

注意一些上标,也就是指数,

10

9

为10的9次方

《计算机网络习题与解答》

鲁士文 编

习题一

1. 在下列情况下,计算传送1000KB 文件所需要的总时间,即从开始传送时起直到文件的最后一位到达目的地为止的时间。假定往返时间RTT 是100 毫秒,一个分组是1KB(即1024 字节)的数据,在开始传送整个的文件数据之前进行的起始握手过程需要 $2 \times \text{RTT}$ 的时间。

(a) 带宽是1.5Mbps,数据分组可连续发送。

解答: 2 个起始的RTT: $100 \times 2 = 200$ 毫秒

传输时间: $\text{RTT} \div 2 = 100 \div 2 = 50$ 毫秒

1KB=8 比特 $\times 1024 = 8192$ 比特

发送时间: $1000\text{KB} \div 1.5\text{Mbps} = 8192000 \text{ 比特} \div 1500,000 \text{ 比特/秒} = 5.46 \text{ 秒}$

所以,总时间等于 $0.2 + 5.46 + 0.05 = 5.71$ 秒。

(b) 带宽是1.5Mbps,但在结束发送每一个数据分组之后,必须等待一个RTT 才能发送下一个数据分组。

解答: 在上一小题答案的基础上再增加999 个RTT

$5.71 + 999 \times 0.1 = 105.61$ 秒

所以,总时间是105.61 秒。

(c) 带宽是无限大的值,即我们取发送时间为0,并且在等待每个RTT 后可发送多达20 个分组。

解答: $1000\text{KB} \div 1\text{KB} = 1000$ 分组 $1000 \text{ 分组} \div 20 \text{ 分组} = 50$ 个RTT

$50 - 1 = 49$ 个RTT

$2 \times \text{RTT} + 49\text{RTT} + 0.5\text{RTT} = 51.5\text{RTT} = 0.1 \times 51.5 = 5.15$ 秒。

(d) 带宽是无限大的值,在紧接起始握手后我们可以发送一个分组,此后,在第一次等待RTT 后可发送 2_1 个分组,在第二次等待RTT 后可发送 2_2 个分组,。。。。,在第n 次等待RTT 后可发送 2_n 个分组。

解答: 取 $n=9$

$1 + 2 + 4 + \dots + 2$

9

=2

$9+1$

$-1 = 1023$

这样我们就可以发送所有的1000 个分组,并且在第9 次等待RTT 后只须发送。

(512-23) 个分组就可以了。

$$2RTT+9RTT+0.5RTT=11.5RTT$$

$$0.1 \times 11.5 = 1.15 \text{ 秒}$$

即总的延迟是1.15 秒。

2. 考虑一个最大距离为2 公里的局域网，当带宽等于多大时传播延时（传播速度为 2×10^8 米/秒）等于100 字节分组的发送延时？对于512 字节分组结果又当如何？

解答：传播延迟等于：

$$2 \times 10^3 \text{ 米} \div (2 \times 10^8 \text{ 米/秒}) = 10^{-5} \text{ 秒} = 10 \text{ 微秒}$$

$$100 \text{ 字节} \div 10 \text{ 微秒} = 10 \text{M 字节/秒} = 80 \text{M 位/秒}$$

$$512 \text{ 字节} \div 10 \text{ 微秒} = 51.2 \text{M 字节/秒} = 409.6 \text{M 位/秒}$$

因此，带宽应分别等于80M 位/秒和409.6M 位/秒。

3. 假定有一个通信协议，每个分组都引入100 字节的开销用于头和成帧。现在使用这个协议发送1M 字节的数据，然而在传送的过程中有一个字节被破坏了，因而包含该字节的那个分组被丢弃。试对于1000、5000、10000 和20000 字节的分组数据大小分别计算“开销+丢失”字节的总数目？分组数据大小的最佳值是多少？

解答：设D 是分组数据的大小，那么所需要的分组数目 $N=10^6/D$

开销=100 × N （被丢弃分组的头部也已计入开销）

所以，开销+丢失=100 × 10⁶/D+D

分组数据大小 D 开销+丢失

1000 101000

5000 25000

10000 20000

20000 25000

$$y=10^6/D+D$$

当D=10⁴ 时，

所以，D 的最佳值是10000 字节。

4. 一个系统的协议结构有n 层。应用程序产生M 字节长的报文。网络软件在每层都加上h 字节长的协议头。那么，网络带宽中有多大比率用于协议头信息的传输？

解答：总共有n 层，每层加h 字节，在每个报文上附加的头字节的总数等于hn，因此头消耗的有关空间所占的网络带宽的比率为 $hn / (M+hn)$ 。

5. 有两个网络，它们都提供可靠的面向连接的服务。一个提供可靠的字节流，另一个提供可靠的报文流。请问二者是否相同？为什么？

解答：不相同。在报文流中，网络保持对报文边界的跟踪；而在字节流中，网络不做这样的跟踪。例如，一个进程向一条连接写了1024 字节，稍后又写了另外1024 字节。那么接收方共读了2048 字节。对于报文流，接收方将得到两个报文，每个报文1024 字节。而对于字节流，报文边界不被识别。接收方把全部的2048 字节当作一个整体，在此已经体现不出原先有两个不同的报文的事实。

习题二

6. 假定在地球和一个新月亮之间建立一条100M 位/秒的链路。从该月亮到地球的距离大约是385000 公里，数据在链路上以光速 3×10^8

米/秒传输。

(a) 计算该链路的最小RTT。

解：最小RTT 等于 $2 \times 385000000 \text{ 米} \div (3 \times 10^8$

米/秒) = 2.57 秒

(b) 使用RTT 作为延迟，计算该链路的“延迟×带宽”值。

解：“延迟×带宽”值等于 $2.57 \text{ 秒} \times 100\text{M 位/秒} = 257\text{M 位} \approx 32\text{M 字节}$

(c) 在(b)中计算的“延迟×带宽”值的含义是什么？

解：它表示发送方在收到一个响应之前能够发送的数据量。

(d) 在月亮上用一个照相机拍取地球的相片，并把它们以数字形式保存到磁盘上。

假定在地球上的任务控制要下载25M 字节的最新图象，那么，从发出数据请求到传送结束最少要化多少时间？

解：在图象可以开始到达地面之前，至少需要一个RTT。假定仅有带宽延迟，那么发送需要的时间等于 $25\text{M 字节} \div 100\text{M 位/秒} = 200\text{M 位} \div 100\text{M 位/秒} = 2 \text{ 秒}$ 。所以，直到最后一个图象位到达地球，总共化的时间等于 $2.0 + 2.57 = 4.57 \text{ 秒}$ 。

