

## 第 1 章作业答案

【1-06】 internet 和 Internet 在表达意思上有何重要区别?

【1-08】 什么是客户/服务器模式?它有何特点?

【1-09】 P2P 模式有何特点?

【1-13】 速率、带宽和吞吐量有何不同? 4 种时延有何不同?

【1-15】 假设信号在传输介质上的传播速度为  $230000\text{km/s}$ , 介质长度分别为: 1)  $10\text{cm}$ ; 2)  $100\text{m}$ ; 3)  $100\text{km}$ ;  $5000\text{km}$ 。计算当数据信号速率为  $1\text{Mbps}$  和  $10\text{Gbps}$  时, 在以上介质中正在传播的比特数。

1) 传播时延:  $0.1/2.3 \times 10^8 = 4.348 \times 10^{-10}$

$1\text{Mbps}$  时的时延带宽积:  $1 \times 10^6 \times 4.348 \times 10^{-10} = 4.348 \times 10^{-4} \text{ bit}$

$10\text{Gbps}$  时的时延带宽积:  $10 \times 10^9 \times 4.348 \times 10^{-10} = 4.348 \text{ bit}$

2) 传播时延:  $100/2.3 \times 10^8 = 4.348 \times 10^{-7}$

$1\text{Mbps}$  时的时延带宽积:  $1 \times 10^6 \times 4.348 \times 10^{-7} = 4.348 \times 10^{-1} \text{ bit}$

$10\text{Gbps}$  时的时延带宽积:  $10 \times 10^9 \times 4.348 \times 10^{-7} = 4348 \text{ bit}$

同理: 3)  $4.348 \times 10^2 \text{ bit}$ 、 $4.348 \times 10^6 \text{ bit}$

4)  $2.174 \times 10^4 \text{ bit}$ 、 $2.174 \times 10^8 \text{ bit}$

【1-17】 假设发送站与接收站之间采用同轴电缆, 其距离为  $1000\text{km}$ , 已知信号的传播速度为  $200000\text{km/s}$ 。试计算以下两种情况下传输时延和传播时延: 1) 报文长度  $10^7\text{bit}$ , 数据信号速率为  $100\text{kb/s}$ 。 2) 报文长度  $10^3\text{bit}$ , 数据信号速率为  $1\text{Gb/s}$ 。从以上计算结果可得出何种结论?

1) 传输时延:  $10^7/100\text{k} = 100 \text{ s}$     传播时延:  $1000\text{k}/200000\text{k} = 5\text{ms}$

2) 传输时延:  $10^3/1\text{G} = 1\mu\text{s}$     传播时延:  $1000\text{k}/200000\text{k} = 5\text{ms}$

【1-19】 若有一长度为  $100\text{km}$  的点对点的光缆链路, 数据在此链路上的传播速率为  $2 \times 10^5\text{km/s}$ , 试问链路的带宽为多少时才能使传播时延和  $100\text{B}$  的分组的发送时延相同? 如果分组长度改为  $512\text{B}$ , 结果又是什么?

传播时延:  $100\text{K}/2 \times 10^5\text{k} = 500\mu\text{s}$

分组为  $100\text{B}$  时链路带宽:  $100 \times 8/500\mu\text{s} = 1.6\text{Mbps}$

分组为  $512\text{B}$  时链路带宽:  $512 \times 8/500\mu\text{s} = 8.192\text{Mbps}$

【1-20】 为什么网络结构要采用分层次的结构?分层的主要原则是什么?

【1-22】 假设用户数据长度为  $100\text{B}$ , 交给应用层需要加上  $20\text{B}$  的应用层首部。应用层交给传输层, 还要再加上  $20\text{B}$  的 TCP 首部。再交给网络层, 需要加上  $20\text{B}$  IP 首部。接着交给数据链路层的以太网传递, 加上  $18\text{B}$ 。最后再交给物理层发送出去之前, 还要在帧前面加上  $8\text{B}$  的前导码。试问: 此时的数据传输率是多少? 若应用层数据的长度是  $1000\text{B}$  呢?

数据传输率:  $100/(100+20+20+20+18+8) = 53.8\%$

若应用层数据不  $1000\text{B}$ , 则用户数据为  $1000-20=980\text{B}$

数据传输率:  $980/(980+20+20+20+18+8) = 91.9\%$

若用户数据为 1000B，则数据传输率： $1000/(1000+20+20+20+18+8)=92.1\%$

**【1-23】**试比较 OSI 体系结构和 TCP/IP 体系结构，并指出其异同之处。

**【附加题】**证明：为什么协议不能设计成 100%可靠的？

设某一个要求达到 100%可靠的协议需要 A 和 B 双方交换信息共 N 次，而这 N 次交换信息都是必不可少的。也就是说，在所交换的 N 次信息中是没有冗余的。

假定第 N 次交换的信息是从 B 发送给 A 的。

B 发送给 A 的这个信息显然是需要 A 加以确认的。这是因为：若不需要 A 的确认，则表示 B 发送这个信息丢失了或出现差错都不要紧。这就是说，B 发送的这个信息是可有可无的。

如果 B 发送的这个信息是可有可无的，那么最后这次的信息交换就可以取消，因而这个协议就只需要 A 和 B 交换信息 N-1 次而不是 N 次。这就和原有的假定不符。

如果 B 发送的这个最后的信息是需要 A 加以确认的，那么这个协议需要 A 和 B 交换信息的次数就不是 N 次，而是还要增加一次确认(A 向 B 发送的确认)，即总共需要交换信息 N+1 次。

但这就和原来假定的“双方交换信息共 N 次”相矛盾。

显然，这个矛盾无法解决。这样就证明了协议不能设计成 100%可靠的。然而在非常重要的任务中，协议可以设计成非常接近于 100%可靠的。

## 第 2 章作业答案

【2-02】 设某条消息由 4 个符号：0、1、2、3 组成，它们出现的概率分别为：3/8、1/4、1/4、1/8，且每个符号的出现都是独立的。试求下列消息的信息量：

201020130213001203210100321010023102002010312032100120210

【法 1\_利用消息中的频度】： $I=23\lg 57/23+14\lg 57/14+13\lg 57/13+7\lg 57/7=107.37$

【法 2\_利用已知统计概率】：

$I=23\lg 8/3+14\lg 4+13\lg 4+7\lg 8=107.55$

【法 3\_利用已知概率的熵】：

$H=3/8\lg 8/3+1/4\lg 4+1/4\lg 4+1/8\lg 8=1.9056$

$I=57 \times H=57 \times 1.9056=108.62$

【2-04】 设有一个 10000 字符的文件，采用异步传输方式，以 2400b/s 速率进行传送。

(1) 假设每个字符包含 1 个起始比特、8 位数据比特和 1 个停止比特，但未设校验位。试问：传输时的额外开销和传输时间是多？

(2) 假设数据以帧方式传送，每个帧包含了 1000 个字符(相当于 8000 比特)，以及 48 控制比特的额外开销。试问：传输时的额外开销及其传输时间是多少？

(3) 当文件长度为 100000 个字符，数据传输速率为 9600b/s 时，重新计算上述两种情况的额外开销和传输时间。

(1) 额外开销： $2 \times 10000=20000 \text{ bit}$

传输时间： $10 \times 10000/2400=41.67 \text{ s}$

(2) 额外开销： $48 \times 10000/1000=480 \text{ bit}$

传输时间： $8048 \times (10000/1000)/2400=33.53 \text{ s}$

(3) a 额外开销： $2 \times 100000=200000 \text{ bit}$

传输时间： $10 \times 100000/9600=104.17 \text{ s}$

b 额外开销： $48 \times 100000/1000=4800 \text{ bit}$

传输时间： $8048 \times (100000/1000)/9600=83.83 \text{ s}$

【2-05】 试求下列情况的传输速率。

(1) 200 波特 2 态调频线路的数据传输速率  $R_c$  为多少?(采用 ASCII 编码、串行起止同步方式)

(2) 1200 波特 2 态调频线路的数据信号速率  $R_b$  为多少？

(3) 设传输方式为 8 路并行传输、采用 2 态调制，已知调制速率  $R_B$  为 75 波特，那么每路一个单位调制信号波的时间长度  $T_i$  为多少？这种传输方式的数据信号速率  $R_b$  为多少？

(1)  $R_c=R_B \lg M=200 \lg 2=200 \text{ bps}$

(2)  $R_b=R_B \lg M=1200 \lg 2=1200 \text{ bps}$

(3)  $T_i=1/R_B=1/75=0.0133 \text{ s}$

$R_b=8 \times R_B \lg M=8 \times 75 \times \lg 2=600 \text{ bps}$

【2-08】 如果一放大器的增益为 30dB，试求这个放大器的电压放大倍数。若该放大器输出为 20mW，如用 dBm 表示，其输出是多少？

$30=20\lg A_u \Rightarrow$  电压放大倍数  $A_u=31.6$

输出dBm:  $10\log \frac{P_{out}}{1mW} = 10\log 20 = 13.01 \text{ dBm}$

【2-10】假设一种双绞线的衰减是 0.7dB/km(在 1kHz 时) , 若使用这种双绞线容许有 20dB 的衰减, 试问使用这种双绞线的链路的工作距离有多长?如果要使这种双绞线的工作距离增大到 100km, 试问应将衰减降低到多少?

工作距离:  $20/0.7=28.57 \text{ km}$

衰减降低到:  $20/100=0.2 \text{ dB/km}$

【2-14】假设在传输速率为 2400s 的电话线路上, 进行了 2h 的连续传输测试, 结果共发生 10b 的误码, 试问该数据通信系统的误码率为多少?

$BER=10/(2400*2*3600)=5.787*10^{-7}$

### 第3章作业答案

【3-3】假定要用 3kHz 带宽的电话信道传送 64kb/s 的数据(无差错传输)，试问这个信道应具有多大的信噪比(分别用比值和分贝来表示)?这个结果说明了什么问题?

由香农公式:  $C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right)$ ,

$$\text{有: } 64000 = 3000 \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right)$$

$$\begin{aligned} \text{得: } S/N &= 2642245 \\ &= 10 \lg 2642245 = 64.22 \text{ dB} \end{aligned}$$

结果说明信噪比很高。

【3-4】假定信道带宽为 3100Hz，最大数据信号速率为 35kb/s。若想使最大数据信号速率增加 60%，问信噪比  $S/N$  应增大到多少倍? 如果在刚才计算出的基础上将信噪比  $S/N$  再增大到 10 倍，再试问最大信息速率能否再增加 20%?

