第一章：计算机组成与体系结构

流水线吞吐率、加速比

2017 年下半年

1. 某计算机系统采用 5 级流水线结构执行指令，设每条指令的执行由取指令($2\Delta_t$)、分析指令($1\Delta_t$)、取操作数($3\Delta_t$)、运算($1\Delta_t$)和写回结果($2\Delta_t$) 组成， 并分别用 5 个子部件完成，该流水线的最大吞吐率为(　)；若连续向流水线输入 10 条指令，则该流水线的加速比为(　)。

【解析】

理论流水线执行时间=($2\Delta_t$+$1\Delta_t$+$3\Delta_t$+$1\Delta_t$+$2\Delta_t$)+max($2\Delta_t$,$1\Delta_t$,$3\Delta_t$,$1\Delta_t$,$2\Delta_t$) *(n-1) = $9\Delta_t$+(n-1)*$3\Delta_t$;

第一问：

最大吞吐率：$\lim_{n\to\infty} \frac{n}{9\Delta t+(n-1)\times 3\Delta t} = \frac{n}{3n\Delta t+6\Delta t} = \frac{1}{3\Delta t}$

第二问：

10 条指令使用流水线的执行时间=$9\Delta_t$+(10-1)*$3\Delta_t$=$36\Delta_t$。

10 条指令不用流水线的执行时间=$9\Delta_t$*10=$90\Delta_t$。

加速比=使用流水线的执行时间/不使用流水线的执行时间=$90\Delta_t$/$36\Delta_t$ = 5:2。

其他

1. 例：某计算机系统，一条指令的执行需要经历取指（2ms）、分析（4ms）、执行（1ms）三个阶段，现要执行 100 条指令，利用流水线技术需要多长时间？（教材 1.3.1）

理论上来说，1 条指令的执行时间为：2ms+4ms+1ms=7ms。

所以：理论流水线执行时间=2ms+4ms+1ms+(100-1)*4=403ms。

而实际上，真正做流水线处理时，考虑到处理的复杂性，会将指令的每个执行阶段的时间都统一为流水线周期，即 1 条指令的执行时间为：4ms+4ms+4ms=12ms。所以：实际流水线执行时间=4ms+4ms+4ms+(100-1)*4=408ms

