

1-10

解：总时延=发送时延+传播时延+处理时延+排队时延

其中：发送时延=数据块长度/发送速率，传播时延=信道长度/信号在信道上的传播速率
依题意，则有：

$$\text{电路交换时延 } D_1 = s + x/b + kd$$

$$\text{分组交换时延 } D_2 = (x/p) * \left(\frac{p}{b}\right) + (k-1) * \left(\frac{p}{b}\right) + kd$$

所以分组交换时延比电路交换时延小的条件为： $(k-1) * \left(\frac{p}{b}\right) < s$

1-11

解：依题意，总发送时延 D =源发送时延+中间发送时延

$$\text{则：} D = \frac{x}{p} * (p+h) \div b + (k-1) * (p+h) \div b$$

$$\text{令 } \frac{\partial D}{\partial p} = 0, \text{ 则：} p = \sqrt{xh/(k-1)}$$

2-16

解：根据 CDMA 工作原理，则

$$S \cdot A = \frac{+1-1+3+1-1+3+1+1}{8} = 1, \text{ A 发送 1}$$

$$S \cdot B = \frac{+1-1-3-1-1-3+1-1}{8} = -1, \text{ B 发送 0}$$

$$S \cdot C = \frac{+1+1+3+1-1-3-1-1}{8} = 0, \text{ C 没有发送}$$

$$S \cdot D = \frac{+1+1+3-1+1+3+1-1}{8} = 1, \text{ D 发送 1}$$

3-07

解：发送时添加的冗余码为：11010110110000 Mod 10011=1110

情形一：可以发现 11010110101110 Mod 10011=011，不为 0

情形二：可以发现 11010110001110 Mod 10011=101，不为 0

3-09

答：PPP 帧将信息字段中出现的每一个 0x7E 字节即标志字段转变成为 2 字节序列(0x7D, 0x5E)。若信息字段中出现一个 0x7D 的字节即转义符，则将其转变成为 2 字节序列(0x7D, 0x5D)。若信息字段中出现 ASCII 码的控制字符（即数值小于 0x20 的字符），则在该字符前面要加入一个 0x7D 字节，同时将该字符的编码加以改变。因此 7D 5E FE 27 7D 5D 7D 5D 65 7D 5E 表示的真正数据为：7E FE 27 7D 7D 65 7E。

3-25

解：

1. 因为 A 的随机数 $r=0$ (重传推迟时间为 0)，所以 A 从 273 比特时间开始检测是否有冲突。

2. 由于传输延迟的问题, B 的干扰信号最后一个 bit 要等到 $273 + 225 = 498$ 比特时间才能传到 A, 也就是说此时 A 检测到没有冲突。
3. A 在传输前还先等待 96 个比特时间(以太网规定的帧间最小间隔), 即 $t = 498 + 96 = 594$ 比特时间的时候 A 开始传输数据。
4. 因为传输延迟的问题, 所以 $t = 594 + 225 = 819$ 比特时间的时候 A 重传的数据才到达 B。
5. 因为 B 的随机数 $r = 1$ (重传推迟时间为 2τ), 即当 B 在发完干扰信号后需再等待 $1 * 512 = 512$ 比特时间的才开始检测是否有冲突, 即 $t = 273 + 512 = 785$ 比特时间, B 才开始检测信道是否空闲。
6. 此时 B 检测到信道忙, 因此不能重传, 需等待信道空闲。

4-09

解: 注意计算主机数时, 要去掉全 0 和全 1 主机号。

4-13

解: 计算首部检验和: 发送方首先把 IP 数据报首部划分为 16 位字的序列, 并把检验和字段置 0, 用反码算术运算把所有 16 位字相加后, 将得到的和的反码写入检验和字段。

0100 0101 0000 0000 (4 5 0)

0000 0000 0001 1100 (28)

0000 0000 0000 0001 (0 0)

0000 0100 0001 0001 (4 17)

0000 0000 0000 0000 (检验和置 0)

0000 1010 0000 1100 (10.12)

0000 1110 0000 0101 (14.5)

0000 1100 0000 0110 (12.6)

0000 0111 0000 1001 (7.9)

0111 0100 0100 1110 (求和, 从右到向, 例如: 最右侧(第 16 位)共 4 个 1 相加为 100, 因而结果为 0 并进位至第 14 位; 第 15 位结果为 1; 第 14 位(含第 16 位的进位)相加为 101, 因而结果为 1 并进位至第 12 位; 第 13 位相加为 1, 因而结果为 1 并进位至第 12 位; 第 12 位(含进位)相加为 100, 因而结果为 0 并进位至第 10 位; 第 11 位相加结果为 0, 第 10 位(含进位)相加结果为 1; 第 9 位相加结果为 0; 第 8 位相加为 10, 因而结果为 0 并进位至第 7 位; 第 7 位(含进位)相加为 100, 因而结果为 0 并进位至第 5 位; 第 6 位相加为 101, 因而结果为 1 并进位至第 4 位; 第 5 位(含进位)相加为 100, 因而结果为 0 并进位至第 3 位; 第 4 位(含进位)相加结果为 1; 第 3 位(含进位)相加结果为 1; 第 2 位相加结果为 1; 第 1 位相加结果为 0, 无进位, 不用对最后结果加 1)