(1):

由香农公式:  $C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right)$ ,

$$\text{得 } 35000 = 3100 \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right), \quad S/N = 2503.5$$

$$\text{得 } 35000 (1 + 60\%) = 3100 \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right), \quad S/N = 274131.9$$

增大到  $(274131.9 - 2503.5) / 2503.5 = 108.5$  倍

(2)

由香农公式:  $C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right)$

$$= 3100 \log_2 (1 + 274131.9 \times 10) = 66298 \text{ bps}$$

先前速率  $35000 \times (1 + 60\%) = 56000 \text{ bps}$

增加比率为:  $(66298 - 56000) / 56000 = 18.39\%$

【3-5】设在某信道上实现传真传输。每幅图片约有  $2.55 \times 10^6$  个像素，每个像素有 12 个等概率出现的亮度等级。设信道输出信噪比  $S/N$  为 30dB。试求:

(1) 若传送一幅图片需时 1min，则此时的信道带宽应为多少?

(2) 若在带宽为 3.4kHz 的信道上传送此幅图片，那么传送一幅图片所需的时间是多少?

(1):

$$\text{一幅图片大小: } 2.55 \times 10^6 \times \log_2 12 = 9141654 \text{ bit}$$

$$\text{需要带宽: } C = \frac{9141654}{60} = 152361 \text{ bps}$$

由香农公式:  $C = B \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right)$ , 得  $B = \frac{152361}{\log_2(1+1000)} = 15286 \text{ Hz} = 15.3 \text{ KHz}$

(2)

由香农公式:  $C = B \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right)$   
 $= 3.4 \times 10^3 \times \log_2(1 + 1000) = 33889 \text{ bps}$   
 所需要时间:  $9141654/33889 = 269.8 \text{ s} = 4.5 \text{ min}$

【1-14】假设波长等于  $1 \mu\text{m}$ , 试问在  $0.1 \mu\text{m}$  的频段中可以有多大的带宽?

法 1:  $\frac{\Delta\lambda}{\lambda} = \frac{\Delta f}{f}$ ,  $c = \lambda f$   
 $\Rightarrow \Delta f = \frac{c \Delta\lambda}{\lambda^2} = \frac{3.0 \times 10^8 \times 0.1 \times 10^{-6}}{(1.0 \times 10^{-8})^2} = 30000 \text{ GHz}$

法 2:  $f_H - f_L = \Delta f$ ,  $c = \lambda f$   
 $\Rightarrow \frac{3.0 \times 10^8}{(1-0.05) \times 10^{-6}} - \frac{3.0 \times 10^8}{(1+0.05) \times 10^{-6}} = 30000 \text{ GHz}$

【3-6】若在一根光纤上传送若干幅计算机屏幕图像。屏幕的分辨率为  $2560 \times 1600$  像素, 每个像素 24 位。每秒钟产生 60 幅屏幕图像, 已知信噪比为 30dB。试问光纤需有多少带宽? 如在  $1.30 \mu\text{m}$  波段需要多少微米的波长(范围)?

需要的带宽:  $2560 \times 1600 \times 24 \times 60 = 5898.24 \text{ Mbps}$

由香农公式:  $\Delta f = \frac{5898.24 \times 10^6}{\log_2(1+1000)} = 591 \text{ MHz}$

法 1:  $\frac{\Delta\lambda}{\lambda} = \frac{\Delta f}{f}$ ,  $c = \lambda f$   
 $\Rightarrow \Delta\lambda = \frac{\lambda^2 \Delta f}{c} = \frac{(1.30 \times 10^{-6})^2 \times 591 \times 10^6}{3.0 \times 10^8} = 3.3 \times 10^{-6} \mu\text{m}$

法 2:  $f_H - f_L = \Delta f$ ,  $c = \lambda f$   
 $\Rightarrow \frac{3.0 \times 10^8}{(1.3-x) \times 10^{-6}} - \frac{3.0 \times 10^8}{(1.3+x) \times 10^{-6}} = 591 \times 10^6$   
 解得,  $x = 1.6646 \times 10^{-6} \mu\text{m}$   
 故:  $\Delta\lambda = 2x = 3.3 \times 10^{-6} \mu\text{m}$

【3-8】设一种双绞电缆的衰减为  $0.65 \text{ dB/km}$ , 若允许在该电缆上衰减为  $20 \text{ dB}$ , 试问使用这种电缆的链路工作距离是多少? 欲使这种电缆工作距离增加到  $100 \text{ km}$ , 试问其衰减应减少到何种程度?

工作距离:  $20/0.65 = 30.77 \text{ km}$

衰减为:  $20/100 = 0.2 \text{ dB/km}$

【3-12】如果发送端的发送天线高度为 100m，接收端暂时未竖立天线，试问这两个天线之间的最大视距传播距离是多大？若将接收端接收天线高度设为 10m，如仍保持发收天线之间的距离，那么发送天线的高度应为多少？由此可得出什么结论？

由：  $d = 3.57(\sqrt{kh_1} + \sqrt{kh_2})$ ，得

$$1) \quad d = 3.57 \left( \sqrt{\frac{4}{3} \times 100} + 0 \right) = 41.22 \text{ km}$$

$$2) \quad 41.22 = 3.57 \left( \sqrt{\frac{4}{3} \times h} + \sqrt{\frac{4}{3} \times 10} \right) \Rightarrow h = 46.8 \text{ m, 比原来降低了 53.2m, 说明升高接收天线高度，可以降低发射天线高度。}$$

【3-13】某电视台需要向最远 90km 的电视观众发送电视信号，试问电视台的天线应设多高？

由：  $d = 3.57(\sqrt{kh_1} + \sqrt{kh_2})$ ，得

$$1) \quad 90 = 3.57 \left( \sqrt{\frac{4}{3} \times h_1} + 0 \right) \Rightarrow h_1 = 476.66 \text{ m}$$

【3-15】假设卫星离地面高度为 36000km，信号以光速传播，卫星转发需时 53us。试问：信号从地球站往卫星又从卫星返回所需要的时间。

所需时间：  $2 \times 36000 \times 10^3 / 3.0 \times 10^8 + 53 \text{ us} = 240.053 \text{ ms}$

## 第 4 章作业答案

【4-01】简述脉冲编码调制的基本原理。对于语音信号，为什么采样频率设置为 8000Hz?

【4-02】在 PCM 系统中，为什么常用折叠码进行编码?

【4-06】已知二进制信息序列 $\{a_n\}=10011000001100000101$ ，分别画出它所对应的单极性归零码、双相码和差分双相码的波形。

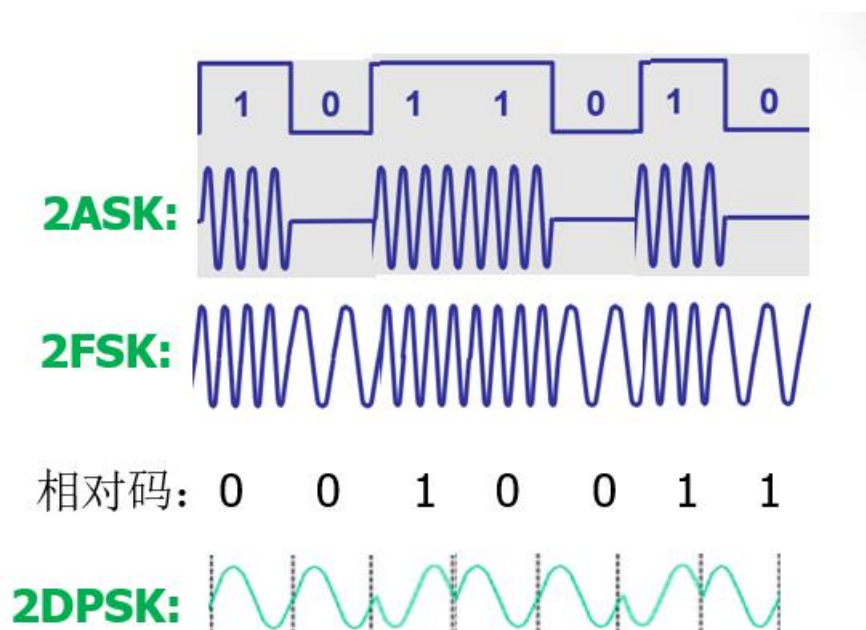
【附加 1】某消息码为 101000010000110000101 时，求其 HDB3 码。

分组:    101 0000        1    0000        11        0000    101  
 替换:    101 000V        1    000V        11        B00V    101  
 加符号:    +10-1 000 -V    +1 000+V -1+1    -B00-V +10-1  
 1 代替:    +10-1 000 -1    +1 000+1 -1+1    -100-1    +10-1

【附加 2】已知 HDB3 码为+10-1000-1+1000+1-1+1-100-1+10-1，请译出原信息代码。

找同极性点: +10 -1000-1 +1000+1 -1+1 -100-1 +10-1  
 确定 4 连 0:    +10 -1 0000 +1 0000        -1+1    0000        +10-1  
 去掉符号:        10    1 0000    1 0000        1 1    0000        101