扩展：

上述题目中，如果采用

3 级操作，2 级流水，等价于将 3 级操作变成 2 级操作。

最合理的划分是由取指（2ms）、分析（4ms）、执行（1ms）**相连**划分为指（2ms）、分析（4ms）+执行（1ms）={2,5}。

然后利用公式计算就是理论：(2+5)+(100-1)*5=502，实际：(5+5)+(100-1)*5=505。

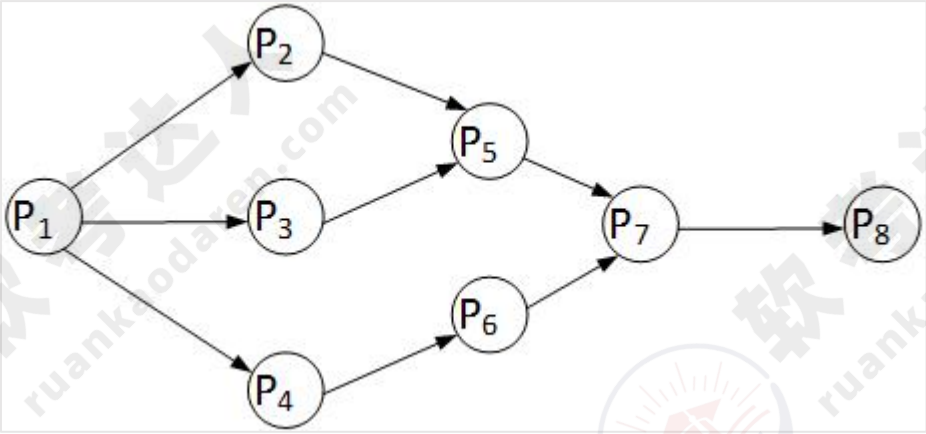
第二章：操作系统

PV 操作、前趋图

2017 年下半年

前趋图(Precedence Graph) 是一个有向无环图，记为：→={（Pi，Pj ）|Pi must complete before

Pj may strat}。假设系统中进程 P={P1，P2，P3，P4，P5，P6，P7，P8}，且进程的前驱图如下：



那么前驱图可记为：（ ）。

A: →={(P2,P1),(P3,P1),(P4,P1),(P6,P4),(P7,P5），(P7,P6），(P8,P7）}

B: →={（P1,P2）,(P1,P3),(P1,P4),(P2,P5),(P5,P7),(P6,P7），(P7,P8）}

C: →={（P1,P2),(P1,P3),(P1,P4),(P2,P5),（P3,P5),(P4,P6),(P5,P7),(P6,P7),(P7,P8)}

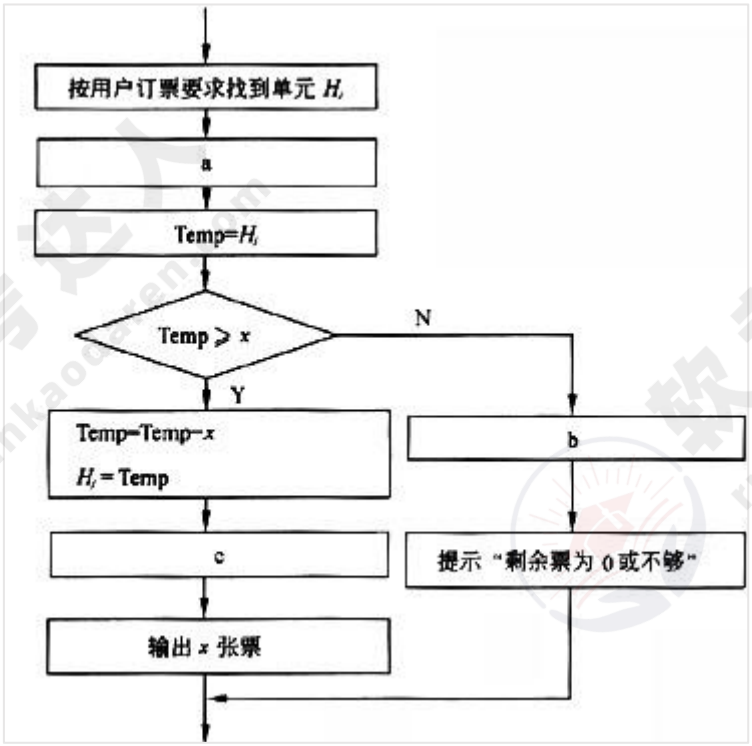
D: →={(P2, P1), (P3,P1),(P4,P1),(P5,P2),(P5,P2),(P5,P3),(P6,P4),(P7,P5), (P7,P6),(P8,P7)}

【解析】

容易得答案 C。

2015 年下半年

1. 某火车票销售系统有 n 个售票点，该系统为每个售票点创建一个进程 Pi(i=1，2，…，n)。假设 Hi(j=1，2+，…，m)单元存放某日某车次的剩余票数，Temp 为 Pi 进程的临时工作单元，x 为某用户的订票张数。初始化时系统应将信号量 S 赋值为 (　)。Pi 进程的工作流程如下，若用 P 操作和 V 操作实现进程间的同步与互斥，则图中 a、b 和 c 应分别填入 (　)。



【解析】

第一空正确答案是 1，因为公共数据单元马是一个临界资源，最多允许 1 个终端进程使用，因此需要设置一个互斥信号量 S，初值等于 1。

第二空的正确答案是 P(S)、V(S)和 V(S)，因为进入临界区时执行 P 操作，退出临界区时执行 V 操作。（个人理解临界区就是菱形判断条件）。

2012 年下半年

1. 某书店有一个收银员，该书店最多允许 n 个购书者进入。将收银员和购书者看作不同的进程，其工作流程如图所示。利用 PV 操作实现该过程，设置信号量 S1、S2 和 Sn，初值分别为 0，0，n。则图中 a1 和 a2 应填入（ ）， b1 和 b2 应填入（ ）。（2012 年下半年）

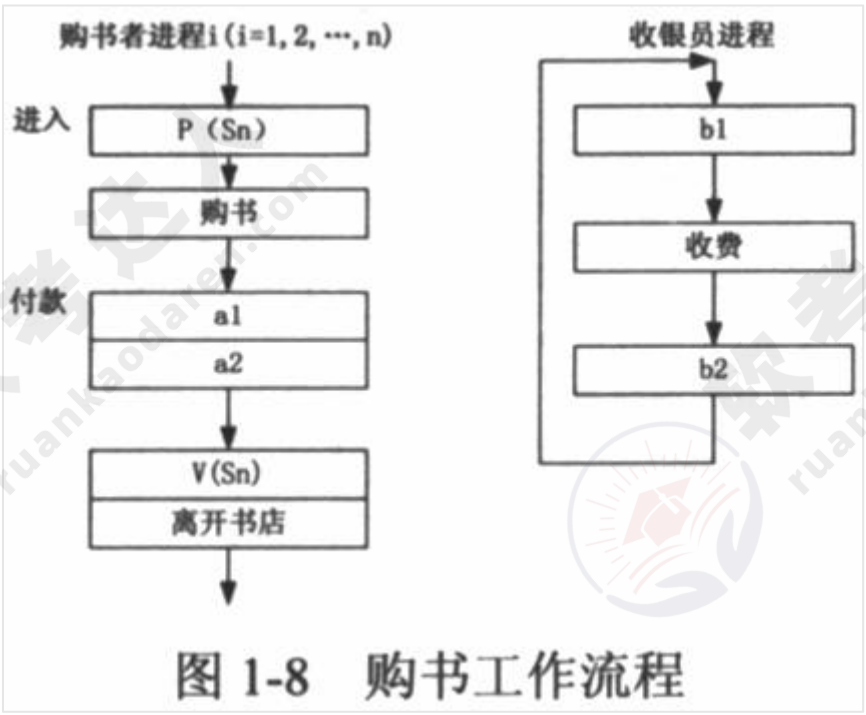


图 1-8　购书工作流程

【解析】

这是一道考查利用 P、V 操作实现进程间的同步工作的综合分析题。对于本试题收银员进程和购书者进程之间是一个同步问题，需要设置两个同步信号量，即 S1 和 S2。其中，信号量 S1 表示购书者购书时，通知收银员进程做收费工作，初值为 0。信号量 S2 表示收银员收费结束，通知购书者进程可以进行一步工作，初值为 0。