1000 1011 1011 0001 (取反码)

4-17

注意受数据链路层限制, IP 层要分片处理(共分 4 片)

$3200 \% (1200 - 160) = 3 \dots 80$, 要分 4 片, 因此总时共要传 $3200 + 160 * 4 = 3840 \text{bit}$

4-19

A - R1 - R2 - R3 - R4 - R5 - B 共 6 次

4-20

解

- (1) 128.96.39.10 与 255.255.255.128 逐比特相与得 128.96.39.0, 从接口 m0 转发
- (2) 128.96.40.12 与 255.255.255.128 逐比特相与得 128.96.40.0, 查路由表从 R2 转发
- (3) 128.96.40.151 与 255.255.255.128 逐比特相与得 128.96.40.128, 与路由表中子网掩码对应的三个目的网络不符; 接着与 255.255.255.192 逐比特相与得 128.96.40.128, 与路由表中子网掩码对应的目的网络不符。因而只能选择默认路由器 R4 转发
- (4) (5) 略去

4-21

解: 平均每个地点的主机数为: $4000/16=250$ 。如选 255.255.255.0 作为掩码, 则子网数为 $2^8-2=254>16$, 每个子网所连主机数为 $2^8-2=254>250$, 能满足实际需求。具体分配如下:

地点	子网号	子网网络号	主机号的最小值和最大值	主机 IP 的最小值与最大值
1	00000001	129.250.1.0	1-254	129.250.1.1-129.250.1.254
2	00000010	129.250.2.0	1-254	129.250.2.1-129.250.2.254
3	00000011	129.250.3.0	1-254	129.250.3.1-129.250.3.254

.....

4-25

答: 只有 (4) 是推荐使用的, 因为也只有它是由连续的 1 和 0 组成的。

4-29

解: 答案有多种, 只处只提供一种。

对 LAN3, 主机数量为 150, $2^7-2<150<2^8-2$, 所以主机位为 8bit, 网络前缀为 24, 可分配地址块 30.138.118.0/24 (第 24 位为 0)。

对 LAN2, 主机数量为 91, $2^6-2<91<2^7-2$, 所以主机位为 7bit, 网络前缀为 25, 可分配地址块 30.138.119.0/25 (第 24-25 位为 10)。

对 LAN2, 主机数量为 15, $2^4-2<15<2^5-2$, 所以主机位为 5bit, 网络前缀为 27, 可分配地址块 30.138.119.192/27 (第 24-27 位为 1110)。

对 LAN4, 主机数量为 3, $2^2-2<3<2^3-2$, 所以主机位为 3bit, 网络前缀为 29, 可分配地址块 30.138.119.240/29 (第 24-29 位为 111110)。

对 LAN1, 路由器数量为 3, $2^2-2<3<2^3-2$, 所以主机位为 3bit, 网络前缀为 29, 可分配地址块 30.138.119.232/29 (第 24-29 位为 111101)。

思考: 为什么我在分配地址块时, 首先在主机数最多的局域网先考虑起? 主要是各子网分配的地址块不能相互包含

4-30

解: 答案有多种, 只处只提供一种。解法类似 4-29, 先从主机数多的局域网考虑起

对 LAN1, 主机数量为 50, $2^5-2<50<2^6-2$, 所以主机位为 6bit, 网络前缀为 26, 可分配地址块 192.77.33.0/26 (第 25、26 位为 00)。

对 LAN3, 主机数量为 30, $2^4-2<30\leq 2^5-2$, 所以主机位为 5bit, 网络前缀为 27, 可分配地址块 192.77.33.64/26 (第 25、26、27 位为 010)。

对 LAN8, 主机数量为 25, $2^4-2<25<2^5-2$, 所以主机位为 5bit, 网络前缀为 27, 可分配地址块 192.77.33.96/27 (第 25、26、27 位为 011)。

对 LAN6, 主机数量为 20, $2^4-2<20<2^5-2$, 所以主机位为 5bit, 网络前缀为 27, 可分配地址

块 192.77.33.128/27 (第 25、26、27 位为 100)。

对 LAN7, 主机数量为 20, $2^4-2 < 20 < 2^5-2$, 所以主机位为 5bit, 网络前缀为 27, 可分配地址块 192.77.33.160/27 (第 25、26、27 位为 101)。

