，然后才能访问；如果不在内存而在辅存，需要 12us 将其读入内存，然后，用 60ns 再读入 cache ，然后才能访问。假设 cache 命中率为 0 .9 ，内存命中率为 0.6 ，则数据平均访问时间是多少（ns ）
答：506ns 。
10 有一个分页系统，其页表存放在主存里，（ 1 ）如果对内存的一次存取要 1.2 微秒，试问实现一次页面访问的存取需花多少时间？（ 2 ）若系统配置了联想存储器，命中率为 80 % ，假定页表表目在联想存储器的查找时间忽略不计，试问实现一次页面访问的存取时间是多少？
答：(1) 2.4 微秒 （2)0.8 × 1.2 + 0.2 × 2.4 = 0.76 + 0.45 = 1.24 微秒
11 给定段表如下：

段号	段首址	段长
0	219	600
1	2300	14
2	90	100
3	1327	580
4	1952	96

给定地址为段号和位移： 1）[0 , 430] 、2 ）[3 , 400] 、3 ）[1 , 1] 、4 ）[2 , 500] 、5 ）[4 , 42 ），试求出对应的内存物理地址。
答：1) 649 2) 1 727 3) 2301 4）越界 5) 1994
12、 某计算机系统提供 24 位虚存空间，主存为 2 18 B ，采用分页式虚拟存储管理，页面尺寸为 1KB 。假定用户程序产生了虚拟地址 11123456 （八进制），而该页面分得块号为 100（ 八进制），说明该系统如何产生相应的物理地址及写出物理地址。

答：虚拟地址 11123456 （八进制）转化为二进制为：
001 001 001 010 011 100 101 110
其中前面为页号，而后 10 位为位移：001 001 001 010 01-------1 100 101 110 。由于主存大小为 218 B，页面尺寸为 1KB ，所以，主存共有 256 块。所以，块号为 100 （八进制）是合法地址，于是，物理地址为 100（八进制）与位移 1 100 101 110 并接，得到：八进制物理地址 0010000001 100 101 110 = = 201456 （八进制）。
13 主存中有两个空间区如图所示，

	0K
100K	15K
	125K
50K	

现有作业序列依次为：Job1 要求 30K ； Job2 要求 70K ； Job3 要求 50K ；使用首次适应、最坏适应和最佳适应算法处理这个作业序列，试问哪种算法可以满足分配？为什么？
答：首次适应、最坏适应算法处理这个作业序列可以满足分配，最佳适应算法不行。因为后者会分割出无法使用的碎片，浪费内存，从而，不能满足所有作业的内存需求。
14 设有一页式存储管理系统，向用户提供的逻辑地址空间最大为 16 页，每页 2048 字节，内存总共有 8 个存储块。试问逻辑地址至少应为多少位？内存空间有多大？
答：
逻辑地址 211×24 ，故为 15 位。内存大小为 23×211 = 214B = 16KB 。
15、在一分页存储管理系统中，逻辑地址长度为 16 位，页面大小为 4096 字节，现有一逻辑地址为 ZF6AH ，且第 0 、1 、2 页依次存在物理块 10 、12 、14 号中，问相应的物理地址为多少？
答：因为逻辑地址长度为 16 位，而页面大小为 4096 字节，所以，前面的 4 位表示页号。把 ZF6AH 转换成二进制为：00 10 1 1 11 0110 1010 ，可知页号为 2 。故放在 14 号物理块中，写成十六进制为：EF6AH 。
16 有矩阵：VAR A : ARRAY [1 …100 , 1 …100] OF integer；元素按行存储。在一虚存系统中，采用 LRU 淘汰算法，一个进程有 3 页内存空间，每页可以存放 200 个整数。其中第 1 页存放程序，且假定程序已在内存。
程序 A :
FOR i : = 1 TO 100 DO
FOR j : = 1 TO 100 DO
A [i, j] : = 0 ;
程序 B :
FOR j : = 1 TO 100 DO
FOR i : = 1 TO 100 DO
A [i,j] : = 0 ;
分别就程序 A 和 B 的执行进程计算缺页次数。
答：100 * 100 = 10000 个数据，每页可以存放 200 个整数，故一共存放在 50 个第 99 行、第 100 行缺页中断为 5000 次。由于元素按行存储，第 1 行、第 2 行放在第 1 页，… 第 99 行、第 100 行放在第 50 页。故对于程序 A ，缺页中断为 50 次。对于程序 B，缺页中断为 5000 次。
17、一台机器有 48 位虚地址和 32 位物理地址，若页长为 8KB ，问页表共有多少个页表项？如果设计一个反置页表，则有多少个页表项？
答：因为页长 8KB 占用 13 位，所以，页表项有 235 个。反置页表项有 219 个。