2. 如图所示，主机A 和B 每个都通过10M 位/秒链路连接到交换机S。

在每条链路上的传播延迟都是20 微妙。S 是一个存储转发设备，在它接收完一个分组后35 微妙开始转发收到的分组。试计算把10000 比特从A 发送到B 所需要的总时间。

(a) 作为单个分组

解：每条链路的发送延迟是 $10000 \div 10\text{M 位/秒} = 1000 \text{ 微妙}$

总的传送时间等于 $2 \times 1000 + 2 \times 20 + 35 = 2075 \text{ 微妙}$ 。

(b) 作为两个5000 位的分组一个紧接着另一个发送

解：当作为两个分组发送时，下面列出的是各种事件发生的时间表：

T=0 开始

T=500 A 完成分组1 的发送，开始发送分组2

T=520 分组1 完全到达S

T=555 分组1 从S 起程前往B

T=1000 A 结束了分组2 的发送

T=1055 分组2 从S 起程前往B

T=1075 分组2 的第1 位开始到达B

T=1575 分组2 的最后1 位到达B

事实上，从开始发送到A 把第2 个分组的最后1 位发送完经过的时间为 $2 \times 500 \text{ 微妙}$ ，

第1 个链路延迟20 微妙，

交换机延迟为35 微妙（然后才能开始转发第2 个分组），

500 微妙的发送延迟,

第2 个链路延迟20 微妙,

所以, 总的时间等于 2×500 微妙 + 20 微妙 + 35 微妙 + 500 微妙 + 20 微妙 = 1575 微妙。

3. 现在要在光纤上发送一个计算机屏幕图象序列。屏幕大小为 480×640 象素, 每个象素24 位, 每秒60 幅屏幕图象。问需要多大的带宽? 假定每赫兹调制一个比特, 那么对于中心波长为 $1.30 \mu\text{m}$ 的波段, 这个带宽所对应的波长范围有多大?

解答: 数据速率是 $480 \times 640 \times 24 \times 60$ bps, 即442Mbps

$$\Delta f = 4.42 \times 10^8$$

因此, 需要442 Mbps 的带宽, 对应的波长范围是 2.5×10

- 6

微米。

4. 奈魁斯特定理适用于光纤吗? 还是仅适用于铜线?

解答: 奈魁斯特定理是一个数学性质, 不涉及技术处理。该定理说, 如果你有一个函数, 它的傅里叶频谱不包含高于 f 的正弦或余弦, 那么以 $2f$ 的频率采样该函数, 那么你就可以获取该函数所包含的全部信息。因此奈魁斯特定理适用于所有介质。

5. 假定PSTN 的带宽是3000HZ, 典型的信噪功率比是20dB, 试确定可以取得的理论上最大的信息(数据)速率。

解答:

现在,

$$\text{因此, } C = 3000 \times \log_2(1+100) = 19\,936 \text{ bps}$$

即可以取得的理论上最大的信息(数据)速率是19 936 bps。

习题三

1. 假定我们要发送信息11001001, 并且使用CRC 多项式 x^3+1 来检错

(a) 使用多项式长除来确定应该发送的信息块。

解答: 取信息11001001, 附加000, 并用1001 去除, 余数是011

应该发送的信息块是11001001011

(b) 假定信息块最左边的比特由于在传输链路上的噪音而变化, 接收方CRC 计算的结果是什么? 接收方是怎样知道发生了错误的?

解答: 把第1 位变反, 得到01001001011, 再用1001 去除, 得到商01000001, 余数是10。由于余数不为零, 所以接收方知道发生了错误。

2. 假定一个成帧协议使用比特充填, 示出当帧包含下列比特序列时在链路上发送的比特序列。

110101111101011111101011111110

解答: 110101111100101111101010111110110

3. 在大多数网络中，数据链路层通过请求重传损坏帧来处理传输错误。如果一个帧被损坏的概率为 p ，在确认帧永远不会被丢失的情况下发送一帧所需要的平均传输次数是多少？

解答：一个帧需要传输 k 次的概率 p_k 是开头 $k-1$ 次传输尝试失败的概率 p

乘以第 k 次传

输成功的概率 $(1-p)$ 。因此，平均传输次数是：

4. 考虑在一条20公里长的点到点光纤链路上运行的ARQ算法

a) 假定光在光纤中的传播速度是 2×10^8 米/秒，试计算该链路的传播延迟。

解答：传播延迟 $= 20 \times 10^3$ 米 \div (2×10^8 米/秒) $= 100$ 微妙

b) 为该ARQ 建议一个适当的超时值。

解答：往返时间大约为200微妙。可以把超时值设置成该时间长度的2倍，即0.4毫秒。取决于在实际的RTT中的变化量额，有时候取小一些的值（但大于0.2毫秒）也许更合理。

c) 按照给出的这个超时值实现ARQ 算法，为什么该ARQ 算法在运行过程中还可能超时而重传帧呢？

解答：前面传播延迟的计算没有考虑处理延迟，而在实践中远方结点可能引入处理延迟，即它也许不能够立即回答。

5. PPP 是以HDLC 为基础的，HDLC 使用位充填防止在有效载荷内偶尔出现的标志字节产生混淆。给出至少一个理由，说明PPP 为什么使用字符充填来

代替位充填。

解答：：PPP 被明确地设计成是以软件形式实现的，而不像HDLC 那样几乎总是以硬件形式实现。对于软件实现，完全用字节操作要比用单个位操作简单得多。此外，PPP 被设计成跟调制解调器一道使用，而调制解调器是以1个字节为单元而不是以1个比特为单元接受和发送数据的。