由于该书店最多只允许有 n 个购书者进入，因此，书店是一个临界资源，最多允许 n 个购书者购书，对应的是设置一个互斥信号量 Sn，初值等于 n。当购书者进入书店时需要执行 P(Sn)操作，用于查看书店是否有空闲位置允许其进入购书。若有空闲位置，则进入书店进行购书；若没有空闲位置，则进入等待状态。当购书者完成购书操作退出书店时，需要执行 V(Sn)操作，表明书店中已有一个空闲位置，并唤醒其他进入等待状态的购书者进程。

购书者进程中，完成购书操作后先执行 V(S1)操作表示购书结束，唤醒收银员进程做收费工作。然后执行 P(S2)，用于查看该购书者是否已缴费，若已缴费，则继续进行一步工作，即执行 V(Sn)；若未缴费，则进入等待状态。

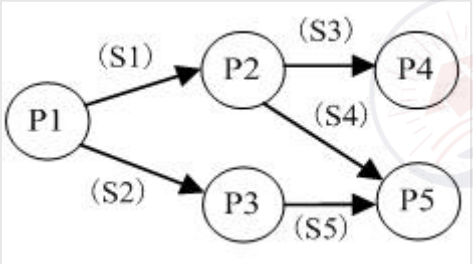
对于收银员进程，先执行 P(S1)操作，用于检查是否有准备缴费的购书者申请。若有，则进行执行下一步工作，即进行收费操作；若没有准备缴费的购书者申请，则进入等待状态。当完成收费任务后，需继续执行 V(S2)操作，用于通知购书者进程可以进行一步工作。

答案：V(S1)、P(S2)；P(S1)、V(S2)

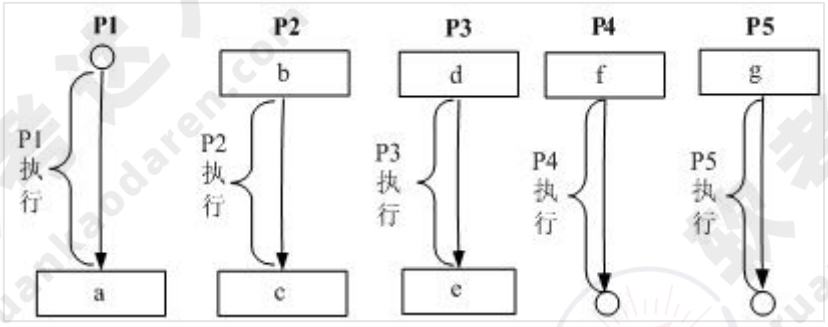
可参考视频《0405。PV 操作练习题 1.wmv》解析。

2011 年下半年

1.　进程 P1、P2、P3、P4 和 P5 的前趋图如下：



若用 PV 操作控制进程 P1～P5 并发执行的过程，则需要设置 5 个信号量 S1、S2、S3、S4 和 S5，进程间同步所使用的信号量标注在上图中的边上，且信号量 S1～S5 的初值都等于零，初始状态下进程 P1 开始执行。下图中 a、b 和 c 处应分别填写（　）；d 和 e 处应分别填写（　），f 和 g 处应分别填写（　）。



【解析】

最简单的理解方式：箭头出就是 V 操作，箭头入就是 P 操作。

答案：1、V(S1)V(S2)、P(S1)和 V(S3)V(S4)；P(S2)和 V(S5)；P(S3)和 P(S4)P(S5)

其他

1. 有一个仓库可以存放 P1、P2 两种产品，但是每次只能存放一种产品。要求：（**不用太理解**）

①w=Num(P1)-Num(P2)；

②-i＜w＜k(i、k 为正整数)。

如果 Num(P1)=0，则-i<-Num(P2)<k，则-k<Num(P2)<i。所以仓库最多放 i-1 个 P2 产品；

若用 P/V 操作实现 P1 和 P2 产品的入库过程，则至少需要上（　）个同步信号量及（　）个互斥信号量。其中，同步信号量的初值分别为（　），互斥信号量的初值分别为（　）。

【解析】

首先不看题，根据我的一般理解，一个系统中一般是问我有几个同步信号量，和互斥信号量，同步一般是 2 个，互斥一般是 1 个。同步的初值一般是 0 或者资源数，互斥的初值一般设为 1

现在根据题目的第一句分析，一个仓库，放两种产品 P1，P2，每次只能放一种。也就是说，有一个箱子，P1 和 P2 都可以放，但是一次只能放 P1，或者只能放 P2，不能同时放，这和互斥很像，想想一下千军万马过独木桥，独木桥谁都能过，但是一次只能过一个。所以对于箱子而言是互斥的。

这里面有互斥，那么有没有同步。同步是指协作，谁和谁协作，没看出来，应该没有同步吧。初步答案，互斥 1 个，同步 0 个。

接着求初始值，看要求，w=Num(P1)-Num(P2)，而且-i<w<k，i 和 k 还都是整数。原来 P1 和 P2 的产品量不是一个啊，是多个啊。还有数量限制。

w=Num(P1)-Num(P2)不明白。但是 -i<w=Num(P1)-Num(P2)<k。看选项结果初值应该和 k，i 都些些关系。如果假设一个极端，Num(P1)=0 或者 Num(P2)=0。