18 在虚拟页式存储管理中，为解决抖动问题，可采用工作集模型以决定分给进程的物理块数，有如下页面访问序列：

…… 2 5 1 6 3 3 7 8 9 1 6 2 3 4 3 4 3 4 4 4 3 4 4 3 ……

| △ t1 | | △ t2 |

窗口尺寸△ ＝9 ，试求 t1 、t2 时刻的工作集。

答：t1 时刻的工作集为：｛ 1 ， 2 ， 3 ， 6 ， 7 ， 8 ， 9 ｝。t 时刻的工作集为：｛ 3 ， 4 ｝。

19 有一个分页虚存系统，测得 CPU 和磁盘的利用率如下，试指出每种情况下的存在问题和可采取的措施：（ 1 ）CPU 利用率为 13 % ，磁盘利用率为 97 %（ 2 ）CPU 利用率为 87 % ，磁盘利用率为 3 %（ 3 ）CPU 利用率为 13 % ，磁盘利用率为 3 %。

答：（ 1 ）系统可能出现抖动，可把暂停部分进程运行。（2 ）系统运行正常，可增加运行进程数以进一步提高资源利用率。（3 ）处理器和设备和利用率均很低，可增加并发运行的进程数。

20、在一个分页虚存系统中，用户编程空间 32 个页，页长 IKB ，主存为 16KBo 如果用户程序有 10 页长，若已知虚页 0 、1 、2 、3 ，已分到页框 8 、7 、4 、10，试把虚地址 OACSH 和 IACSH 转换成对应的物理地址。

答：虚地址 OACSH 对应的物理地址为：12CSH 。而执行虚地址 IACSH 会发现页表中尚未有分配的页框而发生缺页中断，由系统另行分配页框。

21 某计算机有 4 个页框，每页的装入时间、最后访问时间、访问位 R 、修改位 D 如下所示（时间用时钟点数表示）：

page loaded last ref R D

0 126 279 0 0

1 230 260 1 0

2 120 272 1 1

3 160 280 1 1

分别用 FIFO 、LRU 、二次机会算法分别淘汰哪一页？

答：（ 1 ）FIFO 淘汰 page2 。

（ 2 ）LRU 淘汰 page1 。

（ 3 ）二次机会淘汰 page1

22 考虑下面的程序：for （ i = 0;i ＜ 20 ; i++）

For(j=0;j<10;j++)

a [i] : = a [i] ×j

试举例说明该程序的空间局部性和时间局部性。

答：当数组元素 a [0] ， a[1] ，… ，a [19] 存放在一个页面中时，其空间局部性和时间局部性较好，也就是说，在很短时间内执行都挂行循环乘法程序，而且数组元素分布在紧邻连续的存储单元中。当数组元素存放在不同页面中时，其时间局部性虽相同，但空间局部性较差，因为处理的数组元素分布在不连续的存储单元中。

23 一个有快表的请页式虚存系统，设内存访问周期为 1 微秒，内外存传送一个页面的平均时间为 5 毫秒。如果快表命中率为 75 % ，缺页中断率为 10 %。忽略快表访问时间，试求内存的有效存取时间。

答：快表命中率为 75 % ，缺页中断率为 10 % ，所以，内存命中率为 15%。故内存的有效存取时间＝1×75 % + 2*15%+(5000+2) *10%=501.25 微秒。

24 假设某虚存的用户空间为 IO24KB ，页面大小为 4KB ，内存空间为 512KB 。已知用户的虚页 10 、11 、12 、13 页分得内存页框号为 62 、78 、25 、36 ，求出虚地址 OBEBC （ 16 进制）的实地址（16 进制）是多少？