习题四

1. 一大批ALOHA 用户每秒产生50次请求，包括初始请求和重传的请求。时间以40毫秒为单位分槽

(a) 首次尝试的成功率是多少？

解答：在任一帧时内生成 k 帧的概率服从泊松分布

生成0帧的概率为 e^{-G}

对于纯ALOHA，发送一帧的冲突危险区为两个帧时，在两帧内无其它帧发送的概率为

e^{-G}

$\cdot e^{-G}$

$= e^{-2G}$

— $2G$

对于分槽ALOHA，由于冲突危险区减少为原来的一半，任一帧时内无其它帧发送的概率是 e^{-G}

— G

。

现在时槽长度为40 毫秒，即每秒25 个时槽，产生50 次请求，所以每个时槽产生两个请求， $G=2$ 。因此，首次尝试的成功率是

e^{-2}

$=1/e^2$

(b) k 次冲突后成功的概率是多少？

解答： $(1 - e^{-G})^k$

e^{-G}

$= (1 - e^{-G})^k$

$= 0.135 \times (1 - 0.135)$

$= 0.135 \times 0.865$

(c) 所需要的发送尝试的次数的期望值是多少？

解答： 尝试 k 次才能发送成功的概率（即前 $k-1$ 次冲突，第 k 次才成功）为：

$p_k = e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1}$

那么每帧传送次数的数学期望为

2. 1982 年的以太网规范允许在任意两个站之间可以有长达1500 米的同轴电缆、1000 米的其它点到点连接线缆和两个重发器。每个站或重发器通过最长可达50 米的分接电缆连接到

同轴电缆。附表列出了跟每种设备相关的典型延迟值（其中的 c 等于光在真空中的速度 3×10^8 米/秒）

条目 延迟

同轴电缆 传播速度 $0.77c$

链接 / 分接电缆 传播速度 $0.65c$

重发器 每个大约 0.6 微妙

收发器 每个大约 0.2 微妙

由于表中所列出的各种延迟，以比特为单位计量的最坏情况下的来回路程传播延迟是多少？

解答：单程延迟：

同轴电缆 1500 米 6.49 微妙

链接线缆 1000 米 5.13 微妙

重发器 两个 1.2 微妙

收发器 六个（每个重发器两个，每个站一个） 1.2 微妙

尾缆 6×50 米 1.54 微妙

累计 15.56 微妙

来回路程延迟大约 31.1 微妙或 311 比特

标准允许的来回路程总延迟是 464 比特，加上 48 位的加强碰撞信号刚好等于 512 位的最小分组尺寸。

3. 为什么说以太网帧的长度段对于相邻上层（子层）是重要的？

解答：以太网有一个最小帧大小限制（对于 10Mbps 是 64 字节）；较小的分组必须加衬垫，以填充到最小帧大小。否则，把整个数据段的内容都递交给相邻上层，它将无法区分实际数据和填充。

4. 假定以太网的来回路程传播延迟是 46.4 微妙。这导致 512 比特的最小分组尺寸（ 464 位的传播延迟 + 48 位碰撞增强信号）。

（a）如果延迟时间保持常数，当信号速率上升到 100Mbps 时，最小分组大小将是多少？

解答：假定仍使用 48 位的 JAM 信号，那么最小分组尺寸将是

$4640 \text{ 位} + 48 \text{ 位} = 4688 \text{ 位} = 586 \text{ 字节}$

（b）如此大的最小分组尺寸的缺点是什么？

解答：这个分组尺寸比许多高层分组尺寸大得多，产生相当数量的带宽浪费

（c）如果兼容性不是一个问题，怎样制定规范才能允许一个较小的最小分组尺寸？

解答：如果减少最大冲突域直径，并且其它各种容许量都很紧张，那么最小分组尺寸可以比较小。

5. 广播子网的一个缺点是有多个主机试图访问信道时造成的信道容量浪费。作为一个简单例子，假设把时间分为离散的时间片， n 台主机中每一台主机在每个时间片内试图占有信道的概率为 p 。求由于冲突被浪费的时间片的比例。

解答：先区别 $n+2$ 种事件。从事件 1 直到事件 n 都是由对应的主机试图使用通道而不发生碰撞获得成功的条件形成。这些事件中的每一个的概率都 $p(1-p)$

$n-1$

。事件 $n+1$ 是一个空

闲通道，其概率是 $(1-p)$

n

。事件 $n+2$ 是一次碰撞。由于这 $n+2$ 个事件是穷举的和完备的，

它们概率的和必定是1。因此，碰撞的概率，即浪费的时间片的比率是：

$np(1-p)$

$n-1$

$-(1-p)$

n

习题五

1. 在令牌总线中，如果某站点接到令牌后即崩溃，将会发生什么情况？802.4 协议是如何处理这种情况的？

解答：在一个站将令牌传出之后，它就观察它的后继站是否传出一帧或者交出令牌。如果二者均未发生，那么该站将再次传出令牌。如果第二次仍失败，该站就发送WHO_FOLLOWS 帧，该帧中标明了后继站的地址。当崩溃站点的后继站看到WHO_FOLLOWS 帧中给出的地址是自己的前站地址，它就发送SET_SUCCESSOR 帧给出错站点的前方站点作为响应，声明自己将成为新的后继站。这样，出错的站点就从环中移去。

2. 当数据传输速率为5Mbps，且传播速度为200 米 / 微妙时，令牌环接口中的一个比特延时等价于多少米的电缆？

解答：在5Mbps 速率下，一个位时等于200 毫微妙，在200 毫微妙时间内信号可以传播的距离是 200×10

-3

$\times 200 = 40$ 米

因此，令牌环接口中的一个比特延时等价于40 米的电缆。

3. 有一个重负荷的1 公里长的10Mbps 的令牌环网，其传播速率是每微妙200 米，50 个站空间上均匀绕环分布。数据帧256 位，其中包括32 位开销，确认应答捎带在数据帧上，因此是包括在数据帧内备用的位中，而不占用额外的时间。令牌是8 位。请问，这个环的有效数据速率比CSMA/CD 网高还是低？

解答：从获取到令牌的时刻开始计量，发送一个分组需要 $0.1 \times 256 = 25.6$ 微妙。此外，必须发送一个令牌，需要 $0.1 \times 8 = 0.8$ 微妙的时间。令牌必须传输 $20 (= 1000 \div 50)$ 米，经过时间 $20 \div 200 = 0.1$ 微妙才能到达下一站。此后，下一站又可以再发送数据帧。因此，我们在 $26.5 (= 25.6 + 0.8 + 0.1)$ 微妙内发送了224 $(= 256 - 32)$ 位的数据，数据速率等于 $224 \div 26.5 \approx 8.5$ Mbps，而10Mbps 的CSMA/CD 在重负荷50 个站的情况下的有效数据率不超过3Mbps。显然，该令牌环网强于以太网的有效带宽。