【4-07】已知二进制数字信号 $\{a_n\}=1011010$ 。试画出 2ASK、2FSK 和 2DPSK 的波形(设起始参考码元为 1)。





【4-08】已知码元速率为 200 波特，试求 8PSK 系统的数据信号速率。

$$R_b = 200 \text{lb} \times 8 = 600 \text{bps}$$

【4-09】试计算 1000 波特的 16QAM 信号比特率，以及比特率为 72000bs 的 64QAM 信号的波特率。

$$R_b = 1000 \text{lb} \times 16 = 4000 \text{bps};$$

$$R_B = 72000 / \text{lb} \times 64 = 12000 \text{ Baud}$$

【4-10】正交幅度调制(QAM) 与 ASK 和 PSK 相比较，具有什么优点？

【4-13】设令牌环网的传输速率为 5Mb/s，传播时延为 5us/km。试问在令牌环接口中 1b 的时延相当于多少米长的电缆？若该令牌环网的电缆长度为 10km，共有 50 个站。试问该令牌环网的等效长度是多少？

$$1 \text{bit 时延: } 1/5 \text{M} = 0.2 \mu\text{s}$$

$$\text{相当于电缆长度的传播时延: } 0.2/5 = 40 \text{m}$$

$$\text{等效长度: } 10 + 40 \times 50 = 12 \text{ km}$$

【4-20】假设有 10 路 9600b/s 的线路进行时分复用，复用所需的额外开销比特可忽略。试问传统时分复用所需的总容量是多少？假设希望把线路的平均利用率限制在 80%，以及每一线路只有 50%处于忙状态，试问统计时分复用所需的总容量是多少？

$$\text{传统时分复用: } 9600 \times 10 = 96 \text{kbps}$$

$$\text{统计时分复用: } 9600 \times 10 \times 50\% / 80\% = 60 \text{ kbps}$$

【4-23】若有 4 个站进行码分多址 CDMA 通信。4 个站的码片序列为

$$\text{A: } (-1 -1 -1 +1 -1 +1 -1 +1)$$

$$\text{B: } (-1 -1 +1 -1 -1 +1 +1 -1)$$

$$\text{C: } (-1 +1 -1 -1 +1 +1 -1 -1)$$

$$\text{D: } (-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1)$$

现收到这样的码片序列：(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1)。问哪个站发送了数据？  
发送数据的站发送的是 1 还是 0？

分别求规格化内积：

$$\text{A: } (1 -1 +3 +1 -1 +3 +1 +1) / 8 = 1$$

故 A 发 1

$$\text{B: } (1 -1 -3 -1 -1 -3 +1 -1) / 8 = -1$$

故 B 发 0

$$\text{C: } (1 +1 +3 +1 -1 -3 -1 -1) / 8 = 0$$

故 C 未发

$$\text{D: } (1 +1 +3 -1 +1 +3 +1 -1) / 8 = 1$$

故 D 发 1

【4-28】试述 3 种主要交换技术的特点及其适用场合。

【4-29】假设交换网具有下列参数：从源站到目的站的中继站数为  $n$ ，即需要经过  $k$  段链路( $k=n+1$ )；每段链路的传播时延为  $d(s)$ ；需要传送的报文长度为  $l(b)$ ；线路传输速率为  $b(b/s)$ 。在电路交换时，电路的建立时间为  $s(s)$ 。在分组交换时，分组长度为  $p(b)$ ，且各结点的排队处理时间可忽略不计，试问：

(1)对电路交换和分组交换，导出端到端时延的一般表达式。

(2)在什么情况下，分组交换的时延小于电路交换的时延。

(3)设  $n=4$ ,  $d=0.001s$ ,  $l=4800b$ ,  $b=9600b/s$ ,  $s=0.2s$ ,  $p=1024b$ , 计算它们端到端的时延。

(1) 电路交换：

发送时延： $l/b$ ； 传播时延： $k*d$ ； 建立时延： $s$

端到端时延： $D1=s+l/b+k*d$

分组交换：

分组个数： $\text{ceil}(l/p)$ ；

传播时延： $k*d$ ；

源点发送时延： $\text{ceil}(l/p)*p/b$ ；

中继站时延(假设最后一个分组与其它分组长度一样)： $n*p/b=(k-1)*p/b$ ；

端到端时延： $D2=k*d+\text{ceil}(l/p)*p/b+(k-1)*p/b$

(2)  $k*d+\text{ceil}(l/p)*p/b+(k-1)*p/b < s+l/b+k*d$

当  $l \gg p$  时,  $\text{ceil}(l/p)=l/p$ , 此时有： $(k-1)*p/b < s$

(3)  $D1=0.705s$        $D2=0.965s$

【附加】在【4-29】题的分组交换网中，设报文长度和分组长度分别为  $l$  和  $(p+h)$  (bit)，其中  $p$  为分组的数据部分的长度，而  $h$  为每个分组所带控制信息的固定长度，与  $p$  的大小无关。通信的两端共经过  $k$  段链路。链路的数据率为  $b(\text{bit/s})$ ，但传播时延和结点的排队、处理时延时间均可忽略不计。假定了整个报文恰好可以划分为  $l/p$  个分组。若打算使总的时延为最小，问分组的数据部分长度  $p$  应取为多大？

一个分组的发送时延为  $(p+h)/b$ ，故总时延  $D$  为：

$$\begin{aligned} D &= \frac{l}{p} \frac{p+h}{b} + (k-1) \frac{p+h}{b} \\ &= \frac{l}{b} + \frac{lh}{bp} + (k-1) \frac{h}{b} + \frac{(k-1)p}{b} \\ &= \frac{l}{b} + (k-1) \frac{h}{b} + \frac{lh}{bp} + \frac{(k-1)p}{b} \end{aligned}$$

求  $D$  对  $p$  的导数，令  $\frac{dD}{dp} = 0$ ，得：

$$\frac{(k-1)}{b} - \frac{lh}{b} \frac{1}{p^2} = 0$$

$$\text{得 } p = \sqrt{\frac{lh}{k-1}}$$

【4-31】写出下列二进制数的奇校验码和偶校验码。

(1)1001110 (2)0101110 (3)1100101 (4)0110010

【4-33】设拟发送的码组为 10011101，使用 CRC 校验，生成多项式为  $x^3+1$ 。试问实际传输的码组是什么？假设在发送时，拟发送的码组左边第三位变反(即为 10111101)，试问在接收端能检测出来吗？

发送方计算：

10011101000

1001

00001101000

1001

0100000

1001

000100

实际传输的码组：10011101100

v

接收方检验：

10111101100

1001

00101101100

1001

001001100

1001

0000100

余数不为0，故出错

【4-34】若信息位为 6 位，欲要构成能纠正一位错的汉明码，试问至少要几位冗余位？该汉明码的编码效率是多少？

由  $2^r \geq k + r + 1$ ，得

$$2^r \geq 6 + r + 1$$

故  $r$  的最小值为 4

编码效率是：  $6/(6+4)=60\%$

## 第 6 章作业答案

【6-11】一个 PPP 帧的数据部分(用十六进制写出) 是 7D 5E FE 27 7D 5D 7D 5D 65 7D 5E。试问真正的数据是什么(用十六进制写出)?

解：把由转义符 7D 开始的 2 字节序列用下划线标出：

7D 5E FE 27 7D 5D 7D 5D 65 7D 5E

7D 5E 应当还原成为 7E。

7D 5D 应当还原成为 7D。

因此， 真正的数据部分是：7E FE 27 7D 7D 65 7E

【6-12】PPP 协议使用同步传输技术传送比特串 011011111111100。试问经过零比特填充后变成怎样的比特串?若接收端收到的 PPP 帧的数据部分是 000111011111011110110，问删除发送端加入的零比特后变成怎样的比特串?

解：第一个比特串 011011111111100：

零比特填充就是在一连 5 个 1 之后必须插入一个 0。

经过零比特填充后变成 01101111101111000（加下划线的 0 是填充的）

另一个比特串 000111011111011110110：

删除发送端加入的零比特，就是把一连 5 个 1 后面的 0 删除。因此，删除发送端加入的零比特后就得出：00011101111-11111-110（连字符表示删除了 0）

【6-13】使用点对点协议 PPP 发送一个 IP 分组时，每帧最小的开销是多少?(注：这里仅考虑由 PPP 本身引入的开销，而不计 IP 分组首部的开销)

5B

【6-17】试说明 10BASE-T 中的“10”、“BASE”和“T”所代表的意思。

解：“10”代表这种以太网具有 10Mbit/s 的数据率， BASE 表示连接线上的信号是基带信号， T 代表双绞线(Twisted-pair) 。

【6-18】 10BASE-T 的波特率是多少?

数据率为 10Mbit/s 的以太网就表明，在以太网适配器中，在进行曼彻斯特编码之前，基带信号是每秒发送  $10 \times 10^6$  个码元。但是经过曼彻斯特编码器之后，原来的信号源的每一个码元都变成了两个码元。因此，最后经过网络适配器发送到线路上的码元速率是每秒  $20 \times 10^6$  个码元，即速率是每秒 20 兆码元。

【6-23】假定 1km 长的 CSMA/CD 网络的数据率为 1Gbit/s。设信号在网络上的传播速率为 200000km/s。求能够使用此协议的最短帧长。

解：最短帧长=2 $\tau$ \*带宽。

1km 长的 CSMA/CD 网络的端到端传播时延  $\tau = (1\text{km}) / (200000\text{km/s}) = 5\mu\text{s}$

2 $\tau = 10\mu\text{s}$ ，在此时间内要发送(1Gbit/s) (10 $\mu\text{s}$ ) = 10000bit。

只有经过这样一段时间后发送端才能收到碰撞的信息(如果发生碰撞的话)，也才能检测到碰撞的发生。

因此，最短帧长为 10000bit (1250 字节)。

【6-24】假定在使用 CSMA/CD 协议的 10Mbit/s 以太网中，某个站在发送数据时检测到碰撞，执行退避算法时选择了随机数  $r=100$ 。试问这个站需要等待多长时间后才能再次发送数据？如果是 100Mbit/s 的以太网呢？

解：对于 10Mbit/s 的以太网，争用期是 512 比特时间。现在  $r=100$ ，因此退避时间是 51200 比特时间。

这个站需要等待的时间是  $51200/10\text{M} = 5120\mu\text{s} = 5.12\text{ms}$ 。

对于 100Mbit/s 的以太网，争用期仍然是 512 比特时间，退避时间是 51200 比特时间。

因此，这个站需要等待的时间是  $51200/100 = 512\mu\text{s}$ 。

【6-25】若 A 和 B 是 10Mb/s 以太网上的两个站，两站间的传播时延为 225b 时间。现假设 A 向 B 发送以太网容许的最短帧，并在发送结束之前 B 也向 A 发送了一帧。试问：在 A 检测到冲突时，它是否已发送完自己的数据？（提示：在物理信道上传输的应是 MAC 帧前面加上 7B 的前导同步码和 1B 的帧开始定界符）