答：虚地址 0BEBC （ 16 进制）的二进制形式为：0000 1 011 1110 1011 1100 。由于页面大小为 4KB ，故其中后 12 位是位移，所以，虚地址的页号为：11 。查页表分得内存对应页框号为：78 。已知内存空间为 512KB ，故内存共有 128 个页框，78 是合法物理块。把 78 化为 16 进制是 4E ，虚地址 0BEBC （ 16 进制）的实地址（16 进制）是：4EEBC 。
25 / 某请求分页存储系统使用一级页表，假设页表全部放在主存内，：
1 ）若一次访问主存花 120ns ，那么，访问一个数据的时间是多少？
2 ）若增加一个快表，在命中或失误时需有 20ns 开销，如果快表命中率为 80 % ，则
访问一个数据的时间为
答：1 ） 120ns*2 = 240ns
2 ）（ 120 + 20 ）*80 % +(120+120+20)*20%=174ns
26 设某系统中作业 J ． ， JZ ， J3 占用主存的情况如图。今有一个长度为 20k 的作业 J4 要装入主存，当采用可变分区分配方式时，请回答：
（ 1 ） J4 装入前的主存已分配表和未分配表的内容。
（ 2 ）写出装入 J4 时的工作流程，并说明你采用什么分配算法。
10k 18k 30k 40k 54k70k
答：（ 1 ）主存已分配表共有三项，由作业 j1 、j2 、j3 占用，长度依次为：10k 、30k 和 54k 未分配表共有三项：空闲区 1 、空闲区 2 和空闲区 3 ，长度依次为 18k 、40k 和 70k 。（ 2 ）作业 J4 装入时，采用直接分配，搜索未分配表，空闲区 1 不能满足。所以，要继续搜索未分配表，空闲区 2 可以满足 J4 的装入要求。
27 考虑下列的段表：
段号始址段长: 段号 始址 段长
0 200 500
1 890 30
2 120 100
3 1250 600
4 1800 88
对下面的逻辑地址，求物理地址，如越界请指明。1 ） ＜0,480 ＞ 2 ）＜ 1 ,25 ＞ 3 ）＜ 1 ,14 ＞ 4 ）＜ 2 ， 200＞ 5 ）＜ 3 ,500 ＞ 6 ）＜ 4 ,100 ＞ .
答：1 ） 680 （ 2 ） 915(3 ） 904(4 ） 越界(5 ） 1750(6 ） 越界。
28 请页式存储管理中，进程访问地址序序列为：10 ， 11 ， 104 ， 170 ， 73 ， 305 ， 180 ， 240 ， 2 科，科 5 ， 467 ， 366。试问(1 ）如果页面大小为 100 ，给出页面访问序列。2 、讲程若分 3 个页框采用
FIFO 和 LRU 替换算法，求缺页中断率？
答：1 ）页面访问序列为 1 ， 1 ， 2 ， 2 ， 1 ， 4 ， 2 ， 3 ， 3 ， 5 ， 5 ， 4 。
2) FIFO 为 5 次，缺页中断率为 5 / 12 科 41.6 %。LRU 为 6 次，缺页中断率为 6 / 12 = 50 %。LRU 反比 FIFO 缺页中断率高。
29 假设计算机有 2M 内存，其中，操作系统占用 512K ，每个用户程序也使用 512K 内存。如果所有程序都有 70 %的 I/O 等待时间，那么，再增加 1M 内存，吞吐率增加多少？
答：由题意可知，内存中可以存放 3 个用户进程，而 CPU 的利用率为：1-（70 %)3 , = 1 一（0 . 7)3 = 65 . 7 %。再增加 1M 内存，可增加 2 个用户进程，这时 CPU 的利用率为：1 -（70 %)5 , = 1 一（0 ． 7）5＝83 ． 2 %。故再增加 1M 内存，吞吐率增加了：83 ． 2 %/65 ． 7 %-100 % =27 %。
30 一个计算机系统有足够的内存空间存放 4 道程序，这些程序有一半时间在空闲等待 I/O 操作。问多大比例的 CPU 时间被浪费掉了？