4. 一个大的FDDI 环有100 个站，令牌环行时间是40 毫秒。令牌保持时间是10 毫秒。该环可取得的最大效率是多少？

解答：由于共有100 个站，且环行时间是40 毫秒，所以令牌在两个邻接站之间的传播

时间是40/100，即0.4 毫秒。这样一个站可以发送10 毫秒，接着是0.4 毫秒的间隙，在此期间令牌移动到下一站。因此最好情况的效率是： $10 \div (10+0.4) \approx 96\%$ ，即该环可取得的最大效率是96%。

5. 假定信号在光纤中的延迟是每公里5 微妙，试计算以时间和比特表示的下列FDDI 环配置的延迟。假定可用的位速率是100Mbps。

(a) 2 公里环，带有20 个站；

(b) 20 公里环，带有200 个站；

(c) 100 公里环，带有500 个站。

解答：设信号传播延迟等于 T_p ，一个站的延迟等于 T_s ， N 表示站的数目，

那么环延迟 $T_1 = T_p + N \times T_s$ 。在这里， $T_s = 0.01$ 微妙

(a) $T_1 = 2 \times 5 + 20 \times 0.01 = 10.2$ 微妙，或1020 比特

(b) $T_1 = 20 \times 5 + 200 \times 0.01 = 102$ 微妙，或10200 比特

(c) $T_1 = 100 \times 5 + 500 \times 0.01 = 505$ 微妙，或50500 比特

需要指出的是，上述值的计算是假定仅使用主环。如果发生了故障，将双环重构成单环，信号传播延迟值将加倍。而且，对于每个双附接站，站延迟也将加倍。

习题六

1. 下图表示LAN 通过网桥互连。请按照图上所标的网桥ID 和端口号，利用生成树算法求出此网络的生成树。

图06-15 习题1 插图

解答：

2. 考虑建立一个CSMA/CD 网，电缆长1 公里，不使用重发器，运行速率为1Gbps。电缆中

的信号速度是200000 公里/秒。问最小帧长度是多少？

解答：对于1 公里电缆，单程传播时间为 $1 \div 200000 = 5 \times 10$

-6

秒，即5 微妙，来回路程传

播时间为 $2\tau = 10$ 微妙。为了能够按照CSMA/CD 工作，最小帧的发射时间不能小于10 微妙。以1Gbps 速率工作，10 微妙可以发送的比特数等于：

因此，最小帧是10000 位或1250 字节长。

3. 考察下图中示出的透明桥接器的布局。假定开始时所有的转发表都是空的，试给出在下列的传输序列之后，桥接器B1-B4 中的每一个的转发表的内容：

*A 给C 传送

*C 给A 发送

*D 给C 发送

要求在表中用可以从一个端口可以直接到达的那个邻居结点来标识该端口，例如，B1 的两

个端口可标识为B1 的A 端口和B1 的B2 端口。

解答：当A 给C 传送时，所有的桥都看到了分组，知道A 在哪里。然而，当随后C 给A 发送时，分组经过已知路径B3-B2-B1 直接前往A，B4 不知道C 在哪里。类似地，当D 给C 发送时，分组经B4 传播到B2 后，经已知路径B2-B3 直接前往C，B1 不知道D 在哪里。所以现在桥接器B1-B4 中的每一个的转发表的内容分别为：

桥B1：目的地A—端口A，目的地C—端口B2 （无D）

桥B2：目的地A—端口B1，目的地C—端口B3，目的地D—端口B4

桥B3：目的地A—端口B2，目的地C—端口C，目的地D—端口B2

桥B4：目的地A—端口B2，目的地D—端口D （无C）

4. 考虑图06-17 所示的子网。使用距离向量路由选择，下列向量刚刚被路由器C 收到：

来自B：（5，0，8，12，6，2）

来自D：（16，12，6，0，9，10）

来自E：（7，6，3，9，0，4）

路由器C 测量得到的到达B、D 和E 的延时分别等于6、3 和5。试问路由器C 的新的路由表是什么？请给出所使用的输出线路和所预期的延时。

图06-17 习题4 插图

解答：通过B 给出（11，6，14，18，12，8）

通过D 给出（19，15，9，3，12，13）

通过E 给出（12，11，8，14，5，9）

取到达每一目的地的最小值（C 除外）得到：

（11，6，0，3，5，8）

输出线路是：（B，B，-，D，E，B）

5. 图06-18 中每个圆圈代表一个网络节点，每一条线代表一条通信线路，线上的标注表示两个相邻节点之间的代价。

图06-18 习题5 插图

请根据Dijkstra 最短通路搜索算法找出A 到J 的最短路径。规定使用直接在图上加标注的方法，而且，在答案中只要求：

（1）依次列出每一步的工作节点

（2）给出从A 到J 的最短路径及代价

（3）在原图上示出最后一步算法完成时图上每个节点（除A 以外）的标注。

解答：（1）每一步的工作节点如下：

（2）从A 到J 的最短路径是A C D E G I J，代价等于 15。

（3）最后一步算法完成时图上每个节点（除A 以外）的标注如图5-20 所示。

图06-18（b）最后一步算法完成时图上每个节点（除A 以外）的标注

习题七

1. 在一个网络中，假定所有的路由器和主机都工作正常，所有软件的运行也都没有错误，那么是否还有可能（尽管可能性很小）会把分组投递到错误的目的地？

解答：有可能。大的突发噪音可能破坏分组。使用 k 位的检验和，差错仍然有 2^{-k}

的概率被漏检。如果分组的目的地段或虚电路号码被改变，分组将会被投递到错误的目的地，并可能被接收为正确的分组。换句话说，偶然的突发噪音可能把送往一个目的地的完全合法的分组改变成送往另一个目的地的也是完全合法的分组。

2. 在X.25分组中，没有采用错误检测机制（无分组检查序列）。试说明为什么X.25还能保证所有传输的分组都被正确投递。

解答：尽管在X.25分组中，没有采用错误检测机制（无分组检查序列），但在数据链路层采用HDLC或类似的协议，保证了端点设备跟X.25交换机之间以及X.25相邻交换机之间数据传送的完整性。另外，X.25分组格式设有发送和接收序列号，能够查出在结点转发过程中的分组丢失现象，并通过重置和重启动等措施加以恢复和纠正。所以，X.25能够保证所有传输的分组都被正确投递。