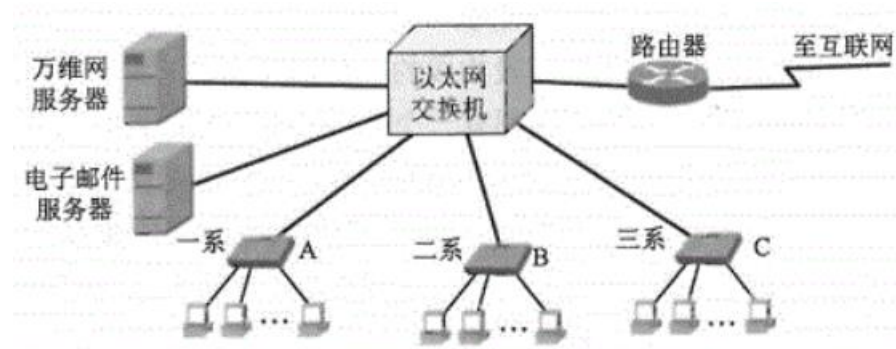
设在  $t=0$  时，A 开始发送一帧（其最短帧长是 64B），但实际在信道上传送的还有 8B 的前同步码和帧开始定界符，因此只有在  $t = (64+8) * 8 = 512 + 64 = 576$  比特时间，A 才将自己的数据发送完毕。

但是，B 在  $t=225$  比特时间，就检测出 A 的信号。这说明以后 B 就不会发送数据了（即不可能发生碰撞）。这也就是说，如果 B 在  $t=224$  比特时间或这以前发送数据就会与 A 发送的数据发生碰撞。因此，题干中说：“现假设 A 向 B 发送以太网容许的最短帧，并在发送结束之前 B 也向 A 发送了一帧。”这相当于隐含地说：“受 CSMA/CD 协议的约束，B 在  $t=224$  比特时间以前发送了数据”。B 越晚发送，A 就越有可能检测不到碰撞（因为已经发送完了）。B 在  $t=224$  比特时间发送的第一个比特将在  $t = 224 + 225 = 449$  比特时间到达 A。由于 A 发送的最短帧需时 576 比特时间，显然此时 A 还没有发送完毕（因为 449 小于上面算出的 576）。于是两者就会产生碰撞。这时 A 要停止发送，并执行退避算法。由此可见，只要 B 在  $t=224$  比特时间之前发送数据，A 在发送完毕之前就一定能够检测到碰撞。换句话说，如果 A 在发送完毕之前并没有检测到碰撞，那么可

以肯定 A 所发送的帧就不会再和 B 发送的帧发生碰撞（当然也不会和其他站点发生碰撞）。

【6-28】在下图中，某学院的以太网交换机有三个接口分别和学院三个系的以太网相连，另外三个接口分别和电子邮件服务器、万维网服务器以及一个连接互联网的路由器相连。图中的 A、B 和 C 都是 100Mbit/s 以太网交换机。假定所有链路的速率都是 100Mbit/s，并且图中的 9 台主机中的任何一个都可以和任何一个服务器或主机通信。

- （1）试计算这 9 台主机和两个服务器产生的总的吞吐量的最大值。为什么？
- （2）三个系的以太网交换机都换成为 100Mbit/s 的集线器。试计算这 9 台主机和两个服务器产生的总的吞吐量的最大值。为什么？
- （3）所有的以太网交换机都换成为 100Mbit/s 的集线器。试计算这 9 台主机和两个服务器产生的总的吞吐量的最大值。为什么？



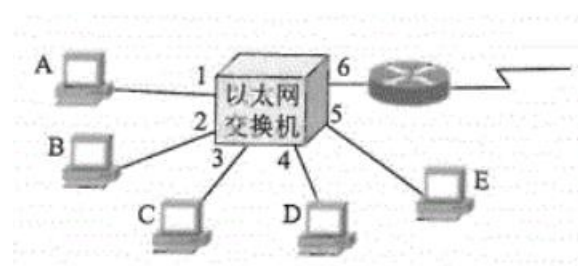
解：（1）当三个系各有一台主机分别访问两个服务器和通过路由器上网，其他主机分别在系内通信时，总的吞吐量最大。9 台主机和两个服务器都工作时的总吞吐量是：

$900+200=1100\text{Mbit/s}$ 。

（2）每个系是一个碰撞域，其最大吞吐量为 100Mbit/s，加上每个服务器 100Mbit/s 的吞吐量，得出总的最大吞吐量为 500Mbit/s。

（3）整个系统是一个碰撞域，因此最大吞吐量为 100Mbit/s。

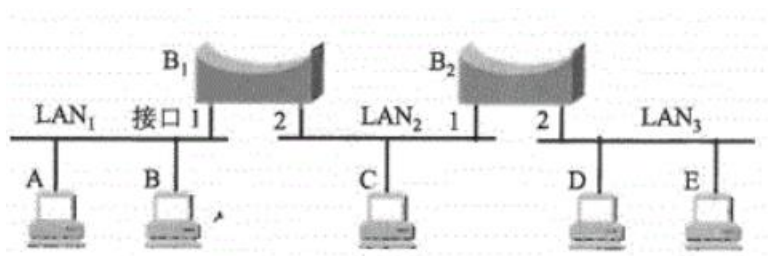
【附加 1】在下图中，以太网交换机有 6 个接口，分别接到 5 台主机和一个路由器。在下面表中的“动作”一栏中，表示先后发送了 4 个帧。假定在开始时，以太网交换机的交换表是空的。试把该表中其他的栏目都填写完。



动作	交换表的状态	向哪些接口转发帧	说明
A 发送帧给 D			
D 发送帧给 A			
E 发送帧给 A			
A 发送帧给 E			

动作	交换表的状态	向哪些接口转发帧	说明
A 发送帧给 D	写入(A, 1)	所有的接口	开始时交换表是空的，交换机不知道应向何接口转发帧
D 发送帧给 A	写入(D, 4)	A	交换机已知道 A 连接在接口 1
E 发送帧给 A	写入(E, 5)	A	交换机已知道 A 连接在接口 1
A 发送帧给 E	不变	E	交换机已知道 E 连接在接口 5

【附加 2】下图表示有五个站分别连接在网桥 B1 和 B2，每一个网桥都有两个接口(1 和 2)。在一开始，两个网桥中的转发表都是空的。以后有以下各站向其他的站按先后顺序发送了数据帧：A 发送给 E，C 发送给 B，D 发送给 C，B 发送给 A。试把有关数据填写在后面的表格中，并说明理由。



发送的帧	B1 的转发表		B2 的转发表		B1 的处理 (转发?丢弃?登记?)	B2 的处理 地址(转发?丢弃?登记?)
	地址	接口	地址	接口		
A→E						
C→B						
D→C						
B→A						



发送的帧	B1 的转发表		B2 的转发表		B1 的处理 (转发?丢弃?登记?)	B2 的处理 地址(转发?丢弃?登记?)
	地址	接口	地址	接口		
A→E	A	1	A	1	转发, 写入转发表	转发, 写入转发表
C→B	C	2	C	1	转发, 写入转发表	转发, 写入转发表
D→C	D	2	D	2	写入转发表, 丢弃不转发	转发, 写入转发表
B→A	B	1	-	-	写入转发表, 丢弃不转发	接收不到这个帧

● A→E:

B1 收到此帧时转发表是空的, 因此加上收到的帧的源地址 A 和这个帧到达的接口 1, 即 (A, 1)。收到的帧的目的地址在转发表中没有, 因此该帧从接口 2 转发出去, 发送到 LAN2。当 B2 收到此帧时, 按同样步骤处理。LAN3 上面的 E 站收到此帧。

● C→B:

B1 和 B2 都收到此帧, 因为它们和 C 连接在同一个 LAN2 上。B1 的转发表没有 C, 因此将 (C, 2) 加上, 并从接口 1 转发到 LAN1, LAN1 上面的 B 站收到此帧。B2 的转发表也没有 C, 因此将 (C, 1) 加上, 并从接口 2 转发到 LAN3, 这个局域网上各站都将丢弃这个帧。

● D→C:

B2 收到此帧时, 转发表上没有 D, 因此将 (D, 2) 加上。再查 B2 的转发表, 收到此帧的目的地址 C 在转发表上有这一项, 其接口是 1, 因此从相应的接口 1 转发出去, C 收到此帧。当 B1 收到此帧后, 将 (D, 2) 加上。再查找目的地址 C, 因为与 C 对应的转发接口 2 与此帧到达的接口 2 一样, 因此 B1 将不再转发此帧, 而是丢弃它。

● B→A:

B1 收到此帧时, 将 B 和接口 1 写入转发表, 即 (B, 1)。再查找 B1 转发表, 收到此帧的目的地址 A 在转发表中有这一项, 其接口是 1, 与此帧的到达接口一样, 不再需要转发, 故丢弃此帧。B2 收不到此帧, 无法在转发表中写入 B 的转发信息。可以看出, B→A 的通信不涉及 LAN2 和 LAN3。



## 第 7 章作业答案

**【7-02】** 作为中间设备，转发器、网桥、路由器和网关有何区别？

答：将网络互相连接起来要使用一些中间设备。根据中间设备所在的层次，可以有以下四种不同的中间设备：

(1)物理层使用的中间设备叫做转发器。

(2)数据链路层使用的中间设备叫做网桥或桥接器。

(3)网络层使用的中间设备叫做路由器。

(4)在网络层以上使用的中间设备叫做网关。用网关连接两个不兼容的系统需要在高层进行协议的转换。但应注意，在许多旧的文献中，不少路由器也被称为网关。现在，大家一般都用“路由器”代替“网关”这一名词。

**【7-05】** IP 地址的主要特点是什么？

答：IP 地址具有以下一些重要特点：

(1)每一个 IP 地址都由网络号和主机号两部分组成。从这个意义上说，IP 地址是一种分等级的地址结构。

(2)实际上 IP 地址是标志一个主机(或路由器)和一条链路的接口。换言之，IP 地址并不仅仅指明一个主机，同时还指明了主机所连接到的网络。

(3) 按照互联网的观点，一个网络是指具有相同网络号 net-id 的主机的集合，因此，用转发器或网桥连接起来的若干个局域网仍为一个网络，因为这些局域网都具有同样的网络号。具有不同网络号的局域网必须使用路由器进行互连。