答：（ 500 % ）＝（ 1 / 2 ） = 1 / 16 。
31 如果一条指令平均需 1 微秒，处理一个缺页中断另需 n 微秒，给出当缺页中断每 k 条指令发生一次时，指令的实际执行时间。
答：（ 1 +n/k)微秒。
32 一台计算机的内存空间为 1024 个页面，页表放在内存中，从页表中读一个字的开销是 500ns 。为了减少开销，使用了有 32 个字的快表，查找速度为 100ns 。要把平均开销降到 200ns 需要的快表命中率是多少？
答：设快表命中率是 x ，则内存命中率为 1-x。于是：500 （ 1-x）+ 100x = = 2 00 ，解方程得 x=75 %。
33 假设一条指令平均需花 1 微秒，但若发生了缺页中断就需 2001 微秒。如果一个程序运行了 60 秒，期间发生了 15000 次缺页中断，若可用内存是原来的两倍，这个程序坛行需要多少时间？
答：一个程序运行期间发生了 15000 次缺页中断，由于缺页中断处理花 2000 微秒（1 微秒是指令执行时间，于是这个程序缺页中断处理花了：2000 微秒米 1 5000 = 30 秒。占了运行时间 60 秒的一半。当可用内存是原来的两倍时，缺页中断次数减为一半，故有巧秒就能处理完。所以，这个程序运行需要时间为：45 秒。
34 在分页式虚存管理中，若采用 FIFO 替换算法，会发生：分给作业页面越多，进程执行时缺页中断率越高的奇怪现象。试举例说明这个现象。
答：见本章应用题 7 。
35 假设一个任务被划分成 4 个大小相等的段，每段有 8 项的页描述符表，若页面大小一为 ZKB 。试问段页式存储系统中：（ a ）每段最大尺寸是多少？伪）该任务的逻辑地址空间最大为多少？（ c ）若该任务访问到逻辑地址空间 5ABCH 中的一个数据，试给出逻辑地址的格式。
答：段数 2 2 = 4 ，每段有 23 = 8 页，页大小为 211= ZKB 。（a ）故每段最大为 214B = 16KB 。伪）逻辑她曳匕勿风爆七尺 4 又、曰 KB = 64KB 。
（ c ）若该任务访问到逻辑地址空间 SABCH ，其二进制表示为：
0 101 1010 1011 1100
所以，逻辑地址表示为：01 011 010 1011 1100
SABCH 的逻辑地址为：第 1 段第 3 页，位移由后 11 位给出。
36.对已知某系统页面长 4KB ，页表项 4B ，采用多级页表映射 64 位虚地址空间。若限定最高层页表占 1 页，问它可以采用几级页表？
答：由于页面长 4KB ，页表项 4B ，故每页可 • 包含 IKB 个页表项。由于限定最高层页表占 1 页，即它的页表项为 210 个；而每个页表项指向一页，每页又存放页表项个数为 210 个，依此类推，最多可以采用砚巧取整为 6 级页表。
37 在请求分页虚存管理系统中，若驻留集为 m 个页框，页框初始为空，在长为 p 的引用串中具有 n 个不同页面 n＞m ），对于 FIFO、LRU 两种页面替换算法，试给出缺页中断的上限和下限，并举例说明。
答：对于 FIFO 、LRU 两种页面替换算法，缺页中断的上限和下限：为 p 和 n 。因为有 n 个不同页面，无论怎样安排，不同页面进入内存至少要产生一次缺页中断，故下限为 n 次。由于 m<n ，引用串中有些页可能进入内存后又被调出，而多次发生缺页中断。极端情况，访问的页都不在内存，这样共发生了 p 次缺页中断。例如，当 vm =3 ，p=12 , n =4 时，有如下访问中：1 , 1 , 1 , 2 , 2 , 3 , 3 , 3 , 4 , 4 , 4 , 4 。缺页中断为下限 4 次。而访问串：2 , 3 , 4 , 1 , 2 , 3 , 4 , 1 , 2 , 3 , 4 , 1 。缺页中断为上限 12 次。
38 在请求分页虚存管理系统中，页表保存在寄存器中。若替换一个未修改过页面的缺页中断处理需 8 毫秒，若替换一个已修改过页面的缺页中断处理需另加写盘时间 12 毫秒，内存存取周期为 1 微秒。假定 70 %被替换的页面被修改过，为保证有效存取时间不超过 2 微秒，允许的最大缺

页中断率为多少？
答：设最大缺页中断率为 x ，则有：
(1 - x) *1 微秒＋(1 -70 %) *X*8 毫秒＋70 % *X *(8 + 12) = 2 微秒
即得到-x +2400x + 14000x = 1 ，解得：x 约为 0 .00006 。
39 若内存按地址递增次序有三个不邻接的空闲区 F1 、F2 、F3 ，它们的大小分别是：50K 、120K 和 25K 。请给出后备作业序列，使得实施分配时：(1) 采用最佳适应算法效果好，但采用首次适应与最坏适应算法效果不好。（2 ）采用最环适应算法效果好，但采用首次适应与最佳适应算法效果不好。
答
(1) 采用最佳适应算法效果好，120 ， 50 。
(2) 采用最环适应算法效果好，80 ， 50 ， 25 。
但采用首次适应与最坏适应算法效果不好。作业序列：25
但采用首次适应与最佳适应算法效果不好。作业序列：40 ，
40 有两台计算机 P1 和 P2，它们各有一个硬件高速缓冲存储器 C1 和 CZ ，且各有一个主存储器 M1 和 M2。其性能为：
CI CZ M1 M2
存储容量 4KB 4KB 2MB 2MB
存取周期 60ns 80ns 1 us 0 9 us 若两台机器指令系统相同，它们的指令执行时间与存储器的平均存取周期成正比。如果在执行某个程序时，所需指令或数据在高速缓冲存储器中存取到的概率 P 是 0 . 7 ，试问：这两台计算机哪个速度快？当 P = 0 .9 时，处理器的速度哪个快？答：CPU 平均存取时间为：T = = T1+（1 -p）*T2 ， T1 为高速缓冲存储器存取周期，T2 为主存储器存取周期，p 为高速缓冲存储器命中率。
(1) 当 p=0 . 7 时，
P1 平均存取时间为：60 + (1 -0 . 7) * 1 us = 360ns
PZ 平均存取时间为：80 + (1 -0 . 7) *0.9 us= 350ns
故计算机 P2 比 P1 处理速度快。
(2) 当 p = 0 . 9 时，
P1 平均存取时间为：60 + (1 -0.9) * 1 us = 160ns
PZ 平均存取时 l ’ ed 为：80 + (l -0 . 9) *0 .9 us = 170ns
故计算机 P1 比 P2 处理速度快。

FI (50)
F2 (120)
F3 (25)