对 LAN2, 主机数量为 10, $2^3-2 < 10 < 2^4-2$, 所以主机位为 4bit, 网络前缀为 28, 可分配地址块 192.77.33.192/28 (第 25、26、27、28 位为 1100)。

对 LAN4, 主机数量为 10, $2^3-2 < 10 < 2^4-2$, 所以主机位为 4bit, 网络前缀为 28, 可分配地址块 192.77.33.208/28 (第 25、26、27、28 位为 1101)。

对 LAN5, 主机数量为 4, $2^2-2 < 4 < 2^3-2$, 所以主机位为 3bit, 网络前缀为 29, 可分配地址块 192.77.33.224/29 (第 25、26、27、28、29 位为 11100)。

对 WAN1, 路由器数量为 1, $2^1-2 < 1 < 2^2-2$, 所以主机位为 2bit, 网络前缀为 30, 可分配地址块 192.77.33.232/30 (第 25、26、27、28、29、30 位为 111010)。

对 WAN2, 路由器数量为 1, $2^1-2 < 1 < 2^2-2$, 所以主机位为 2bit, 网络前缀为 30, 可分配地址块 192.77.33.236/30 (第 25、26、27、28、29、30 位为 111011)。

对 WAN3, 路由器数量为 1, $2^1-2 < 1 < 2^2-2$, 所以主机位为 2bit, 网络前缀为 30, 可分配地址块 192.77.33.248/30 (第 25、26、27、28、29、30 位为 111110)。

4-31

参考书后答案

4-32

解:

- (1) 0/4 的二进制编码的前 4 位为 0000
- (2) 153.40/9 的二进制编码的前 9 位为 1001 1001 0
- (3) 152.64/12 的二进制编码的前 12 位为 1001 1000 0100
- (4) 152.0/11 的二进制编码的前 11 位为 1001 1000 000

将 2.52.90.140 的前 12 位二进制编码为 0000 0010 0011, 将其前 4、9、12、11 位依次与 (1)

(2) (3) (4) 所列的编码位逐比特相与, 则只有 (1) 与其相匹配。

4-35

解:

140.120.84.24 的二进制编码为 1000 1100 0111 1000 0101 0100 0001 1000

则:

- (1) 140.120.84.24/20 地址块中最小地址为 1000 1100 0111 1000 0101 0000 0000 0000, 即 140.120.80.0; 最大地址为 1000 1100 0111 1000 0101 1111 1111 1111, 即 140.120.95.255。 (注: 这个地方没有去掉全 0 和全 1 地址, 有待商榷)
- (2) 140.120.84.24/20 地址块中共有地址数 $2^{12}=4096$ 。
- (3) C 类地址最后一个字节才表示主机地址, 即每一个 C 类地址包含的地址数为 2^8 , 因此 140.120.84.24/20 地址块相当于 $2^{12}/2^8=16$ 个 C 类地址。

4-37

解: 136.23.12.64/26 地址块包括的地址数为 $2^6=64$, 如果划分成 4 个同样大的子网, 则:

- (2) 每一个子网中有 16 个地址;
- (1) 每个子网的网络前缀长度为 28;
- (3) 各子网的地址块、最小、最大地址依次为:

136.23.12.64/28 (第 27、28 位为 00)	136.23.12.65	136.23.12.78
136.23.12.80/28 (第 27、28 位为 01)	136.23.12.81	136.23.12.94
136.23.12.96/28 (第 27、28 位为 10)	136.23.12.97	136.23.12.110
136.23.12.112/28 (第 27、28 位为 11)	136.23.12.113	136.23.12.126

4-41

解：这个题目出的有点问题，应该明确采用 RIP 协议。采用教材 P153 介绍的距离向量算法可得更新的路由表为：

目的网络	距离	下一跳路由器	更新的理由
N₁	7	A	无新信息，不更新
N₂	5	C	相同下一跳，更新
N₃	9	C	新项目，添加进来
N₆	5	C	不同下一跳，距离更短，更新
N₈	4	E	不同下一跳，距离更大，不更新
N₉	4	F	不同下一跳，距离更大，不更新

5-14

解：由教材 P194 UDP 首部格式可知：

源端口为：(06 32)₁₆ = 6*256 + 3*16 + 2 = 1536 + 48 + 2 = 1586

目的端口为：(00 45)₁₆ = 4*16 + 5 = 69

用户数据报总长度为：(00 1C)₁₆ = 1*16 + 12 = 28 字节

数据部分长度为：28 - 8 = 20 字节

因为服务器端使用的熟知端口号数值为 0~1023，而我们计算出的目的端号为 69，因而此用户数据报是从客户端发到服务器端，使用 UDP 的服务器程序为 TFTP（简单文件传送协议程序）。