(4)在 IP 地址中，所有分配到网络号的网络(不管是范围很小的局域网，还是可能覆盖很大地理范围的广域网)都是平等的。

**【7-06】** IP 地址分为几类?分别如何表示?

解答：在 IPv 4 的地址中，所有的地址都是 32 位，并且可记为：

IP 地址::={<网络号>，<主机号>}

IP 地址共分为五类。

A 类地址：网络号字段为 1 字节，最前面的 1 位是 0。

B 类地址：网络号字段为 2 字节，最前面的 2 位是 10。

C 类地址：网络号字段为 3 字节，最前面的 3 位是 110。

D 类地址：用于多播，最前面的 4 位是 1110。

E 类地址：保留今后使用，最前面的 4 位是 1111。

**【7-22】** 假设有两台主机，主机 A 的 IP 地址为 208.17.16.165，主机 B 的 IP 地址为 208.17.16.185，它们的子网掩码为 255.255.255.224，默认网关为 208.17.16.160。试问：

(1) 主机 A 能否与主机 B 直接通信？

(2) 为什么主机 B 不能与 IP 地址为 208.17.16.34 的 DNS 服务器通信？

(3) 若要排除此故障，需要做什么修改？

解：

(1) 将主机 A 和主机 B 的 IP 地址分别与子网掩码相与，得到的子网地址都是 208.17.16.160。这说明它们在同一子网内，可以直接进行通信。

(2) 主机 B 不能与 IP 地址为 208.17.16.34 的 DNS 服务器通信的原因是主机 B 的默认网关被错误地设置为子网地址，它不是一个有效的具有路由功能的路由器或者三层交换机的 IP 地址。

(3) 若要排除此故障，只需要主机 A 和主机 B 的默认网关修改为在本子网内具有路由功能的路由器或者三层交换机的 IP 地址（例如 208.17.16.161），即可排除故障。

**【7-23】** 假设一个主机的 IP 地址为 19.55.12.120，子网掩码为 255.255.255.240，试求其子网号、主机号以及直接广播地址。如果子网掩码改为 255.255.192.0，那么下列哪些主机 (A: 129.23.191.21，B: 129.23.127.222，C: 129.23.130.33，D: 129.23.148.122) 必须通过路由器才能与主 129.23.144.16 通信？

**【法一】：**

(1) 根据该主机的 IP 地址为 19.55.12.120，可以判断它是一个 C 类地址，利用子网掩码 255.255.255.240，其中 240 表示为二进制是 11110000，前 4b 为子网号，后 4b 为主机号。对于 IP 地址 19.55.12.120 中的 120，表示为二进制为 01111000，可得出子网号为 0111（即 7），主机号为 1000（即 8）。直接广播地址为 19.55.12.127。

(2) 从给出的 4 个主机地址可得出这是一个 B 类网络，而给出的子网掩码 255.255.192.0，第 3 字节的前 2b 表示子网号。把给出的各个主机 IP 地址的第 3 字节转换成二进制，并分别与子网掩码进行与操作，然后与目的主机相比较。如果子网号不相同，表示需要经路由器转发。经计算，给定的主机 IP 地址与 A、C、D 的 IP 地址进行与操作的结果均为 10000000，只有 B 不同，为 01000000，所以主机 B 要与目的主机通信必须通过路由器转发。

**【法二】：**

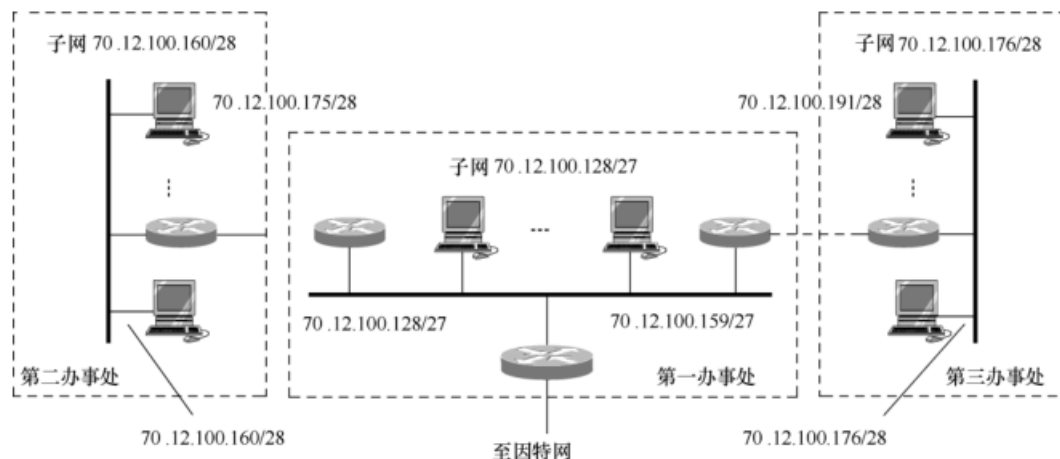
(1) 由于子网掩码为 255.255.255.240，可知在第四个字节划分了子网，每个子网的 IP 个数为  $256-240=16$ 。

又  $\text{floor}(120/16)=7$ ，故子网号为 7； $\text{mod}(120/16)=8$ ，故主机号为 8。因为  $7*16=112$ ，所以主机 19.55.12.120 所在的网络地址为 19.55.12.112，又  $112+16-1=127$ ，故直接广播地址为 19.55.12.127。

(2) 由于子网掩码为 255.255.192.0，可知在第三个字节划分了子网，每个子网的 IP 个数为  $256-192=64$ ；其中第三个子网的范围为【129.23.128.0 129.23.191.255】，可见目标主机和 A、C、D 同一子网；而与 B 不同子网，故 B 需要通过路由器才能跟主机通信。

【7-24】假设某公司有 3 个办事处：第一办事处通过专用点对点广域网线路与第二、第三办事处相连，该公司通过第一办事处与因特网相连。公司分配到具有 64 个 IP 地址的地址块，其开始地址是 70.12.100.128/26。管理机构决定把 32 个 IP 地址分配给第一办事处，其余的 IP 地址平均分配给另外两个办事处。试给出管理机构所设计的配置。

解：该公司管理机构所设计的 IP 地址配置如下图所示（可有多种不同的分配方案）：



【7-27】有如下的 4 个/24 地址块，试进行最大可能的聚合。

212.56.132.0/24、212.56.133.0/24、212.56.134.0/24、212.56.135.0/24

解：这几个地址的前面两个字节都一样，因此，只需要比较第三个字节。

212.56.132.0/24 的第三个字节的二进制表示是 10000100；

212.56.133.0/24 的第三个字节的二进制表示是 10000101；

212.56.134.0/24 的第三个字节的二进制表示是 10000110；

212.56.135.0/24 的第三个字节的二进制表示是 10000101。

可以看出，第三字节仅最后两位不都一样，而前面 6 位都是相同的(用红色表示)。这 4 个地址共同前缀是两个字节加上 6 位，即 22 位，1101010000111000100001。

最大可能的聚合的 CIDR 地址块是：212.56.132.0/22。

【7-30】已知地址块中的一个地址是 140.120.86.26/20。试求这个地址块中的最小地址和最大地址。地址掩码是什么？地址块中共有多少个地址？相当于多少个 C 类地址？

【解法 1】：给定地址的前缀是 20 位，因此只要观察地址的第三字节即可。只把第三字节写成二进制，其他三个字节用 B1、B2 和 B4 表示。

B1.B2.01010100.B4/20 取前 20 位，后面全是 0，即得出最小地址。

最小地址是 B1B2010101000000000000/20=140.120.80.0/20；

最大地址是 B1B201011111111111111/20=140.120.95.255/20。

地址数是  $2^{12}=4096$ ，相当于 16 个 C 类地址。

【解法 2】：

由地址掩码长度为 20，可知在第三字节划分了子网，该字节中主机位对应的 IP 地址总数为：

$$N=2^{(24-20)}=16,$$

子网掩码的点分十进制表示为：255.255.240.0（因为  $256-16=240$ ）

IP 地址 140.120.84.24 第三个字节为 84，故该 IP 所在地址块的第三个字节的地址范围为

【 $16*5, 16*6-1$ 】，由此可得：最小地址是 140.120.80.0/20，最大地址是

140.120.95.255/20

地址数量是  $2^{(32-20)}=4096$ ，相当于  $4096/256=16$  个 C 类地址。[或者  $2^{(24-20)}=16$  个 C 类地址（C 类的前缀 24 位）]

【附加】已知地址块中的一个地址是 190.87.140.202/29。重新计算上题。

【解法 1】：给定地址的前缀是 29 位，因此只要观察地址的第四字节即可。

把第四字节写成二进制，前三个字节记为 B1，B2 和 B3。B1B2B311001010/29 取前 29 位，后面全是 0，即得出最小地址。

最小地址是 B1B2B311001000/29-190.87.140.200/29；

最大地址是 B1B2B311001111/29-190.87.140.207/29。

地址数是 8，相当于 1/32 个 C 类地址。

【解法 2】：

由地址掩码长度为 29，可知在第四字节划分了子网，该字节中主机位对应的 IP 地址总数为：

$$N=2^{(32-29)}=8,$$

子网掩码的点分十进制表示为：255.255.255.248（因为  $256-8=248$ ）

IP 地址 190.87.140.202 的第四个字节为 202，故该 IP 所在地址块的第四个字节的地址范围为【 $8*25, 8*26-1$ 】，由此可得：最小地址是 190.87.140.200/29，最大地址是

190.87.140.207/29

地址数量是  $2^{(32-29)}=8$ ，相当于  $8/256=1/32$  个 C 类地址。

【7-39】设 IP 数据报使用固定首部，其各字段的具体数值如图 4-76 所示(除 IP 地址外，均为十进制表示)。试用二进制运算方法计算应当写入到首部检验和字段中的数值(用二进制表示)。

4	5	0	28	
1			0	0
4	17		首部检验和（待计算后写入）	
10.12.14.5				
12.6.7.9				

把以上的数据写成二进制数字，

按每 16 位对齐，然后计算反码运算的和：

4, 5 和 0	→	01000101	00000000
28	→	00000000	00011100
1	→	00000000	00000001
0 和 0	→	00000000	00000000
4 和 17	→	00000100	00010001
0	→	00000000	00000000
10.12	→	00001010	00001100
14.5	→	00001110	00000101
12.6	→	00001100	00000110
7.9	→	00000111	00001001
和	→	01110100	01001110
检验和	→	10001011	10110001

【附加】重新计算上题，但使用十六进制运算方法(每 16 位二进制数字转换为 4 个十六进制数字，再按十六进制加法规则计算)。比较这两种方法。

4, 5 和 0	→	4	5	0	0
28	→	0	0	1	C
1	→	0	0	0	1
0 和 0	→	0	0	0	0
4 和 17	→	0	4	1	1
0	→	0	0	0	0
10.12	→	0	A	0	C
14.5	→	0	E	0	5
12.6	→	0	C	0	6
7.9	→	0	7	0	9
和	→	7	4	4	E
检验和	→	8	B	B	1

显然：8BH=10001011，而 B1H=10110001。这两种方法得出的结果是一样的。

【7-40】一个数据报长度为 4000 字节(固定首部长度)。现在经过一个网络传送，但此网络能够传送的最大数据长度为：1500 字节。试问应当划分为几个短些的数据报片?各数据报片的数据字段长度、片偏移字段和 MF 标志应为何数值?