如果 Num(P1)=0，则-i<-Num(P2)<k，则-k<Num(P2)<i。所以仓库最多放 i-1 个 P2 产品（**<i,i 又为正数,只能是 i-1**）；　而 Num(P2)=0，则-i<Num(P1)<k，则仓库最多放 k-1 个 P1 产品。

然后仓库的操作过程可能是这样的。首先假设要放 P1 进入仓库，要看下仓库里是否有 P2 产品，如果有 P1 就不能放进去；如果没有 P2 产品，只有 P1 产品，还要看看 P1 产品的数量是否到达了 i-1，如果已经到达了 i-1，也不能放 P1 了。而对于产品 P2，则要看是否有 P1 产品，是否数量达到了 k-1。

尽管还是没有看出同步该有的协作，但是对于 P1，P2 产品应该用两个信号量 S1，S2 初始值分别为 k-1 和 i-1，表示 P1 产品的数量，和 P2 产品的数量。每次放入一个 P1 产品，

就 P(S1)减少一个资源。P2 同理。

而互斥信号量，就是表示这个放了 P1 不能放 P2，放了 P2 不能放 P1。它的初值为 1，放了 P1 之后，变为 0，P2 不能放，没资源了；或者放了 P2 之后变为 0，P1 不能放了。

所以同步为 2，互斥为 1；同步的初始值为 i-1，k-1；互斥的初始值为 1。

分页存储管理

2013 下半年

1. 某操作系统采用分页存储管理方式，下图给出了进程 A 和进程 B 的页表结构。如果物理页的大小为 512 字节，那么进程 A 逻辑地址为 1111(十进制)的变量存放在___号物理内存页中。假设进程 A 的逻辑页 4 与进程 B 的逻辑页 5 要共享物理页 8，那么应该在进程 A 页表的逻辑页 4 和进程 B 页表的逻辑页 5 对应的物理页处分别填___。

进程 A 页表

逻辑页	物理页
0	9
1	2
2	4
3	6
4	
5	

进程 B 页表

逻辑页	物理页
0	1
1	3
2	5
3	7
4	2
5	

物理页

物理页
0
1
2
3
4
5
6
7
8
9

【解析】

第一问：

十进制数 1111 转化为二进制数为：10001010111。物理页的大小为 512 字节，这说明页内地址为 9 个二进制位（2^9=512）。

进程 A 的逻辑址中，右边的 9 位是页内地址，左边的 2 位是页号，即：10001010111。页号为二进制的 10，即十进制的 2，对应的物理页号为 4。

第二问：

若 A 页表的逻辑页 4 和进程 B 页表的逻辑页 5 共享物理页 8，则说明他们都对应物理页 8，所以均填 8（**物理页可以在进程间共享**）。

2012 年下半年

1. 进程 P 有 6 个页面，页号分别为 0～5，页面大小为 4K，页面变换表如下所示。表中状态位等于 1 和 0 分别表示页面在内存和不在内存。假设系统给进程 P 分配了 4 个存储块，进程 P 要访问的逻辑地址为十六进制 1165H，那么该地址经过变换后，其物理地址应为十六进制___；如果进程 P 要访问的页面 4 不在内存，那么应该淘汰页号为___的页面。

页号	页帧号	状态位	访问位	修改位
0	2	1	1	0
1	3	1	1	1
2	5	1	1	0
3	—	0	0	0
4	—	0	0	0
5	6	1	0	1

【解析】

第一问：

根据页式存储管理（页号查表+页内地址）

页面大小为 4K 的二进制为 2^12，则页内地址的位数为 12 位，高于 12 位的为页号。

二进制 12 位对应到十六进制的后三位（165H）。

再查表中页号 1 对应的物理块号（页帧号）为 3，则物理地址为 3165H。

第二问：

4 不在内存，因为状态为为 0，且题目告知。而页面的淘汰只能淘汰在内存中的。所以存页号 0，、1、2、5 中找一个淘汰，具体淘汰哪一个，就根据访问位确定；访问位位 1 的代表刚访问，不能淘汰，为 0 的才能淘汰，则淘汰 5。

对应《系统架构设计师考试全程指导》中 19 页的习题。

2. 某操作系统采用分页存储管理方式，下图给出了进程 A 和进程 B 的页表结构。如果物理页的大小为 512 字节，那么进程 A 与进程 B 的物理内存总共使用了___字节。

进程 A 页表：		进程 B 页表：	
逻辑页	物理页	逻辑页	物理页
0	9	0	1
1	2	1	3
2	4	2	4
3	6	3	7
4		4	2
5		5	

【解析】

物理页可以在进程间共享，两个进程共使用了 1，2，3，4，6，7，9，共 7 个物理页。

故：7*512=3584。

其他

1. 页式存储系统的逻辑地址是由页号和页内地址两部分组成。假定页面的大小为 4KB，地址变换过程如图 5-2 所示。图 5-2 中有效地址经过变换后，十进制物理地址 a 应为（ ）。