3. 在X.25的第2级和第3级都使用了流控机制。这样做多余吗？还是必需？试说明理由。

解答：在X.25的第2级和第3级都使用了流控机制。这样做是必需的。因为第2级使用的流控机制只能保证在端点设备跟X.25交换机之间以及在X.25相邻交换机之间数据传送的过程中不会发生溢出现象，而不能保证在从源端点设备到目的地端点设备数据传送的过程中不会发生溢出现象。所以，为了保证在从源端点设备到目的地端点设备数据传送的过程中不会发生溢出现象，第3级也必需使用流控机制。

4. 有没有虚电路服务需要以非顺序的方式投递分组的情况？请解释。

解答：有。中断信号应该跳过在它前面的数据，进行不遵从顺序的投递。典型的例子是当一个终端用户键入退出（或kill）键时。由退出信号产生的分组应该立即发送，并且应该跳过当前队列中排在前面等待程序处理的任何数据（即已经键入但尚未被程序读取的数据）。

5. 2_n-1 个路由器互相连接成一个集中式二叉树，树的每个节点上都

有一个路由器。路由器i要和路由器j通信，必须先把信息发到树的根，然后根再把信息往下发给j。假定每一对路由器间的通信都类似，请推导出在n取值很大的条件下每个信息传输所经过的平均跳段数的近似表达式。

的近似表达式。

解答：路由器到路由器通路的平均长度是路由器到根的通路的平均长度的2倍。设根在树中的层号是1，最深的层号是n。显然，总的节点数等于

$$N=1+2+4+\dots+2_{n-1}=1 \times (2_n-1) \div (2-1)=2_n-1$$

从根到第n层的通路需要n-1跳段，第n层路由器的数目是 2_{n-1} ，当n很大时，

$$2_{n-1} \div N \approx 2_{n-1} \div 2_n = 1/2, \text{ 即有一半的路由器位于第n层。}$$

从根到第n-1层的通路要n-2跳段，第n-1层路由器的数目是 2_{n-2} ，当n很大时，

$$2_{n-2} \div N = 2_{n-2} \div (2_n-1) \approx 2_{n-2} \div 2_n = 1/4,$$

因此，平均通路长度为：

$$L=0.5 \times (n-1) + 0.25 \times (n-2) + 0.125 \times (n-3) + \dots + 0.5$$

$$n-1$$

$$\times [n-(n-1)] + 0.5$$

$$n$$

$$\times (n-n)$$

$$= 0.5n + 0.25n + 0.125n + \dots + 0.5$$

$$n$$

$$\times n - [0.5 \times 1 + 0.5$$

$$2$$

$$\times 2 + 0.5$$

$$3$$

$$\times 3 + \dots + 0.5$$

$$n$$

$$\times n]$$

$$= (0.5 + 0.25 + 0.125 + \dots + 0.5$$

$$n$$

$$) \times n - (1 + 0.5 + 0.25 + \dots + 0.5$$

$$n$$

$$\times 2) = 1 \times n - 2 = n - 2$$

$$2L = 2n - 4$$

所以，路由器到路由器通信的平均跳段数近似为 $2n-4$ 。

习题八

1. 在一条ISDN B信道上以传真的方式传送一幅 8×10 英寸图象要花多少时间？假设传真机把每英寸数字化为300个像素，每个像素用4比特表示。当前的传真机在普通电话线上比这要快，你认为我们是怎样做到的？

解答：这幅图象有 $8 \times 10 = 80$ 平方英寸，总共有 $(8 \times 300) \times (10 \times 300) = 7200,000$ 个像素。每个像素用4比特表示，总的数据量为 $4 \times 7200000 = 28.8$ M比特，即28800k比特。在ISDN B信道上以64kbps速率发送，所需花的时间是 $28800 \div 64 = 450$ 秒。当前的FAX机器每个像素仅使用1比特，节省了一个因子4，但当前的FAX调制解调器运行速率是14.4kbps，不是64kbps，因此发送一个整页仍需450秒。它们看起来比较快的原因是因为大多数页的百分之九十五是空白，而所使用的行程编码把这些空白全部删除了。

2. 试举出在ISDN网中配置NT12（相对于NT1和NT2）的一个优点和一个缺点。

解答：在ISDN的拓扑结构中，NT1设备包括跟在用户建筑物内ISDN物理的和电气的端接相关的功能。NT1可以由ISDN提供者控制，形成到达网络的一个边界。这个边界把用户跟订户回路的传输技术隔离开来，并为附接用户设备提供物理连接器接口。此外，NT1执行诸如回路测试和性能监视等线路维护功能。NT1支持多个通道（例如2B+D）；在物理层，使用同步时分复用技术，把这些通道的位流复用在一起。NT1接口可以通过多投点配置支持多个设备，例如一个住户接口可能包括一部电话、一台个人计算机和一个报警系统，所有这些设备都通过一条多投点线路附接到单个NT1接口。

NT2是一个智能设备，能够执行交换和集中功能；它可以包括OSI模型直至第3层的功能。NT2的例子包括数字PBX，终端控制器和局域网。

NT1和NT2设备可以被结合成单个设备，称作NT12。该设备处理物理层、数据链路层和网络层功能。

NT12的优点是比较便宜，但是如果线路技术改变了，整个的设备必须更换。

3. 对于图A-1中所给出的网络，试列出到达每一个目的地结点的数据报转发表。图中对每条链路都已标出了相对代价；你的转发表应该能够把每个分组都通过最小代价通路往目的地转发。

解答：

4. 试举出帧中继相对于租用电话线路的一个优点和一个缺点。

解答：帧中继的一个缺点是用户不能够在全天所有的时间内以全速发送数据。它的一个优点是比较便宜。仅当你需要用它的时候，它才像是在起一条租用线路的作用。

5. 在一个有50个路由器的网络中，假定延时用8个比特记录，每个路由器有3条线路跟其它路由器互连，每秒钟交换两次延迟向量。试问，该分布式路由器算法在每条线路上（全双工）消耗了多少带宽？

解答：路由表的长度等于 $8 \times 50 = 400$ 比特。该表每秒钟在每条线路上发送2次，因此， $400 \times 2 = 800$ bps，即在每条线路的每个方向上消耗的带宽都是800bps。

习题九

1. 一个ATM 交换机有1024 条输入线路和1024 条输出线路。线路按照SONET 的622Mbps 速率运行，这样用户速率大约为594Mbps，则交换机总的带宽应该有多少？它每秒至少可以处理多少个信元？