解：数据报的总长度减去首部长度，得出 IP 数据报的数据部分长度为：  
4000-20=3980B

划分出一个数据报片(要考虑首部有 20 字节长):  $3980-1480=2500\text{B}$ , 剩下的数据长度, 大于 MTU。

再划分出一个数据报片:  $2500-1480=1020\text{B}$ , 剩下的数据长度, 小于 MTU。

故划分为 3 个数据报片, 其数据字段长度分别为 1480, 1480 和 1020 字节。

片偏移字段的值分别为 0,  $1480/8=185$  和  $2\times 1480/8=370$ 。

MF 字段的值分别为 1, 1 和 0。

【7-46】设某路由器建立了如下路由表:

目的网络	下一跳
128.96.39.0/25	接口 m0
128.96.39.128/25	接口 m1
128.96.40.0/25	R2
192.4.153.0/26	R3
*(默认)	R4

现共收到 5 个分组, 其目的地址分别为:

(1)128.96.39.10、(2)128.96.40.12、(3)128.96.40.151、(4)192.4.153.17、(5)192.4.153.90

试分别计算其下一跳。

解: IP 地址的 4 个字节分别表示为 B1, B2, B3 和 B4。把路由表中的 4 个目的网络地址分别记为 N1, N2, N3, N4, 子网掩码分别记为 M1, M2, M3, M4;  $M1=M2=M3=255.255.255.128$ ,  $M4=255.255.255.192$ 。收到的 5 个分组的目的地址分别记为 D1, D2, ..., D5。

请注意: 在进行 AND 运算时, 只要把掩码地址中非全 1(即非 255)的那一个字节换算成二进制即可。全 1 字节与任何一个数 X 相与时, 结果一定是 X。

(1)路由器收到的分组的目的地址  $D_1=128.96.39.10$ 。

网络 N1 的子网掩码 M1 与 D1 进行 AND 运算:

	B1	B2	B3	B4
网络 N <sub>1</sub> 的子网掩码 M <sub>1</sub> (点分十进制)	255	255	255	128
网络 N <sub>1</sub> 的子网掩码 M <sub>1</sub> (第 4 字节用二进制表示)	255	255	255	10000000
收到的分组的目的地址 D <sub>1</sub> (第 4 字节用二进制表示)	128	96	39	00001010
(M <sub>1</sub> ) AND (D <sub>1</sub> ) (第 4 字节用二进制表示)	128	96	39	00000000
(M <sub>1</sub> ) AND (D <sub>1</sub> ) (点分十进制)	128	96	39	0

所得结果与 N1 匹配。

类似地, 用网络 N2 的子网掩码 M2 与 D1 进行 AND 运算, 得 128.96.39.0; 不等于 128.96.39.128, 故与 N2 不匹配。同理, 与 N3、N4 也不匹配。

最后一条默认路由肯定匹配, 根据最长匹配原则, 选第一条路由中的下一跳: “接口 m0”。

【提示: 用“间接法”可快速计算出在给定子网掩码下的网络地址(详见课堂), 不建议通过直接使用逻辑与运算来得到 AND 运算结果。】

(2)路由器收到的分组的目的地址  $D_2=128.96.40.12$ 。

网络 N1 的子网掩码 M1 与 D2 进行 AND 运算:



	B1	B2	B3	B4
网络 N <sub>1</sub> 的子网掩码 M <sub>1</sub> (点分十进制)	255	255	255	128
网络 N <sub>1</sub> 的子网掩码 M <sub>1</sub> (第 4 字节用二进制表示)	255	255	255	10000000
收到的分组的地址 D <sub>2</sub> (第 4 字节用二进制表示)	128	96	40	00001100
(M <sub>1</sub> ) AND (D <sub>2</sub> ) (第 4 字节用二进制表示)	128	96	40	00000000
(M <sub>1</sub> ) AND (D <sub>2</sub> ) (点分十进制)	128	96	40	0

可见, 所得结果与 N<sub>1</sub> 匹配 (128.96.40.0 不等于 128.96.39.0)。

同理, 与 N<sub>2</sub> 也不匹配 (128.96.40.0 不等于 128.96.39.128)

显然, 与 N<sub>3</sub> 匹配 (128.96.40.0 等于 128.96.40.0)

最后一条默认路由肯定匹配, 根据最长匹配原则, 选第三条路由中的下一跳: “R<sub>2</sub>”。

**【提示: 用“间接法”可快速计算出在给定子网掩码下的网络地址(详见课堂), 不建议通过直接使用逻辑与运算来得到 AND 运算结果。】**

(3) 路由器收到的分组的地址 D<sub>3</sub>=128.96.40.151。

网络 N<sub>1</sub> 的子网掩码 M<sub>1</sub> 与 D<sub>3</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 128.96.40.128, 不匹配

网络 N<sub>2</sub> 的子网掩码 M<sub>2</sub> 与 D<sub>3</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 128.96.40.128, 不匹配

网络 N<sub>3</sub> 的子网掩码 M<sub>3</sub> 与 D<sub>3</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 128.96.40.128, 不匹配

网络 N<sub>4</sub> 的子网掩码 M<sub>4</sub> 与 D<sub>3</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 128.96.40.128, 不匹配

故只与默认路由匹配, 选第 5 条路由中的下一跳: “R<sub>4</sub>”。

**【提示: 用“间接法”可快速计算出在给定子网掩码下的网络地址(详见课堂), 不建议通过直接使用逻辑与运算来得到 AND 运算结果。】**

(4) 路由器收到的分组的地址 D<sub>4</sub>=192.4.153.17。

网络 N<sub>1</sub> 的子网掩码 M<sub>1</sub> 与 D<sub>4</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>2</sub> 的子网掩码 M<sub>2</sub> 与 D<sub>4</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>3</sub> 的子网掩码 M<sub>3</sub> 与 D<sub>4</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>4</sub> 的子网掩码 M<sub>4</sub> 与 D<sub>4</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 匹配

最后一条默认路由肯定匹配, 根据最长匹配原则, 选第 4 条路由中的下一跳: “R<sub>3</sub>”。

**【提示: 用“间接法”可快速计算出在给定子网掩码下的网络地址(详见课堂)】**

(5) 路由器收到的分组的地址 D<sub>5</sub>=192.4.153.90。

网络 N<sub>1</sub> 的子网掩码 M<sub>1</sub> 与 D<sub>5</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>2</sub> 的子网掩码 M<sub>2</sub> 与 D<sub>5</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>3</sub> 的子网掩码 M<sub>3</sub> 与 D<sub>5</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.0, 不匹配

网络 N<sub>4</sub> 的子网掩码 M<sub>4</sub> 与 D<sub>5</sub> 进行 AND 运算, 结果为: 192.4.153.64, 不匹配

故只与默认路由匹配, 选第 5 条路由中的下一跳: “R<sub>4</sub>”。

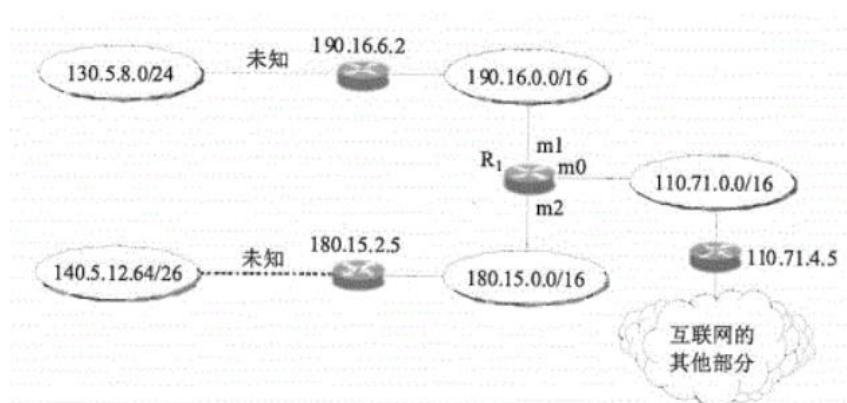
**【提示: 用“间接法”可快速计算出在给定子网掩码下的网络地址(详见课堂)】**

**【7-47】** 已知路由器 R<sub>1</sub> 的路由表如表 4-10 所示。

试画出各网络和必要的路由器的连接拓扑, 标注出必要的 IP 地址和接口。对不能确定的情况应当指明。

地址掩码	目的网络地址	下一跳地址	路由器接口
/26	140.5.12.64	180.15.2.5	m2
/24	130.5.8.0	190.16.6.2	m1
/16	110.71.0.0		m0
/16	180.15.0.0		m2
/16	190.16.0.0		m1
默认	默认	110.71.4.5	m0

解：从上表可看出，路由器 R 有三个接口，m0，m1 和 m2，见下图所示。



有三个网络直接和 R1 相连，有两个网络间接和 R1 相连，这是因为在“下一跳地址”中没有写上任何地址。这就表明到了路由器 R1 后，不需要再转发(没有下一跳)，而是直接交付主机。可见这三个网络是直接和路由器 R1 相连的。

还应当有三个路由器。这从下一跳地址可看出，因为既然给出了下一跳的 IP 地址，那么这个 IP 地址一定是一个路由器。只要看它的 IP 地址就知道是和哪一个网络相连接的。默认路由器一定是和互联网相连的。例如，下一跳地址是 190.16.6.2，具有这个地址的路由器一定是与网络 190.16.0.0 相连接的。