5-18

解：答案详参课后习题答案

5-21

解：答案详参课后习题答案

5-22

解：(1) TCP 传送字节流时对每一个字节都按顺序编号，而且在 TCP 报文中序号占 4 个字节，因此 L 的最大值为 $2^{32} = 4G$ 。

(2) 总分片数 $4G/MSS=2941758...616$ ，故所发送的总字节数为

$$2941758 * (MSS + 66) + (616 + 66) = 4489123390$$

因此，此文件所需的最短发送时间为： $4489123390 * 8 / (10 * 10^6) = 3591.3s = 59.85min$ ，约 1h

5-23

解：(1) 因为 TCP 报文段的首部的序号字段指的是本报文段所发送的数据的第一个字节的序号，所以第一个报文段携带了 30 个字节的数据。

(2) 确认号为期望收到对方下一个报文段的第一个数据字节的序号，因此 B 的确认号为 100。

(3) 80 字节 (4) 70。

5-24

解：设窗口大小为 W 字节，共有两种答案：

(1) 每传送一个窗口（发送时间为： $W * 8 / 256$ s），随即停下来，等待接收方的最后一个确认到达后再发下一个窗口。则有：

$$W / (W * 8 / 256 + 0.256) = 120 * 10^3 / 8$$

解得：

$$W = 7228$$

注：上式中的 0.256 为传播时延（发送的帧和确认的帧的传播时间）

(2) 每传送一个窗口，随即停下来，只要等到接收方发回第一个确认（不用等接收方确认完整个窗口，即采用滑动窗口模式发送）就发下一窗口，相当于 256ms 发送一个窗口，因此：

$$W / 0.256 = 120 * 10^3 / 8$$

解得：

$$W = 3840$$

5-27

解：

(1) 由第四章 P127 所授知识，可知 IP 数据报最大长度为 65535 字节，又 IP 数据报首部最短长 20 字节，TCP 首部最短长 20 个字节，因此 TCP 数据部分最大长度为 65495 字节。

(2) 一般而言，TCP 可以循环地使用序号来传送，因为序号字段为 32 位，可对 4GB 的数据进行编码，重复使用时旧的序号的字节早已到达接收方了；如果是高速网络，可在 TCP 首部加上时间戳选项字段来进一步区分。

5-31

解：(1) 最大吞吐量 $65535 * 8 / (0.02 + 65535 * 8 / 10^9) = 65535 * 8 / (0.02 + 0.00052428) = 25.5Mb/s$

(2) 信道利用率 $25.5 * 10^6 / 10^9 = 2.55\%$

5-34

解：由 P210 公式 5-4 计算可得：

$$RTT_1 = (1-0.1) \times 30 + 0.1 \times 26 = 29.6 \text{ ms}$$

$$RTT_2 = (1-0.1) \times 29.6 + 0.1 \times 32 = 29.84 \text{ ms}$$

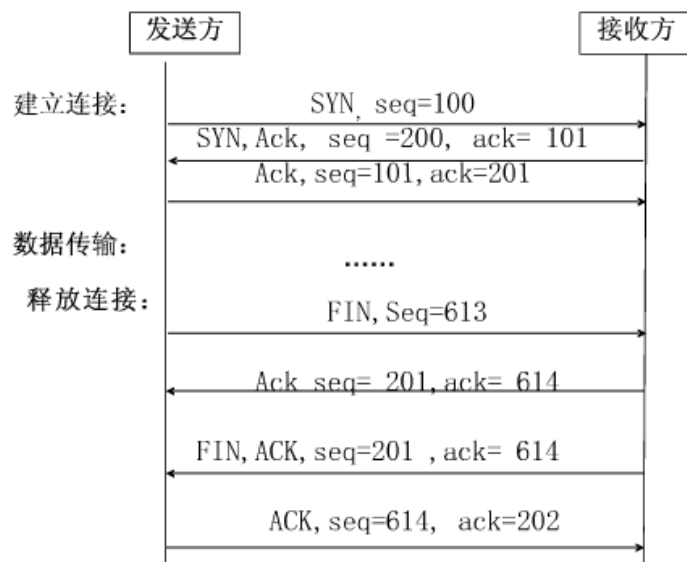
$$RTT_3 = (1-0.1) \times 29.84 + 0.1 \times 24 = 29.256 \text{ ms}$$

5-39

解：答案详参课后习题答案

5-41

解：



注：按道理，发送方与接收方建立起连接后，每传完一个报文段或一个窗口，也应确认一下，或者接收方也可能给发送方发送数据，因此严格来说，发送方在释放连接时的第一个 seq（第二次握手）不应该从 201 开始，此外发送方的第二个 seq（第三次握手）也不应该是 201，而是比 201 还要大的一个数（具体结合教材 P226 图 5-32 就知道了，因为释放连接在第二次握手后发送方还可能给接收方发数据），这个图只是给出了大概的示意。