解答：OC-1 速率51.84Mbps 中除去段开销、线路开销和通路开销。用户数据传输速率为49.536Mbps。

SONET 的622Mbps 对应于OC-12，因此相应的用户数据传输速率为
 $49.536 \times 12 = 594.432 \approx 594\text{Mbps}$ 。

$594 \times 1024 = 608256\text{Mbps}$ ，约为608Gbps

$608 \div 8 \div 53 \approx 1.43$

所以，交换机的总带宽为608Gbps，它每秒至少可以处理1.43 千兆个信元。

2. 在ATM 链路的总带宽中有多大比例被ATM 信元头消耗掉了？当用户数据是512 字节长时，被AAL 5 的所有非载荷位（包括ATM 层）消耗掉总带宽的百分之几？

解答：在53 字节的信元中有5 个字节的头，所以ATM头的开销大约是9.4%。当该分组通过AAL 5 发送时，我们先附加8 个字节的AAL 5 尾部形成CS-PDU，接着加8 个字节的填充，使得它是48 字节的整数倍 $[(512+8) \div 48 = 10 \dots 40]$ 。然后我们把它分割成11 个信元。总的开销是 $8+8+11 \times 5=71$ 字节

$71 \div (512+71) = 12.1\%$

所以被AAL 5 的所有非载荷位（包括ATM 层）消耗掉总带宽的12.1%。

3. 请说明漏桶算法为什么每个滴答时间允许一个分组进入网络，而不考虑分组的大小。

解答：原始漏桶算法很简单。漏桶由一个有限队列构成。当分组到达时，如果队列未满，将其加到队尾；否则丢弃它。每个时钟节拍发送一个分组（除非队列为空）。

通常计算机能够以很高的速率产生数据，网络也可以用同样的速率运行。然而，路由器却只能在短时间内以同样高的速率处理数据。对于排在队列中的一个分组，不管它有多大，路由器必须做大约相同份量的工作。显然，处理10 个100 字节长的分组所做的工作要比处理1 个1000 字节长的分组所做的工作多得多。

4. 一个ATM 网络使用令牌漏桶方案管制交通。每5 微秒钟放入漏桶一个新的令牌。试问最大的可持续的净数据速率（即不包括头位）是多少？

解答：在令牌漏桶算法中，漏桶可以保留令牌。由一个时钟每隔 ΔT 秒生成一个令牌，每传送一个分组，就必须得到和消耗一个令牌。例如对于一个保留着3 个令牌的桶，如果有5 个分组等着传送，那么5 个分组中的3 个可以被立即传送出去，但其余2 个必须等待新令牌的生成。

每5 微妙产生1 个令牌，1 秒=10

6

微妙，1 秒钟可以发送 2×10

5

个信元。每个信元含有

48 个数据字节，即 $8 \times 48 = 384$ 个比特。 $384 \times 2 \times 10$

5

$= 76.8 \times 10$

6

bps

所以，最大的可持续的净数据速率为76.8Mbps。

5. 在一个6Mbps 网络上的一台计算机受到令牌漏桶的交通管制。假定令牌填入速率为

1Mbps，开始时漏桶装填的容量是8M 位。那么，计算机可以用完全速率6Mbps 发送多长时间？

解答：本题乍看起来，似乎以6Mbps 速率发送用4/3 秒时间可以取完桶内8M 位的数据，使漏桶变空。然而，这样回答是错误的，因为在这期间，已有更多的令牌到达。正确的答案应该使用公式 $S=C / (M-P)$ ，这里的S 表示以秒计量的突发时间长度，M 表示以每秒字节计量的最大输出速率，C 表示以字节计的桶的容量，P 表示以每秒字节计量的令牌到达速率。

用 $C=8 \times 10$

6

$\div 8=10$

6

， $M=6 \times 10$

6

$\div 8 \quad P=1 \times 10$

6

$\div 8$ 代入公式得到

因此，计算机可以用完全速率6Mbps 发送1.6 秒的时间。

习题十

1. 计算机little-sister.cs.vu.nl 的IP 地址是130.37.62.23，那么该计算机是在A 类、B 类还是C 类网上？

解答：由于该计算机IP 地址的开头8 位是十进制数130，因此它是在B 类网络上。

2. 假定IP 的B 类地址不是使用16 位而是使用20 位作为B 类地址的网络号部分，那么将会有多少个B 类网络？

解答：除去2 位作为前缀，将剩下18 位表示网络。从概念上讲，网络数目可以有 2^{18} 或262144 个。然而，全0 和全1 是特别地址，所以只有262142 个可提供分配。

3. 在因特网上的一个B 类网络具有子网掩码255.255.240.0。问每个子网中的最大主机数目是多少？

解答：对于一个B 类网络，高端16 位形成网络号，低端16 位是子网或主机域。在子网掩码的低端16 位中，最高有效4 位是1111，因此剩下12 位（第3 字节低4 位和第4 字节）用于主机号。因此，存在4096 个主机地址，但由于全零和全1 是特别地址，因此最大主机数目应该是4094。

4. 有人说，“ARP 向网络层提供服务，因此它是数据链路层的一部分。”你认为他的这种说法对吗？

解答：不对。ARP 不是向网络层提供服务，它本身就是网络层的一部分，帮助向传输层提供服务。在数据链路层不存在IP 地址的问题。数据链路层协议是像HDLC 和PPP 这样的协议，它们把比特串从线路的一端传送到另一端。

5. 大多数IP 数据报重组算法都有一个计数器来避免一个丢失的片段长期挂起一个重组缓冲区。假定一个数据报被分割成4 个片段。开头3 个片段到达了，但最后一个被耽搁了，最终计数器超时，在接收方存储器中的3 个片段被丢弃。过了一段时间，最后一个片段蹒跚而至。那么应该如何处置这个片段？

解答：对接收方而言，这是一个新的IP 数据报的一部分，该数据报的其它部分还不得而知。收到的这个片段被放在队列中，等待其余片段的到来。显然，在其余片段不可能到达的情况下，这个片段最终也会因超时而被丢弃。

习题十一

1. 一个单位有一个C 类网络200.1.1。考虑到共有四个部门，准备划分子网。这四个部门内的主机数目分别是：A— 72 台， B— 35 台， C— 20 台， D— 18 台； 即共有145 台主机。