但网络 130.5.8.0 是怎样和路由器 190.16.6.2 连接的，它们之间还要经过多少个路由器，现在都是不知道的。因此网络 130.5.8.0 和路由器 190.16.6.2 之间就用虚线表示。

**【7-57】**试把以下的 IPv6 地址用零压缩方法写成简洁形式。

(1) 2340:1ABC:119A:A000:0000:0000:0000:0000

(2) 0000:00AA:0000:0000:0000:0000:119A:A231

(3) 2340:0000:0000:0000:0000:119A:A001:0000

(4) 0000:0000:0000:2340:0000:0000:0000:0000

(1) 2340 : 1ABC : 119A : A000 ::

(2) 0 : AA :: 119A : A231

(3) 2340 :: 119A : A001 : 0

(4) :: 2340 : 0 : 0 : 0 : 0 或 0 : 0 : 0 : 2340 ::



【7-63】从 IPv4 过渡到 IPv6 的方法有哪些？

答：由于现在整个互联网上使用 IPv4 的路由器数量太大，因此，“规定一个日期，从这一天起所有的路由器一律都改用 IPv6”，显然是不可行的。这样，向 IPv6 过渡只能采用逐步演进的办法，同时，还必须使新安装的 IPv6 系统能够向后兼容。这就是说，IPv6 系统必须能够接收和转发 IPv4 分组，并且能够为 IPv4 分组选择路由。

下面介绍两种向 IPv6 过渡的策略，即使用双协议栈和隧道技术。

(1)双协议栈

双协议栈(dual stack) 是指在完全过渡到 IPv6 之前，使一部分主机(或路由器) 装有两个协议栈，IPv4 和 IPv6。因此双协议栈主机(或路由器) 既能够和 IPv6 的系统通信，又能够和 IPv4 的系统通信。双协议栈的主机(或路由器) 记为 IPv6/IPv4，表明它具有两种 IP 地址：一个 IPv6 地址，一个 IPv4 地址。

双协议栈主机在和 IPv6 主机通信时采用 IPv6 地址，而和 IPv4 主机通信时则采用 IPv4 地址。但双协议栈主机如何知道目的主机是采用哪一种地址的呢？它是使用域名系统 DNS 来查询的。若 DNS 返回的是 IPv4 地址，双协议栈的源主机就使用 IPv4 地址；当 DNS 返回的是 IPv6 地址，源主机就使用 IPv6 地址。

(2)隧道技术

向 IPv6 过渡的另一种方法是隧道技术(tunneling)。这种方法的要点就是在 IPv6 数据报要进入 IPv4 网络时，把 IPv6 数据报封装成为 IPv4 数据报(整个的 IPv6 数据报变成了 IPv4 数据报的数据部分)。然后，IPv6 数据报就在 IPv4 网络的隧道中传输。当 IPv4 数据报离开 IPv4 网络中的隧道时再把数据部分(即原来的 IPv6 数据报)交给主机的 IPv6 协议栈。

要使双协议栈的主机知道 IPv4 数据报里面封装的数据是一个 IPv6 数据报，就必须把 IPv4 首部的协议字段的值设置为 41(41 表示数据报的数据部分是 IPv6 数据报)。

【7-50】假定网络中的路由器 B 的路由表有如下的项目(这三列分别表示“目的网络”“距离”和“下一跳路由器”)：

N1	7	A
N2	2	C
N6	8	F
N8	4	E
N9	4	F

现在 B 收到从 C 发来的路由信息(这两列分别表示“目的网络”和“距离”)

N2	4
N3	8
N6	4
N8	3
N9	5

试求出路由器 B 更新后的路由表(详细说明每一个步骤)

解：先把收到的路由信息中的“距离”加 1：

N2	5
N3	9

N6	5
N8	4
N9	6

路由器 B 更新后的路由表如下：

N1	7	A	无新信息，不改变。
N2	5	C	相同的下一跳，更新。
N3	9	C	新的项目，添加进来。
N4	5	C	不同的下一跳，距离更短，更新。
N8	4	E	不同的下一跳，距离一样，不改变。
N9	4	F	不同的下一跳，距离更大，不改变。

【附加】试简述 RIP，OSPF 和 BGP 路由选择协议的主要特点。

答：RIP 是一种分布式的基于距离向量的路由选择协议，是互联网的标准协议，其最大优点就是简单。RIP 协议的特点是：

(1)仅和相邻路由器交换信息，如果两个路由器之间的通信不需要经过另一个路由器，那么这两个路由器就是相邻的。RIP 协议规定，不相邻的路由器不交换信息。

(2)路由器交换的信息是当前本路由器所知道的全部信息，即自己的路由表。

(3)按固定的时间间隔交换路由信息，然后路由器根据收到的路由信息更新路由表。当网络拓扑发生变化时，路由器也及时向相邻路由器通告拓扑变化后的路由信息。

OSPF 最主要的特征就是使用分布式的链路状态协议。OSPF 协议的特点是：

(1)向本自治系统中所有路由器发送信息。这里使用的方法是洪泛法，这就是路由器通过所有输出端口向所有相邻的路由器发送信息。而每一个相邻路由器又再将此信息发往其所有的相邻路由器(但不再发送给刚刚发来信息的那个路由器)。这样，最终整个区域中所有的路由器都得到了这个信息的一个副本。

(2)发送的信息就是与本路由器相邻的所有路由器的链路状态，但这只是路由器所知道的部分信息，所谓“链路状态”就是说明本路由器都和哪些路由器相邻，以及该链路的“度量”。

(3)只有当链路状态发生变化时，路由器才向所有路由器用洪泛法发送此信息。

BGP 是不同自治系统的路由器之间交换路由信息的协议，它采用路径向量路由选择协议。

BGP 协议的主要特点是：

(1) BGP 在自治系统之间交换“可达性”信息(即“可到达”或“不可到达”)。

(2)自治系统之间的路由选择必须考虑有关策略。

(3) BGP 只能是力求寻找一条能够到达目的网络且比较好的路由(不能兜圈子)，而并非要寻找一条最佳路由。

【附加 1】什么是 VPN?VPN 有什么特点和优缺点?VPN 有几种类别?

答：VPN 就是虚拟专用网。VPN 的特点就是采用 TCP/IP 技术和利用公用的互联网作为通信载体，使一个机构中分布在不同场所的主机能够像使用一个本机构的专用网那样进行通信。之所以称为“专用网”，是因为这种网络是为本机构的各主机用于机构内部通信的，而不是用于和网络外非本机构的主机通信。如果专用网不同网点之间的通信必须经过公用

的互联网，但又有保密的要求，那么所有通过互联网传送的数据都必须加密。“虚拟”表示“好像是，但实际上并不是”，因为现在并没有使用真正的专用网(这需要使用专线连接)，而是通过公用的互联网来连接分散在各场所的本地网络。VPN 只是在效果上起到真正专用网的作用。一个机构要构建自己的 VPN，就必须为其每一个场所购买专门的硬件和软件并进行配置，使每一个场所的 VPN 系统都知道其他场所的地址。

VPN 的优点是在价格上比建造专用网要便宜，但缺点是需要比较复杂的技术。当需要保密通信时，就需要有更加完善的加密措施。经过公用的互联网通信，不管采用什么样的加密措施，总是令人担心其安全性。

常用的 VPN 有三种：

(1) 内联网(intranet)，或内联网 VPN：由本机构内部网络构成的 VPN。

(2) 外联网(extranet)，或外联网 VPN：有某些外部机构(通常就是合作伙伴)参加而构成的 VPN。

(3) 远程接入 VPN：能够使在外地工作的员工通过拨号接入互联网，并和本公司保持联系或开电话会议。

#### 【附加 2】什么是 NAT?NAPT 有哪些特点?NAT 的优点和缺点有哪些?

答：NAT 就是网络地址转换。NAPT 是网络地址与端口号转换，是使用端口号的 NAT。NAT 的优点就是可以通过使用 NAT 路由器使专用网内部的用户和互联网连接。专用网内部的用户使用的是专用地址(也叫本地地址，如果不使用 NAT 路由器，那么这种地址是不能和互联网相连的)，但当 IP 数据报传送到 NAT 路由器后就转换成为全球 IP 地址(NAT 路由器至少要有这样一个全球 IP 地址)。于是专用网的用户也就可以和互联网连接了。NAT 的一个缺点是通过 NAT 路由器的通信必须由专用网内的主机发起。设想互联网上的主机要发起通信，当 IP 数据报到达 NAT 路由器时，NAT 路由器就不知道应当把目的 IP 地址转换成专用网内的哪一个本地 IP 地址。NAT 的另一个缺点就是当 NAT 路由器只有一个全球 IP 地址时，专用网内最多只有一个主机可以接入互联网、如果 NAT 路由器有多个全球 IP 地址，那么就可以同时有多个主机和互联网相连(每一个主机占用一个全球 IP 地址)。

NAPT 由于还使用了运输层的端口号，因此在 NAPT 上的一个全球 IP 地址，可以供专用网中的多个主机使用(每一个主机使用不同的端口号)。当 NAPT 路由器收到从互联网发来的应答时，就可以从 IP 数据报的数据部分找出运输层的端口号，然后根据不同的目的端口号，从 NAPT 转换表中找到正确的目的主机。

从层次的角度看，NAPT 的机制有些特殊。普通路由器在转发 IP 数据报时，对于源 IP 地址或目的 IP 地址都是不改变的。但 NAT 路由器在转发 IP 数据报时，一定要更换其 IP 地址(转换源 IP 地址或目的 IP 地址)。其次，普通路由器在转发分组时，是工作在网络层。但 NAPT 路由器还要查看和转换运输层的端口号，而这本来应当属于运输层的范畴。也正因为这样，NAPT 曾遭受了一些人的批评，认为 NAPT 的操作没有严格按照层次的关系。但不管怎样，NAT(包括 NAPT)已成为互联网的一个重要构件。