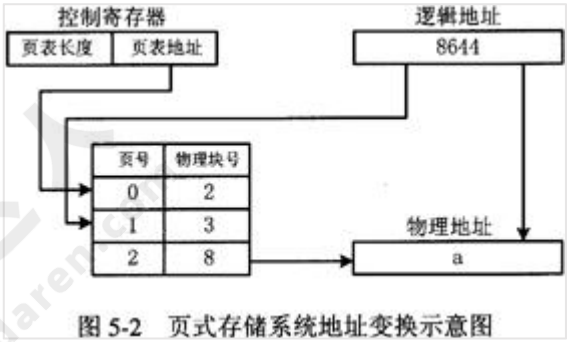


图 5-2 页式存储系统地址变换示意图

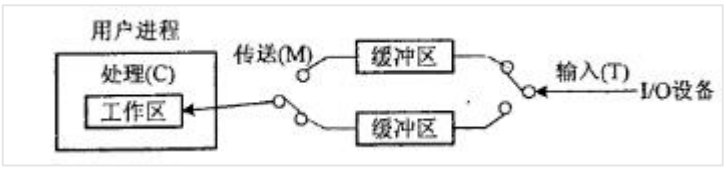
【解析】

因为页面大小为 4KB（K），二进制为 2^12，则页内地址的位数为 12 位，高于 12 位的为页号。

其中 8644 的二进制为 10000111000100_{12}，则页号为 10 对应的十进制为 2，物理块号为 8（1000），重新组合成物理地址为 1000000111000100_{12}，将其转换为十进制为：33220。

文件系统

1. 某计算机系统输入/输出采用双缓冲工作方式，其工作过程如下图所示，假设磁盘块与缓冲区大小相同，每个盘块读入缓冲区的时间 T 为 10 μ_s，缓冲区送用户区的时间 M 为 6 μ_s，系统对每个磁盘块数据处理时间 C 为 2 μ_s。若用户需要将大小为 10 个磁盘块的 Docl 文件逐块从磁盘读入缓冲区，并送用户区进行处理，那么采用双缓冲需要花费的时间为（ ） μ_s，比使用单缓冲节约了（ ） μ_s时间。



A．100 B．108 C．162 D．180

A．0 B．8 C．54 D．62

【解析】

单缓冲区：

假定从磁盘把一块数据输入到缓冲区的时间为 T，操作系统将该缓冲区中的数据传送到用户区的时间为 M，而 CPU 对这一块数据处理的时间为 C。

由于 T 和 C 是可以并行的，当 T>C 时，系统对每一块数据的处理时间为 M+T，反之则为 M+C，故可把系统对每一块数据的处理时间表示为 max(C, T)+M。

单缓冲区执行时间：(10+6+2)+(10-1)*(10+6)=162 μ_s

双缓冲区：

系统处理一块数据的时间可以粗略地认为是 max(C, T)。

双缓冲区执行时间：(10+6+2)+(10-1)*10=108 μ_s

双缓冲比单缓冲节省 162-108=54 μ_s。

2. 设文件索引结点中有 8 个地址项，每个地址项大小为 4 字节，其中 5 个地址项为直接地址索引，2 个地址项是一级间接地址索引，1 个地址项是二级间接地址索引，磁盘索引块和磁盘数据块大小均为 1KB。则可表示的单个文件最大长度是多少 KB？

【解析】

磁盘索引块为 1KB 字节，每个地址项大小为 4 字节，故每个磁盘索引块可存放 1024/4=256 个物理地址块。

又因为文件索引节点中有 8 个地址项，其中 5 个地址项为直接地址索引，这意味着逻辑块号为 0—4 的为直接地址索引。

2 个地址项是一级间接地址索引，这意味着其中第一个地址项指出的物理块中存放逻辑块号为 5—260 的物理块号，其中第二个地址项指出的物理块中存放逻辑块号为 261—516 的物理块号。

1 个地址项是二级间接地址索引，该地址项指出的物理块存放了 256 个间接索引表的地址，这 256 个间接索引表存放逻辑块号为 517—66052 的物理块号（256*256=65536 个）。

单个文件的逻辑块号范围是 0—66052，而磁盘数据块大小为 1KB，所以单个文件最大长度为：66053KB。

3. 某文件系统文件存储采用文件索引节点法。假设文件索引节点中有 8 个地址项 iaddr[0]～iaddr[7]，每个地址项大小为 4 字节，其中地址项 iaddr[0]～iaddr[5]为直接地址索引，iaddr[6]是一级间接地址索引，iaddr[7]是二级间接地址索引，磁盘索引块和磁盘数据块大小均为 4KB。该文件系统可表示的单个文件最大长度是（ ）KB。若要访问 iclsClient.dll 文件的逻辑块号分别为 6、520 和 1030，则系统应分别采用（ ）。