第五章

作者：佚名 来源：网络

1 ，旋转型设备上信息的优化分布能减少为若干个拍服务的总时间. 设磁鼓上分为 20 V 个区，每区存放一个记录，磁鼓旋转一周需 20 毫秒，读出每个记录平均需用 1 毫秒，读出后经 2 毫秒处理，再继续处理下一个记录。在不知当前磁鼓位置的情况下：

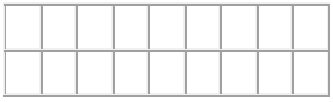
（ 1 ）顺序存放记录 1 、… … ， 记录 20 时，试计算读出并处理 20 个记录的总时间；
（ 2 ）给出优先分布 20 个记录的一种方案，使得所花的总处理时间减少，且计算出这个方案所花的总时间。
答：定位第 1 个记录需 10m s 。读出第 1 个记录，处理花 2ms ，这时已到了第 4 个记录，再转过 18 个记录（花 18ms ）才能找到记录 2 ，所以，读出并处理 20 个记录的总时间：10 + 3 +（ 1 + 2 + 18 ）* 19 = 13 + 2 1 * 19 =412ms
如果给出优先分布 20 个记录的方案为：1 ， 8 ， 15 ， 2 ， 9 ， 16 ， 3 ， 10 ， 17 ， 4 ， 11 ， 18 ， 5 ， 12 ， 19 ， 6 ， 13 ， 20 ， 7 ， 14 。当读出第 1 个记录，花 2ms 处理后，恰好就可以处理记录 2 ，省去了寻找下一个记录的时间，读出并处理 20 个记录的总时间：
10+3+3*19=13+247=260ms
2.现有如下请求队列：8 ， 18 ， 27 ， 129 ， 110 ， 186 ， 78 ， 147 ， 41 ， 10 ， 64 ， 12 ：试用查找时间最短优先算法计算处理所有请求移动的总柱面数。假设磁头当前位置下在磁道 1000
答：处理次序为：100 -110 -129 -147 -186 -78 -64 -41 -27 -18 -12 -10 -8 。移动的总柱面数：264 。
3 上题中，分别按升序和降序移动，讨论电梯调度算法计算处理所有存取请求移动的总柱面数。
答：升序移动次序为：100 -110 -129 -147 -186 -78 -64 -41 -27 -18 -12 -10 -8 。移动的总柱面数：264 。
降序移动次序为：100 -78 -64 -41 -27 -18 -12 -10 -8 -110 -129 -147 -186 。移动的总柱面数：
4.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。现要读出文件的 1569 字节，问访问哪一个磁盘块？
答：80 号磁盘块
5 对磁盘存在下面五个请求：求！柱面号
答:最少调度次序 :5.3.2.1.和 4
6.有一具有 40 个磁道的盘面，编号为 0-39 ，当磁头位于第 n 磁道时，顺序来到如下磁道请求：磁道号：1 、36 、16 、34 、9 、12 ；试用 1 ）先来先服务算法 FCFS 、2 ） 最短查找时间优先算法 SSTF 、3 ）扫描算法 SCAN 等三种磁盘驱动调度算法，计算出它们各自要来回穿越多少磁道？
答：1 ） FCFs 为 111 （2 ） SSTF 为 61 （3 ） SCAN 为 60 （先扫地址大的请求），为 45 （先扫地址小的请求）。
7 假定磁盘有 200 个柱面，编号 0 - 199 ，当前存取臂的位置在 143 号柱面上，并刚刚完成了 125 号柱面的服务请求，如果请求队列的先后顺序是：86 ， 147 ， 91 ， 177 ， 94 ， 150 ， 102 ， 175 ， 130 ；试问：为完成上述请求，下列算法存取臂移动的总量是多少？并算出存取臂移动的顺序。
（ 1 ）先来先服务算法 FCFS;
（ 2 ）最短查找时间优先算法 SSTF ：
（ 3 ）扫描算法 SCAN 。
（ 4 ）电梯调度。
答：（ 1 ）先来先服务算法 FCFS 为 565 ，依次为 143 -86 -147 -91 -177 -94 -150 -102 -175 -130 。（ 2 ）最短查找时间优先算法 SSTF 为 162 ，依次为 143 -147 -150 -130 -102 -94 -91 -86 -175 -177 。
（ 3 ）扫描算法 SCAN 为 169 ，依次为 143 -147 -150 -175 -177 -199 -130 -102 -94 -91 -86 。
（ 4 ）电梯调度为 125，依次为 143 -147 -150 -175 -177 -130-102 -94 -91 -86 。