## 第 8 章作业答案

### 【8-04】端口的作用是什么?为什么端口号要划分为三种?

答: 端口是用来标志进程的。端口也就是协议端口号。但这种在协议栈层间的抽象的协议端口是软件端口, 和路由器或交换机上的硬件端口是完全不同的概念。硬件端口是不同硬件设备进行交互的接口, 而软件端口是应用层的各种协议进程与运输实体进行层间交互的一种地址。不同的系统, 具体实现端口的方法可以是不同的(取决于系统使用的操作系统)。TCP/IP 的运输层用一个 16 位端口号来标志一个端口。但端口号只具有本地意义, 它只是为了标志本计算机应用层中的各个进程在和运输层交互时的层间接口。在互联网中不同的计算机中, 相同的端口号是没有关联的。

两个计算机中的进程要互相通信, 不仅必须知道对方的 IP 地址(为了找到对方的计算机), 而且还要知道对方的端口号(为了找到对方计算机中的应用进程)。

端口号有三种。不同的端口类别有其特殊的用途。例如, 客户端是通信的发起方, 而服务器是服务的提供方。它们对端口的使用要求是不同的。这三种端口号是:

(1)熟知端口号或系统端口号, 数值为 0~1023。这些数值可在网址 [www.iana.org](http://www.iana.org) 查到。

IANA 把这些端口号指派给了 TCP/IP 最重要的一些应用程序, 让所有的用户都知道。

(2)登记端口号, 数值为 1024-49151。这类端口号是为没有熟知端口号的应用程序使用的。使用这类端口号必须按照 IANA 规定的手续登记, 以防止重复。

上面两种端口号是服务器端使用的端口号。下面的一种是客户端使用的端口号。

(3)短暂端口号, 数值为 49152-65535。这类端口号仅在客户进程运行时才动态选择, 是留给客户进程选择暂时使用。

### 【8-07】为什么说 UDP 是面向报文的, 而 TCP 是面向字节流的?

答: 发送方的 UDP 对应用程序交下来的报文, 在添加首部后就向下交付 IP 层。UDP 对应用层交下来的报文, 既不开并, 也不拆分, 而是保留这些报文的边界。这就是说, 应用层交给 UDP 多长的报文, UDP 就照样发送, 即一次发送一个报文。在接收方的 UDP, 对 IP 层交上来的 UDP 用户数据报, 在去除首部后就原封不动地交付上层的应用进程。也就是说, UDP 一次交付一个完整的报文。因此, 应用程序必须选择合适大小的报文。若报文太长, UDP 把它交给 IP 层后, IP 层在传送时可能要进行分片, 这会降低 IP 层的效率。反之, 若报文太短, UDP 把它交给 IP 层后, 会使 IP 数据报的首部的相对长度太大, 这也降低了 IP 层的效率。

不论应用层发送的报文的长度如何, 到了运输层后, TCP 总是把收到的报文看成是一串字节流, 并且把每一个字节都进行编号, TCP 会根据当前网络的拥塞程度和对方接收缓存的大小, 决定现在应当发送多长的报文段。TCP 关心的是: 必须保证每一个字节都正确无误地传送到对方, 而并不关心传送了多少个报文段和每个报文段包含有多少个字节。这就表明 TCP 是面向字节流的。

### 【8-08】接收方收到有差错的 UDP 用户数据报时应如何处理?

答: 简单地丢弃。

### 【附加 1】如果应用程序愿意使用 UDP 完成可靠传输, 这可能吗?请说明理由。



答：这是可能的，但这要由应用层自己来完成可靠传输。例如，应用层自己使用可靠传输协议。当然，这还是需要相当大的工作量的。

【附加 2】试举例说明有些应用程序愿意采用不可靠的 UDP，而不愿意采用可靠的 TCP。

答：这可能有以下几种情况：

首先，在互联网上传输实时数据的分组时，有可能会出现差错甚至丢失。如果利用 TCP 协议对这些出错或丢失的分组进行重传，那么时延就会大大增加。因此，实时数据的传输在运输层就应采用用户数据报协议 UDP，而不使用 TCP 协议。这就是说，对于传送实时数据，我们宁可丢失少量分组（当然不能丢失太多，否则重放的质量就太差了），也不要等待太晚到达的分组。在连续的音频或视频数据流中，很少是分组的丢失对播放效果的影响并不大（因为这是由人来进行主观评价的），因而是可以容忍的。在这种情况下，我们愿意采用不可靠的 UDP，而不愿意采用可靠的 TCP。

其次，当网络出现拥塞时，TCP 的拥塞控制就会让 TCP 的发送方放慢报文段的发送。可能有的应用程序就不愿意放慢其报文段的发送速度。

另外，可能有的应用程序不需要 TCP 的可靠传输。在这些情况下，就宁可使用 UDP 来传送。

【8-13】一个 UDP 用户数据报的首部的十六进制表示是：C0 88 00 19 00 1C E2 17。试求源端口、目的端口、用户数据报的总长度、数据部分长度。这个用户数据报是从客户发送给服务器还是从服务器发送给客户？使用 UDP 的这个服务器程序是什么？

解：将 UDP 数据报首部的十六进制表示转化为二进制：

C088     11000000 10001000  
0019     00000000 00011001  
001C     00000000 00011100  
E217     11100010 00010111

根据 UDP 用户数据报的首部格式，可得：

源端口为 49288（0xC088），这是一个客户（或短暂）端口。

目的端口为 25（0x0019），这是一个 SMTP 熟知端口。

UDP 用户数据报长度为 28（0x001C），其中数据部分为 20 B。

此 UDP 用户数据报是从客户端发给服务器端的，服务器程序是 SMTP。



【8-20】主机 A 向主机 B 发送 TCP 报文段，首部中的源端口是 m 而目的端口是 n。当 B 向 A 发送回信时，其 TCP 报文段的首部中的源端口和目的端口分别是什么？

答：当 B 向 A 发送回信时，其 TCP 报文段首部中的源端口就是 A 发送的 TCP 报文段首部中的目的端口 n，而 B 发送的 TCP 报文段首部中的目的端口就是 A 发送的 TCP 报文段首部中的源端口 m。

**【8-33】** 通信信道带宽为 1Gbit/s，端到端传播时延为 10ms。TCP 的发送窗口为 65535 字节。试问：可能达到的最大吞吐量是多少？信道的利用率是多少？

解：一个窗口的比特数为  $65535 \times 8 = 524280 \text{bit}$ 。

发送一个窗口所需时间： $(524280 \text{bit}) / (1000000000 \text{bit/s}) = 0.524 \times 0.001 \text{s} = 0.524 \text{ms}$ 。

往返时间为： $2 \times 10 = 20 \text{ms}$ 。

最大吞吐量为： $(0.524280 \text{Mbit}) / (20 \text{ms} + 0.524 \text{ms}) = (0.524280 \text{Mbit}) / (20.524 \text{ms}) \approx 25.5 \text{Mbit/s}$ 。

信道利用率为： $(25.5 \text{Mbit/s}) / (1000 \text{Mbit/s}) = 2.55\%$ 。

**【8-34】** 设 TCP 使用的最大窗口为 65535 字节，而传输信道不产生差错，带宽也不受限制。若报文段的平均往返时间为 20ms，问所能得到的最大吞吐量是多少？

解：在发送时延可忽略的情况下，每 20ms 可发送  $65535 \times 8 = 524280 \text{bit}$

最大数据率  $= (524280 \text{bit}) / (20 \text{ms}) \approx 26.2 \text{Mbits}$ 。

**【8-42】** 在 TCP 的拥塞控制中，什么是慢开始、拥塞避免、快重传和快恢复算法？这里每一种算法各起什么作用？“乘法减小”和“加法增大”各用在什么情况下？

答：慢开始算法的思路是这样的：当主机开始发送数据时，如果立即把大量数据字节注入到网络，那么就有可能引起网络拥塞，因为现在并不清楚网络的负荷情况。经验证明，较好的方法是先探测一下，即由小到大逐渐增大发送窗口，也就是说，由小到大逐渐增大拥塞窗口数值。通常在刚刚开始发送报文段时，先把拥塞窗口  $\text{cwnd}$  设置为一个最大报文段  $\text{MSS}$  的数值。而在每收到一个对新的报文段的确认后，把拥塞窗口增加至多一个  $\text{MSS}$  的数值。用这样的方法逐步增大发送方的拥塞窗口  $\text{cwnd}$ ，可以使分组注入到网络的速率更加合理。使用慢开始算法后，每经过一个传输轮次，拥塞窗口  $\text{cwnd}$  就加倍。

为了防止拥塞窗口  $\text{cwnd}$  增长过大引起网络拥塞，还需要设置一个慢开始门限  $\text{ssthresh}$  状态变量。当  $\text{cwnd} > \text{ssthresh}$  时，停止使用慢开始算法而改用拥塞避免算法。

拥塞避免算法的思路是让拥塞窗口  $\text{cwnd}$  缓慢地增大，即每经过一个往返时间  $\text{RTT}$  就把发送方的拥塞窗口  $\text{cwnd}$  加 1，而不是加倍。这样，拥塞窗口  $\text{cwnd}$  按线性规律缓慢增长，比慢开始算法的拥塞窗口增长速率缓慢得多。

快重传算法首先要求接收方每收到一个失序的报文段后，就立即发出重复确认(为的是使发送方及早知道有报文段没有到达对方)，而不要等待自己发送数据时才进行捎带确认。

快恢复算法，其过程有以下两个要点：

(1) 当发送方连续收到三个重复确认时，就执行“乘法减小”算法，把慢开始门限  $\text{ssthresh}$  减半。这是为了预防网络发生拥塞。请注意，接下去不执行慢开始算法。

(2) 由于发送方现在认为网络很可能没有发生拥塞，因此现在不执行慢开始算法，而是把  $\text{cwnd}$  值设置为慢开始门限  $\text{ssthresh}$  减半后的数值，然后开始执行拥塞避免算法(“加法增大”)，使拥塞窗口缓慢地线性增大。

“乘法减小”是指不论在慢开始阶段还是拥塞避免阶段，只要出现超时(即很可能出现了网络拥塞)，就把慢开始门限值  $\text{ssthresh}$  减半，即设置为当前的拥塞窗口的一半(与此同时，执行慢开始算法)。当网络频繁出现拥塞时， $\text{ssthresh}$  值就下降得很快，以大大减少注入到网络中的分组数。

“加法增大”是指执行拥塞避免算法后，使拥塞窗口缓慢增大，以防止网络过早出现拥塞。