(a) 给出一种可能的子网掩码安排来完成划分任务

解答：每个部门分配一个子网，名义上部门A、B、C、D 的子网大小分别是：

2

7

(=128)，2

6

(=64)，2

5

(=32) 和2

5

(=32)

IP 地址的最高位是0 表示子网A，最高两位是10 表示子网B，最高三位是110 表示子网C，最高三位是111 表示子网D。显然这里采用了可变长子网掩码，涉及3 种子网掩码，分别是

255.255.255.128

255.255.255.192

255.255.255.224

(b) 如果部门D 的主机数目增长到34 台，那么该单位又该怎么做？

解答：给部门A 分配两个子网01 和001，名义上分别是64 个地址和32 个地址，共96 个地址；

部门B 不变，仍然是10，名义上大小为64 个地址；

部门C 改为000，名义上大小是32 个地址

部门D 改为11，名义上大小是64 个地址。

2. 让ARP 登录项在10-15 分钟后超时是进行合理的折中的一种尝试。试说明如果把超时值定得太小或太大可能引发的问题。

解答： 如果超时值太小，我们将给网络加载不必要的重复请求，直到收到对请求的应答才停止发送。

当一台主机的以太网地址改变时，例如由于网卡的更换，那么对于那些在其ARP 缓存中仍维持该主机的旧的以太网地址的结点来说，该主机是不可达的。这显然是把超时值定得太大可能引发的问题。

10-15 分钟似乎是关闭主机、交换以太网卡和重引导所需要的最少时间量。对于太长超时值问题的一种可能的解决办法是自我ARP，启动时在网对自己的IP 地址做ARP 查询广播，同时让其他主机在看到来自在缓存中已有登录项的主机的ARP 请求时更新它们的缓存。然而这类措施并未普遍实行，所以需要有一个合理的ARP 缓存超时的上限值作为备份途径。

3. 假定主机A 和B 在一个具有C 类IP 网络地址200.0.0 的以太网域上。现在通过一条对B 的直接连接把主机C 附接到该网络（参见附图）。说明对于这种配制如何划分子网，并给出一种具体的样例子网地址分配。假定不可能提供额外的网络地址。这对以太网域的大小会有什么影响？

解答： 考虑到路由选择，C 必须有自己的子网。尽管这个子网很小，但它也减少了原先的以太网可提供的主机数，现在主机号最多只能是7 位二进制。下面给出的是主机B 的一种可能的路由选择表，其中子网号和掩码的最后一个字节都用二进制表示。注意，有些地址不匹配这两个子网中的任何一个。

网络 子网 掩码 接口

200.0.0 0/0000000 1000 0000 以太网

200.0.0 100000/00 1111 1100 直接链路

4. 在使用ARP 的同一个以太网上，假定主机A 和B 被分配同一个IP 地址，并且B 在A 之后启动。那么，这对于A 的现有连接会有什么影响？试给出克服这一影响的一种措施。

解答： 在B 广播任何ARP 询问之后，先前给A 的物理地址发送的所有站都转为给B 的物理地址发送。A 将看到所有到达的交通突然停止。为预防此类事件，A 可以有意地监视跟自己的IP 地址有关的ARP 广播，A 甚至可以紧随这样的广播做自己的ARP 广播，以使流往自己的交通得以恢复。

如果B 在启动时使用自我ARP，它将收到一个应答，表明它的IP 地址已被使用，这就意味着B 在地址冲突问题解决之前不应该继续在网络上驻留。

5. 下列附表是使用无类别域间路由选择（CIDR）的路由选择表，地址字节是用十六进制表示的。在C4.50.0.0/12 中的“/12”表示开头有12 个1 的网络掩码，也就是FF.F0.0.0。注意，最后三个登录项涵盖每一个地址，因此起到了缺省路由的作用。试指出具有下列目标地址的IP 分组将被投递到哪一个下站地？

（a） C4.5E.13.87

解答： 网络号C4.5E.10.0/20（下一站地是B）的第3 字节可以用二进制表示成0001 0000。

目标地址C4.5E.13.87 的第3 字节可以用二进制表示成0001 0011，显然取20 位掩码与网络号C4.5E.10.0/20 相匹配，所以具有该目标地址的IP 分组将被投递到下站地B。

(b) C4. 5E. 22. 09

解答：网络号C4. 50. 0. 0/12（下一站地是A）的第2字节可以用二进制表示成0101 0000。
目标地址C4. 5E. 22. 09的第2字节可以用二进制表示成0101 1110，显然取12位掩码与网络

号C4. 50. 0. 0/12相匹配，所以具有该目标地址的IP分组将被投递到下站地A。

(c) C3. 41. 80. 02

解答：网络号80. 0. 0. 0/1（下一站地是E）的第1字节可以用二进制表示成1000 0000。
目标地址C3. 41. 80. 02的第1字节可以用二进制表示成1100 0011，显然取1位掩码与网络号80. 0. 0. 0/1相匹配，所以具有该目标地址的IP分组将被投递到下站地E。

(d) 5E. 43. 91. 12

解答：网络号40. 0. 0. 0/2（下一站地是F）的第1字节可以用二进制表示成0100 0000。
目标地址5E. 43. 91. 12的第1字节可以用二进制表示成0101 1110，显然取2位掩码与网络号40. 0. 0. 0/2相匹配，所以具有该目标地址的IP分组将被投递到下站地F。

(e) C4. 6D. 31. 2E

解答：网络号C4. 60. 0. 0/12（下一站地是C）的第2字节可以用二进制表示成0110 0000。
目标地址C4. 6D. 31. 2E的第2字节可以用二进制表示成0110 1101，显然取12位掩码与网络号C4. 60. 0. 0/12相匹配，所以具有该目标地址的IP分组将被投递到下站地C。

(f) C4. 6B. 31. 2E

解答：网络号C4. 68. 0. 0/14（下一站地是D）的第2字节可以用二进制表示成0110 1000。
目标地址C4. 6B. 31. 2E的第2字节可以用二进制表示成0110 1011，显然取14位掩码与网络号C4. 68. 0. 0/14相匹配，所以具有该目标地址的IP分组将被投递到下站地D。