8 除 FCFS 外，所有磁盘调度算法都不公平，如造成有些请求饥饿，试分析：（ 1 ）为什么不公平？（ 2 ）提出一种公平性调度算法。（3 ）为什么公平性在分时系统中是一个很重要的指标？
答：（ 1 ）对位于当前柱面的新请求，只要一到达就可得到服务，但对其他柱面的服务则不然。如 SST 下算法，一个离当前柱面远的请求，可能其后不断有离当前柱面近的请求到达而得不到服务（饥饿）。
（ 2 ）可划定一个时间界限，把这段时间内尚未得到服务的请求强制移到队列首部，并标记任何新请求不能插到这些请求前。对于 SSTF 算法来说，可以重新排列这些老请求，以优先处理。
（ 3 ）可避免分时进程等待时间过长而拉长响应时间。
9 若磁头的当前位置为 100 柱面，磁头正向磁道号减小方向移动。现有一磁盘读写请求队列，柱面号依次为：190 ， 10 ， 160 ， 80 ， 90 ， 125 ， 30 ， 20 ， 29 ， 140 ， 25 ． 若采用最短寻道时间优先和电梯调度算法，试计算出各种算法的移臂经过的柱面数？答：采用 SSTF 处理次序为：100－90 一 80 一 125 一 140 一 160 一 190 一 30 一 29 一 5 一 20 一 10 ，总柱面数为：3 10 。
采用电梯调度处理次序为：100－90 一 80 一 30 一 29 一 25 一 20 。10 一 125 一 140 一 160 一 190 ，总柱面数为：270 。
10 若磁头的当前位置为 100 柱面，磁头正向磁道号增加方向移动。现有一磁盘读写请求队列，柱面号依次为：23 ， 376 ， 205 ， 132 ， 19 ， 61 ， 190 ， 398 ， 29 ， 4 ， 18 ， 40 。若采用先来先服务、最短寻道时间优先和扫描算法，试计算出各种算法的移臂经过的柱面数？一
答：采用先来先服务处理次序为：100 一 3 一 376 一 05 一 132 一 19 一 61 一 190 一 398－29 -4-18 -40 ，总柱面数为：15960
采用 SSTF 处理次序为：100 一 132 一 190 一 05 一 61 -40 一 9 一 3 一 19 一 18 -4 一 376 一 398 ，总柱面数
处理次序为：100 -132 一 190 一 205 一 376 一 398 一 140 一 29 一 23 一 19 一 18 -4，总柱面数
11 设有长度为 L 个字节的文件存到磁带上，若规定磁带物理块长为 B 字节，试问：存放该文件需多少块？（ 2 ）若一次启动磁带机交换 K 块，则存取这个文件需执行操作多少次？
（ 1 ）求 IJB ，如整除则需”商”个块数，否则为”商＋1 ”个块数.
（ 2 ）把上述结果再除以 K ，可求出存取这个文件需执行的拍操作次数。
12 某磁盘共有 200 个柱面，每个柱面有 20 个磁道，每个磁道有 8 个扇区，每个扇区为 1024B .如果驱动程序接到访求是读出 606 块，计算该信息块的物理位置。：1 ）每个柱面的物理块数为 20 XS = 160 块。
2 ）606 / 160。得到商为 3 ，余数为 126 。故可知访求的物理位置在：第 3 个柱面（0 柱面开始编号）的 126 物理块中。
13 假定磁带记录密度为每英寸 800 字符，每一逻辑记录为 160 个字符，块间隙为 0 ． 6 英寸。今有 1 500 个逻辑记录需要存储，尝试：（ 1 ）计算磁带利用率？（ 2 ）1500 个逻辑记录占用多少磁带空间？（ 3 ）若要使磁带空间利用率不少于 50 % ，至少应以多少个逻辑记录为一组？
（ 1 ）间隙可以存放的字符数是：800 x 0 ． 6 = 480 个字符。这时磁带的利用率为：160 /（ 48 +160 ）= 25 %
（ 2 ）1500*（ 480+160 ）/ 800 = 1200 英寸。
（ 3 ）设成组块因子为 x ，则有：
（ 160x ）/（ 480 + 160x ）>=50 %
x >3 ，因而，记录成组的块因子至少为 3 。
14 假定磁带记录密度为每英寸 800 字符，每一逻辑记录为 200 字符，块间隔为 0 ． 6 英寸。现有 3200 个逻辑记录需要存储，如果不考虑存储记录，则不成组处理和以 8 个逻辑记录为一组的成组处理时磁带的利用率各是多少？两种情况下，3200 个逻辑记录需要占用多少磁带空间？