A．1030　　B．65796　　C．1049606　　D．4198424

【解析】

第一问：

因为磁盘索引块和磁盘数据块大小均为 4KB，每个地址项大小为 4 字节，所以每个磁盘索引块和磁盘数据块可存放 4KB/4=**1024** 个物理地址块。

计算直接地址索引，0-5 存放 6 个物理块号，对应文件长度 6*4KB，对应逻辑块号 0—5。

计算一级间接地址索引，1024*4KB，对应逻辑块号 5+1—1024+5=6—1029。

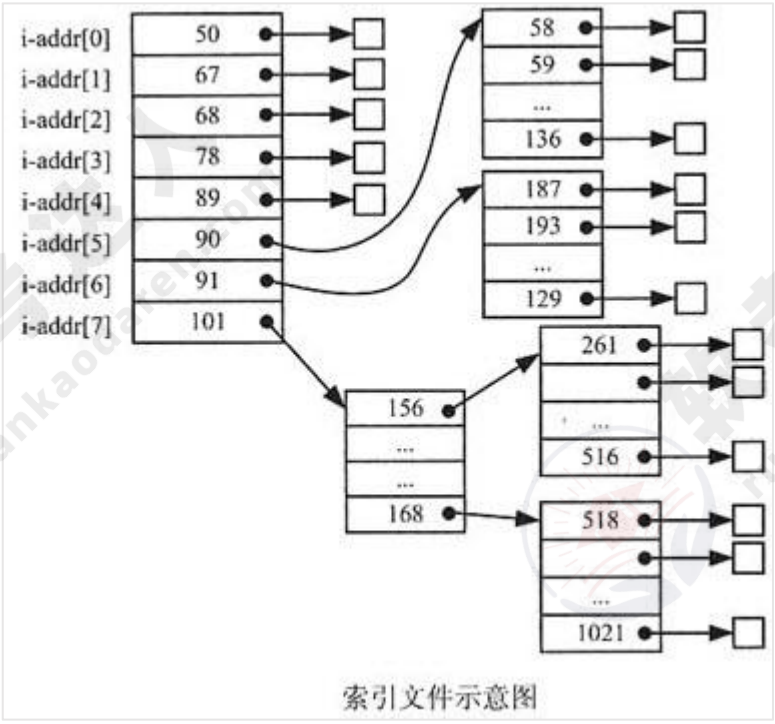
计算二级间接地址索引，1024*1024*4KB，对应逻辑块号 1030 及以上。

总计 6*4KB+1024*4KB+1024*1024*4KB=4198424KB。

第二问：

由第一问对应的逻辑号，可得逻辑块号 6、520 和 1030 分别对应一级间接地址索引、一级间接地址索引、二级间接地址索引。

4. 假设文件系统采用索引节点管理，且索引节点有 8 个地址项 iaddr[0]～iaddr[7]，每个地址项大小为 4 字节，iaddr[0]～iaddr[4]采用直接地址索引，iaddrl[5]和 iaddr[6]采用一级间接地址索引，iaddr[7]采用二级间接地址索引。假设磁盘索引块和磁盘数据块大小均为 1KB 字节，文件 File1 的索引节点如图所示。若用户访问文件 Filel 中逻辑块号为 5 和 261 的信息，则对应的物理块号分别为（ ）；101 号物理块存放的是（ ）。



索引文件示意图

(1)A. 89 和 90

B. 89 和 136

C. 58 和 187

D. 90 和 136

(2)A. File1 的信息

B. 直接地址索引表

C. 一级地址索引表

D. 二级地址索引表

【解析】

根据题意，磁盘索引块为 1KB 字节，每个地址项大小为 4 字节，故每个磁盘索引块可存放 1024/4=256 个物理块地址。又因为文件索引节点中有 8 个地址项，其中 5 个地址项为直接地址索引，这意味着逻辑块号为 0～4 的为直接地址索引；2 个地址项是一级间接地址索引，其中第一个地址项指出的物理块中是一张一级间接地址索引表，存放逻辑块号为 5～260 对应的物理块号，第二个地址项指出的物理块中是另一张一级间接地址索引表，存放逻辑块号为 261～516 对应的物理块号。经上分析，从题图不难看出，逻辑块号为 5 的信息应该存放在 58 号物理块中，逻辑块号为 261 的信息应该存放在 187 号物理块中。

由题中可知，iaddr[7] 采用二级间接地址索引，且 iaddr[7]中存放的物理块号为 101，故 101 号物理块存放的是二级间接地址索引表。另外从示意图可以看出，101 号物理块对应的空间存储着一系列地址，而这些地址对应的物理块中存储的仍然是地址，再到下一层才是文件内容，所以 101 号物理块存放的是二级地址索引表。

银行家算法

第三章：数据库系统

数据库关系模式、函数依赖

解题思路

候选键（码）思路一

闭包：闭包就是由一个属性直接或间接推导出的所有属性的集合，记作 **R+**。
候选键（码）：若关系中的某一属性组的值能唯一地标识一个元组，则称该属性组为候选键。在解题中的个人理解，候选键（码）能推导出 U 中所有元素（候选键（码）的闭包就是 U），或者是消除冗余字段的超键。

假设：R<U,F>,U=(A,B,C,D,E,G),F={AB-→C,CD-→E,E-→A.A-→G},

1. 候选键（码）的计算：只出现在“→”左边 B,D 的一定是候选键（码），只出现在右边的 G 一定不是候选键（码）。
2. 然后根据选取/排除之后的数据进行组合，即 BD 可以跟 A,C,E 进行组合，因为 BD 不能直接推导出其他元素。
3. 先看 ABD
   ABD 本身自包 ABD,而 AB→C,CD→E,A→G,所以 ABD 的闭包为 ABDCEG=U
   再看 BDC
   CD→E,E→A,A→G,BDC 本身自包,所以 BDC 的闭包为 BDCEAG=U
   最后看 BDE
   E→A,A→G,AB→C,BDE 本身自包,所以 BDE 的闭包为 BDEAGC=U
4. 因为(ABD)、(BCD)、(BDE)的闭包都是 ABCDEG 所以本问题的候选码有 3 个分别是 ABC、BCD 和 BDE