路由选择表

网络/掩码长度 下一站地

C4. 50. 0. 0/12 A

C4. 5E. 10. 0/20 B

C4. 60. 0. 0/12 C

C4. 68. 0. 0/14 D

80. 0. 0. 0/1 E

40. 0. 0. 0/2 F

00. 0. 0. 0/2 G

习题十二

1. IPV6 使用16字节地址。如果每微微秒分配一个含有100万个地址的地址块，那么该16字节地址可持续多长时间？

解答：使用16个字节，总的地址数为 2^{128} 或 3.4×10^{38} 。如果我们以每微微秒 10^6 ，亦即每秒 10^{18} 的速率分配它们，这些地址将持续 3.4×10^{20} 秒，即大约 10^{13} 年的时间。这个数字是宇宙年龄的1000倍。当然，地址空间不是扁平的，因此它们的分配非线性，但这个计算结

果表明，即使分配方案的效率为千分之一，这么多地址也永远都不会用完。

2. 在IPV4 的头中使用的协议段在IPV6 的固定头中不复存在。试说明这是为什么？

解答：设置协议段的目的是要告诉目的地主机的IP 分组交给哪一个协议处理程序。中途的路由器并不需要这一信息，因此不必把它放在主头中。实际上，这个信息存在于头中，但被伪装了。最后一个（扩展）头的下一个头段就用于这一目的。

3. 当采用IPV6 协议的时候，ARP 协议是否需要改变？如果需要，是概念上的改变，还是技术上的改变？

解答：从概念上讲，不需要改变。在技术上，由于被请求的IP 地址现在变大了，因此需要比较大的域（也称段）。

4. 通常，当一个移动主机不在居所的时候，送往它的居所LAN 的分组被它的家乡代理（home agent）截获。对于一个在802.3 LAN 上的IP 网络，家乡代理如何完成这个截获任务？

解答：可以想到的一种方法是让家乡代理不加选择地读在LAN 上传送的所有帧，通过察看其中的IP 地址确定是否指向移动主机。该方法的缺点是效率非常低。通常采用的替代方法是通过响应ARP 请求，家乡代理让路由器认为它（指居所代理）就是移动主机。当路由器得到一个前往移动主机的IP 分组时，它广播一个ARP 查询请求，询问与目的地计算机（即移动主机）的IP 地址相对应的802.3 MAC 级地址。当移动主机不在居所时，家乡代理响应该ARP 请求，从而路由器把移动用户的IP 地址跟家乡代理的802.3 MAC 级地址相关联。

5. 大多数IP 路由选择协议都使用跳段数作为在做路由计算时设法使其取值最小的一种度量。而对于ATM 网络而言，跳段数不是很重要。为什么？ATM 网络也使用存储-转发机制吗？

解答：IP 使用存储-转发的分组交换机制。分组在被完全存储后，才能进行转发。存储一个分组以及然后再发送的时间通常都超过在线路上的传输时间。因此，存储-转发网络试图通过减少跳段数来避免这一操作。ATM 交换机使用虫孔路由选择，即在得到5 个字节的头之后，它们就开始发送。因此，在每个交换机中仅有很少的延迟。在这种情况下，减少所跨越的交换机的数目就显得不是那么关键。

习题十三

1. 假定TCP 使用两次握手替代三次握手来建立连接。也就是说，不需要第三个报文。那么现在是否可能产生死锁？请给出例子来说明你的答案。

解答：我们知道，3 次握手完成两个重要功能，既要双方做好发送数据的准备工作（双方都知道彼此已准备好），也要允许双方就初始序列号进行协商，这个序列号在握手过程中被发送与确认。

现在把三次握手改成仅需要两次握手，死锁是可能发生的。作为例子，考虑计算机A 和B 之间的通信。假定B 给A 发送一个连接请求分组，A 收到了这个分组，并发送了确认应答分组。按照两次握手的协定，A 认为连接已经成功地建立了，可以开始发送数据分组。可是，B 在A 的应答分组在传输中被丢失的情况下，将不知道A 是否已准备好，不知道A

建议什么样的序列号用于A 到B 的交通，也不知道A 是否同意B 所建议的用于B 到A 交通的初始序列号，B 甚至怀疑A 是否收到自己的连接请求分组。在这种情况下，B 认为连接还未建立成功，将忽略A 发来的任何数据分组，只等待接收连接确认应答分组。而A 在发出的分组超时后，重复发送同样的分组。这样就形成了死锁。

2. 一台TCP 机器在1Gbps 的通道上使用65535 字节的发送窗口，单程延迟时间等于10 毫秒。问可以取得的最大吞吐率是多少？ 线路效率是多少？

解答：10 毫秒 $\times 2=20$ 毫秒

每20 毫秒可以发送一个窗口大小的交通量，每秒50 个窗口（1000 毫秒 $\div 20$ 毫秒=50）

$65535 \times 8 \times 50 = 26.214\text{Mbps}$

$26.214\text{Mbps} \div 1000\text{Mbps} \approx 2.6\%$

所以，最大吞吐率是26.214Mbps，线路效率约为2.6%。

3. 一个TCP 报文段的最大载荷是65515 字节，为什么要选择这样一个奇怪的数字呢？

解答：整个TCP 报文段必须适配IP 分组65535 字节的载荷段。因为TCP 头最少20 个字节，所以只剩下65515 字节用于TCP 数据。

4. 数据报的分片和重组由IP 控制，并且对于TCP 不可见。这是不是意味着TCP 不必担心到达数据的失序问题？

解答：尽管到达的每个数据报都是完整的，但可能到达的数据报顺序是错误的，因此，TCP 必须准备适当地重组报文的各个部分。

5. 当老的分组仍然存在时，为了避免出现顺序号循环重复问题，可以使用64 位顺序号。光纤在理论上可以用75Tbps 的速率工作。试问，需要什么样的最长的分组生命周期才能确保未来的75Tbps 网络在使用64 位顺序号时不出现顺序号循环重复的问题？假定像TCP 那样，每个字节都有自己的序号。

解答：顺序号空间的大小是2

64

个字节，约为 2×10

19

字节， $75 \div 8 \approx 9.375$ ，即75Tbps 的

发送器每秒消耗 9.375×10

12

个序列号。 2×10

19

$\div (9.375 \times 10$

12

) $\approx 2 \times 10$

6

\therefore 顺序号循环一周需用 2×10^6 秒。 $60 \times 60 \times 24=86400$ ，一天有86400 秒，以75Tbps 速率发送，顺序号循环一周所花的时间约等于 2×10

6

$\div 86400 \approx 23$ （天），因此，最长的分组生命

周期小于3 个星期可以避免顺序号循环重复问题。