间隙可以存放的字符数是：800 *0.6=480 个字符。
（ 1 ）记录不成组时，一个逻辑记录占用一个物理块存储，这时磁带的利用率为：
200 / （ 480+200)=29 % 占用磁带空间为：3200*（ 4 800 + 200 ）/800 = 2720 英寸.（ 2 ）记录成组的块因子为 8 时，这时磁带的利用率为：200 *8 /（ 4 800 + 200 *8 ）=? 76 . 9 % 占用磁带空间为：3200 /8*(480+200*8）/800 = 1 040 英寸。
15 一个软盘有 40 个柱面，查找移过每个柱面花 6ms . 若文件信息块零乱存放，则相邻逻辑块平均间隔 13 个柱面. 但优化存放，相邻逻辑块平均间隔为 2 个柱面. 如果搜索延迟为 100ms ，传输速度为每块 25ms ，现问在两种情况下传输 100 块文件信息各需多长时间。
答：非优化存放，读一块数据需要时间为：13 *6 十 100 十 25 = = 203ms 因而，传输 100 块文件需：20300ms 。优化存放，读一块数据需要时间为：2*6 十 100 + 25 = = 137ms 因而，传输 100 块文件需：13700ms 。
16 磁盘请求以 10 、22 、20 、2 、40 、6 、38 柱面的次序到达磁盘驱动器，如果磁头当前位于柱面 20 。若查找移过每个柱面要花 6ms ，用以下算法计算出查找时间：1 ） F CFS , 2 ）最短查找优先，3 ）电梯调度（正向柱面大的方向）.
答：
1)FCFS 查找时间次序为：20 、10 、22 、2 、40、6、38、、查找时间为 867ms
2)最短查找优先查找次序为：20 、20 、22 ??10 、6 、2 、38 、40、查找时间为 360ms
3 ）电梯调度查找次序为：20 、20 、22 、38 、40 、10 、6 、2 ，查找时间为：348ms .
17 今假定在某移动臂磁盘上，刚刚处理了访问一信息，并且有下述请求序列等待访问磁盘 75 号柱面的请求，目前正在 80 号柱面读信息,并且有下请求序列等待访问磁盘:

请求次序	1	2	3	4	5	6	7	8
欲访问的柱面号	160	40	190	188	90	58	32	102

试用：（ 1 ）电梯调度算法（ 2 ）最短寻找时间优先算法分别列出实际处理上述请求的次序。
答：（ 1 ）电梯调度算法查找次序为：80 、90 、102 、160 、188 、190 、58 、40 、32 ，总柱面数为：268 .
（ 2 ）最短查找优先查找次序为：80 、90 、102 、58 、40 、32 、160 、188 、190 总柱面数为：250 。
18 计算机系统中，屏幕显示分辨率为 640x 480 ，若要存储一屏 256 彩色的图像，需要多少字节存储空间？
答：屏幕信息显示以象素为单位，分辨率为 640x 480 时，屏幕象素有 640X480 = = 300 x 210 个。当用 256 彩色显示时，每个象素用 8 位二进数表示（2 、256 ）. 因而，存储一屏



彩色的图像需要：8*300*210 位＝300*210 字节＝= 300K 字节。
19 ?磁盘组共有 n 个柱面，编号顺序为 0 、1 、2 、…、n-1 ；共有 m 个磁头，编号顺序为 0 、1 、2 、…、m -1 ：每个磁道内的 k 个信息块从 1 开始编号，依次为 1 、2 、…、k 。现用 x 表示逻辑磁盘块号，用 a , b , c 分别表示任一逻辑磁盘块的柱面号、磁头号、磁道内块号，则 x 与 a 力，。可通过如下公式进行转换：
x = k*m*a 十 k*b + c

a = = (x -l) DIV (K*M)
b = ((x -l) MOD (K*m)) DIVk
c = ((x -l) MOD (K*m))MOD k + l
若某磁盘组为n = 200 ， m =20 ， k =10 ， 问：
(1) 柱面号为185 ， 磁头号为12 ， 道内块号为5 的磁盘块的逻辑磁盘块号为多少？(2) 逻辑磁盘块号为1200 ， 它所对应的柱面号、磁头号及磁道内块号为多少？(3) 若每一磁道内的信息块从。开始编号，依次为。、1 、… 、k -1 ，其余均同题设，试写出x 与a 、b 、c 之间的转换公式.
答：(1) 由上述公式可知，逻辑磁盘块号x 为：
x = k*m*a+k*b+c =10*20*185+120+5= 37125
所以，柱面号为185 ，磁头号为12 ，道内块号为5 的磁盘块的逻辑磁盘块号为：37125 。(2) 由上述公式可知，
a=（X-1) DIV (k *m)=（1200-l) DIV (10*20=1199 DIV 200 = 5
b = ((x 一1) MOD (k * m)) DIV K= ((1200 -1) MOD (10*20)) DIV 10
= = (1199 MOD 200) DIV 10 = =199 DIV 10 = 10
c = ((x-l) MOD (k *m)) MOD k + l = ((1200 一1) MOD (10X20)) MOD 10 + 1 = = (1 199 MOD 200) MOD 10 + 1 = 199 MOD 10 + l = 9 + l = = 10
所以，逻辑磁盘块号为1200 ， 它所对应的柱面号是5 、磁头号是19 及磁道内块号为
(3) 转换公式为：
x = k*m*a 十k*b + c + 1
A=(x-1)DIV(k*m)
b = ((x 一1) MOD (k*m)) DIV K?