候选键（码）思路二

1. 也通过绘制函数依赖图可以了解到，找到候选键（码），从每个元素出发，可以遍历全图（例如 2016 年下半年例题），
2. **重点**：其中{AB→C}，只能画成右边的，不能画成左边的，因为左边代表 A 能确定 C，B 也能确定 C。

2017 年下半年

1. 给定关系模式 R(U，F)，其中：属性集 U={A1 ,A2,A3,A4,A5,A6}， 函数依赖集 F={A1→A2, A1→A3, A3→A4, A1A5→A6}。关系模式 R 的候选码为（ ），由于 R 存在非主属性对码的部分函数依赖，所以 R 属于（1NF ）。

A: A1A3

B: A1A4

C: A1 A5

D: A1A6

【解析】

A1A5 只出现在左边，是候选关键字。

2016 年下半年

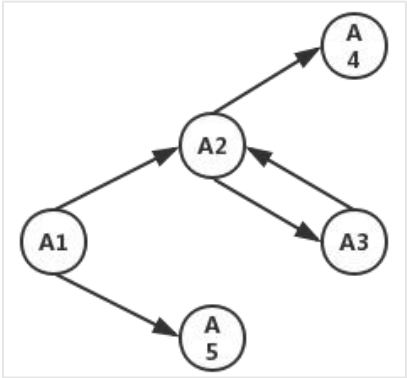
1. 给定关系 R（A1，A2，A3，A4）上的函数依赖集 F={A1→A2A5，A2→A3A4，A3→A2}，R 的候选关键字为（ ）。函数依赖（ ）∈F+。

【解析】

第一问：

解法一：A1 只出现在左边，是候选键；A4、A5 只出现在右边，不是候选键。且 A1 的闭包等于 R。所以 A1 为候选关键字。

解法二： 通过绘制函数依赖图可以了解到，从 A1 出发，可以遍历全图，所以候选关键字为 A1。



第二问：

函数依赖（ ）∈F+，通俗一点，就是从 F 函数依赖集能推导出来的依赖关系。

A.A5→A1A2 B.A4→A1A2 C.A3→A2A4 D.A2→A1A5

根据函数依赖图可以看出 C 选项能走通。

其他

1. 假设关系模式 R(U，F)，属性集 U={A，B，C}，函数依赖集 F={A→B，B→C}。若将其分解为 ρ ={R1(U1，F1)，R2(U2，F2)}，其中 U1={A，B}，U2={A，C}。那么，关系模式 R、R1、R2 分别达到了___；分解 ρ ___。

【解析】

第一问：

由关系模式 R 的函数依赖集 F={A→B，B→C}可以得出 A→C，存在传递依赖，但不存在非主属性对码的部分函数依赖（**下面例题【解析】中的 b)**），故 R 为 2NF。

又由于分解后的关系模式 R1 的函数依赖集 F1={A→B}，关系模式 R2 的函数依赖集 F2={A→C}，因此 R1、R2 分别达到了 3NF。

第二问：

表示能通过 F 推导出 R1∩R2={A}，R1 - R2={B}， R2 - R1={C}。

R1∩R2→R1 - R2，为无损分解（不需要继续判断 R1∩R2→R2 - R1，且判断结果为真）且不保持函数依赖（而 R2 中的 A 与 C 两个属性，没有保持任何函数依赖，导致函数依赖 B

→C 丢失，所以分解没有保持函数依赖）。

2. 设关系模式 R（A,B,C,D,E）,其函数依赖 F={AB→C,B→D,D→E },完成下述各题.
   a) 求出 R 的所有候选键；
   b) 试分析关系 R 属于何种范式；
   c) 将 R 分解为满足 3NF 的关系；

【解析】

a)R 的候选键是 AB,因为 AB+=（ABCDE）,没有其他候选键了.

b)R 只能是第一范式,因为 B→D,存在非关键字部分依赖于候选键（“→”左边只有 AB 中的 B）,所以不符合第 2 范式的条件.

c)第 3 范式就是在第 2 范式的基础上,不存在非关键字对任一候选键的传递依赖.所以把范式分解到符合第 3 范式的要求就可以了，R1{A,B,C},R2{B,D},R3{D,E}

无损分解

1. 设有关系模式 R(U，V，W，X，Y，Z)，其函数依赖集：F＝{U→V，W→z，Y→U，WY→X}，现有下列分解：p＝{UVY，WXYZ}

【解析】

判断分解 p 是否为无损连接：若关系模式 R(U,F)中，被分解为 p={R1, R2}是 R 的一个分解，若 R1∩R2 → R1 - R2 或者 R1∩R2 → R2 - R1，则为无损连接，**此方法只适用于分解后的关系模式只有两个**。

备注：表示能通过 F 推导出 R1∩R2 → R1 - R2 或者 R1∩R2 → R2 - R1 等关系。

根据判断标准，可得 R1∩R2=Y，R1-R2=UV，能否通过 F 推导出 Y →UV?