c = ((x 一1) MOD (k*m) MOD k

第六章

作者：佚名 来源：网络

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，只要计算带标的个数，就可找到所要文件。
1) 当i>=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* (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 *(j-i)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 = [B/R]

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 ）并给出申谕归还一块的工作流程。
答兰（1 ）位示图占用字数为 500 / 32 = 16 （向上取整）个字。
（ 2 ）第 i 字第 j 位对应的块号卜 32*i + j 。
（ 3 ）申请时自上至下、自左至有扫描位示图跳过为 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 。己知用户甲的文件 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。试设计一可以采用二级目录或树形目录结构来解决难题。例如，
用户甲文件目录
用户名! 文件目录始址
5 ．在 UNIX 中，如果一个盘块的大小为 IKB ，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：（ l ） 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。二步 2 将文件的逻辑块号转换为物理块号。使用多重索引结构，在索引节点中根据氰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 LI ＝INT（9999 , 1024 ）= 9 Bl = MOD（9999 , 1024 ）783
履其逻辑块号为 9 ，故直接索引 addrr81 中可找到物理块号。
（2 、15000 L2 = INT （ 15000 , 1024)17 BI = = MOD（15000 , 1024 ）= = 592 会其逻辑块号为 17 ，通过一次间接索引 addr [10]中可找到物理块号。
嚓（3 、420000 LI = ＝INT(420000 , 1024)＝4 10 Bl MOD（9000 , 1024 ）=160 露其逻辑块号为 410 ，通过二次间接索引 addr [ll] 中可找到物理块号.
6 ．在 UNIX/LINUX 系统中，如果当前目录是 / usr / wang ，那么，相对路径为.. / ast/xx 文件的绝对路径名是什么？
答：在 U NIX/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 lusr / wang，故相对路径为.. / ast /xxx 文件实际上是 usr 目录下的文件，故绝对路径名是呀厄叫沁以。
7 ．7 一个 UNIX 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？
1569 / 512 得到商为：3 ，余数为：33 。所以，访问的是互磁盘块的第 33 个字节。
9 一个 UNIX/Linux 文件，如果一个盘块的大小为 1KB ，每个盘块占 4 个字节，那么，若进程欲访问偏移为 263 168 字节处的数据，需经过几次间接？
答：UNIX 口 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 2562 三次间接寻址为 2563 块。 偏移为 263 168 字节的逻辑块号是：263168 / 1024 = = 257 ．块内偏移量＝263168 -257*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 13 ，其中 0 到 9 项为直接寻址方式，后 3 项为间接寻址方式。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 13 ，其中 0 到 9 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可盘块大小（5 12 ），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 10 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 5 12B ， 物理块长为 1024B ，采用成组方式存放，起始块号为 12 ，叙述第巧号逻辑记录读入内存缓冲区的过程。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，而巧号逻辑记录占用的是第 1512 = 8 （向上取整）物理块。因为，是连续文件物理块也是连续，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/usul /datafile/ data1 和 /user/datafil/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 lms ，从磁盘读取数据需要 40Ins 。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 l 变化时的函数曲线。
答:读取数据所需平均时间 T=h*l + 4* （ 1 - h ） = h + 40* （ 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：答:（ 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？（ 1 ）磁盘扇区总数为：10* 16* 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。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。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
（ 1 ）位示图第 15 个字的第 7 位对应的块号＝15 * 16 （字长）+ 7 = 247 ，而块号 247 对应的：柱面号＝= 247 / （ 8 *4)7 （从。编号，向下取整）
磁头号＝（ 247 MOD 32 ） / 4 = = 5
扇区号＝= 2 47 MOD 32 MOD =3
（ 2 ）块号＝柱面号 x 柱面扇区数＋磁道号 x 盘扇区＋盘扇区＝5 6* （ 8 *4+6 *4 + 3 = 1819
字号＝ 1819 /16=113
位号＝= 1819 MOD 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 n 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 -3 = 12 个。每块大小为 8KB . 所以，直接指针时：12 *8192 = 98304B 。

一次间接指针时：8192 / 4 = 2 048 ，即一个磁盘块可装 2048 个盘块指针，2048*8192 = 16MB 。二次间接指针时：2048 * 2048 = 4M ，即二次间接可装 4M 个盘块指针，4M* 8192 = 32GB 。三次间接指针时：2048 x 2048 *2048 = 8G ，即三次间接可装 8G 个盘块指针,8G* 8 192 = 16TB 。

17 . 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）:（ 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 ）从文件的未尾删去一块。

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	51	1
加一块到文件末尾	1	2	1
从文件头删去一块	0	1	1
删去文件中间块	98	52	1
从文件尾删去一块	0	100	1