因为 F 中 Y→U、U→V，可得 Y →UV，即为无损连接。

不需要继续判断 Y→R2 - R1。

2. 多个关系模式（有点复杂，例题可参考）

https://wenku.baidu.com/view/6e435998bceb19e8b8f6bab1.html

最小函数集

1. 求 F={abd→e,ab→g,b→f,c→j,cj→i,g→h}的最小函数集。

步骤一：将 F 中的所有依赖右边化为单一元素，假如 F 中有 cj→ik，则 F 单一化变成：

F={abd→e,ab→g,b→f,c→j,cj→i,cj→k,g→h}

但是，此题 F 已经满足此要求，不需要变换。

步骤二：去掉 F 中的所有依赖左边的冗余属性（“→”左边有多个元素）

做法是属性中去掉其中的一个，看看是否依然可以推导？

此题:abd→e，去掉 a，则(bd)+不含 e，故不能去掉，同理 b,d 都不是冗余属性。

ab→g，也没有。

cj→i，去掉 j，c+={c,j,i}【是因为 c 能推导本身，c 又能推导出 j，cj 又能推导出 i)】

其中包含 i 所以 j 是冗余的。cj→i 将成为 c→i。

此时：F={abd→e,ab→g,b→f,c→j,c→i,g→h};

步骤三：去掉 F 中所有冗余依赖关系.

做法为从 F 中去掉某关系，如去掉(X→Y)，然后在 F 中求 X+，如果 Y 在 X+中，则表明 X→是多余的，需要去掉。

此题如果 F 去掉 abd → e，F 将等于{ab → g,b → f,c → j,c → i,g → h}，而(abd)+={a,b,d,f,g,h}，其中不包含 e。所有不是多余的。

同理(ab)+={a,b,f}也不包含 g，故不是多余的。
b+={b}不多余，c+={c,i}不多余。
c→i，g→h 都不能去掉。
所以所求最小函数依赖集为 F={abd→e,ab→g,b→f,c→j,c→i,g→h}。

元组演算表达式

重点：1、其中元组表示关系表的行，t[4]表示元组 t 的第 4 个分量 。

2、选择运算 $\sigma_{3=6}(R\times S)$ 表示：选取 R 中行的第 3 个属性等于第 6 个属性元组，

1. 给定元组演算表达式 R*={t | (∃u)(R(t)∧S(u)∧t[3]<u[2])} ，若关系 R、S 如下图所示，则（ ）。

A	B	C
1	2	3
4	5	6
7	8	9
10	11	12

R

A	B	C
3	7	11
4	5	6
5	9	13
6	10	14

S

A.R*={(3,7,11),(5,9,13),(6,10,14)}
B.R*={(3,7,11),(4,5,6),(5,9,13),(6,10,14)}
C.R*={(1,2,3),(4,5,6),(7,8,9)}
D.R*={(1,2,3),(4,5,6),(7,8,9),(10,11,12)}

【解析】

题目中表达式：存在从关系 R 中选择的元组 t 的 C 列上的分量，大于关系 S 中的一个元组 u 在 B 列上的分量。

t[3]<u[2]：R 中每行的第三个分量（R 的第 3 列）<S 中每行的第二个分量
t[3]={3,6,9,12}，u[2]={7,5,9,10}
t[3]中的 3<{7,5,9,10}中的 7,5,9,10，满足要求。
t[3]中的 6<{7,5,9,10}中的 7,9,10，满足要求。
t[3]中的 9<{7,5,9,10}中的 10，满足要求。
t[3]中的 12 不满足要求。**存在：只要满足 u[2]中一个分量就行**。
所以 t[3]<u[2] = {(1,2,3),(4,5,6),(7,8,9)}

2. 若关系 R、S 如下图所示，则关系 R 与 S 进行自然连接运算后的元组个数和属性列数分别为（）；关系代数表达式 $\pi_{1,4}(\sigma_{3=6}(R\times S))$ 与关系代数表达式（）等价。

A	B	C	D
6	3	1	5
6	1	5	1
6	5	7	4
6	3	7	4

R

C	D
1	5
7	4

S

（1） 3 和 4

（2） $\pi_{A,R.D}(\sigma_{R.C=S.D}(R\times S))$

【第一问解析】

A	B	C	D
6	3	1	5
6	5	7	4
6	3	7	4

【第二问解析】：(解析、计算结果)

其中 $R\times S$ 结果为

A	B	C	D	C	D
6	3	1	5	1	5
6	3	1	5	7	4
6	1	5	1	1	5
6	1	5	1	7	4
6	5	7	4	1	5
6	5	7	4	7	4
6	3	7	4	1	5
6	3	7	4	7	4

$\sigma_{3=6}(R\times S)$：上述结果中行的第 3 个属性等于第 6 个属性，即 R.C=S.D，结果为：

A	B	C	D	C	D
6	1	5	1	1	5

$\pi_{1,4}$：对上述结果投影第 1 个和第 4 个属性列，即 R 中的 A（记作 A：只有 R 中有 A）、R 中的 D（记作 R.D），结果为

A	D
6	1

第十二章嵌入式系统

1. 内存按字节编址，地址从 90000H 到 CFFFFH，若用存储容量为 16K×8bit 器芯片构成该内存,至少需要的存储 （ ）片。

【解析】

（CFFFFH-90000H+1）=3FFFFH+1=40000H

这是计算地址从 90000H 到 CFFFFH 的字节总容量，+1 是因为要包含 90000H 该地址。

方法一：十六进制转十进制

40000H 化为十进制为 256K。由于内存是按照字节编址（默认 8bit），所以存储容量：

(256K×8bit)/(16K×8bit)=16

方法二：十进制转十六进制

16K 转成十六进制 4000H，40000H/4000H=10，转成十进制为 16。