



# 计算机网络(第7版) 典型习题解析

## 第 1 章 概述 典型习题解析

## 1-03. 试从多个方面比较电路交换、报文交换和分组交换的主要优缺点。

- (1) 电路交换 它的特点是实时性强，时延小，交换设备成本较低。但同时也带来线路利用率低，电路接续时间长，通信效率低，不同类型终端用户之间不能通信等缺点。电路交换比较适用于信息量大、长报文，经常使用的固定用户之间的通信。
- (2) 报文交换 报文交换的优点是中继电路利用率高，可以多个用户同时在一条线路上传送，可实现不同速率、不同规程的终端间互通。但它的缺点也是显而易见的。以报文为单位进行存储转发，网络传输时延大，且占用大量的交换机内存和外存，不能满足对实时性要求高的用户。报文交换适用于传输的报文较短、实时性要求较低的网络用户之间的通信，如公用电报网。
- (3) 分组交换 分组交换比电路交换的电路利用率高，比报文交换的传输时延小，交互性好。

1-10. 试在下列条件下比较电路交换和分组交换。要发送的报文共  $x(\text{bit})$ 。从源点到终点共经过  $k$  段链路，每段链路的传播时延为  $d(\text{s})$ ，数据率为  $b(\text{b/s})$ 。在电路交换时电路的建立时间为  $s(\text{s})$ 。在分组交换时分组长度为  $p(\text{bit})$ ，且各结点的排队等待时间可忽略不计。问在怎样的条件下，分组交换时延比电路交换的要小？

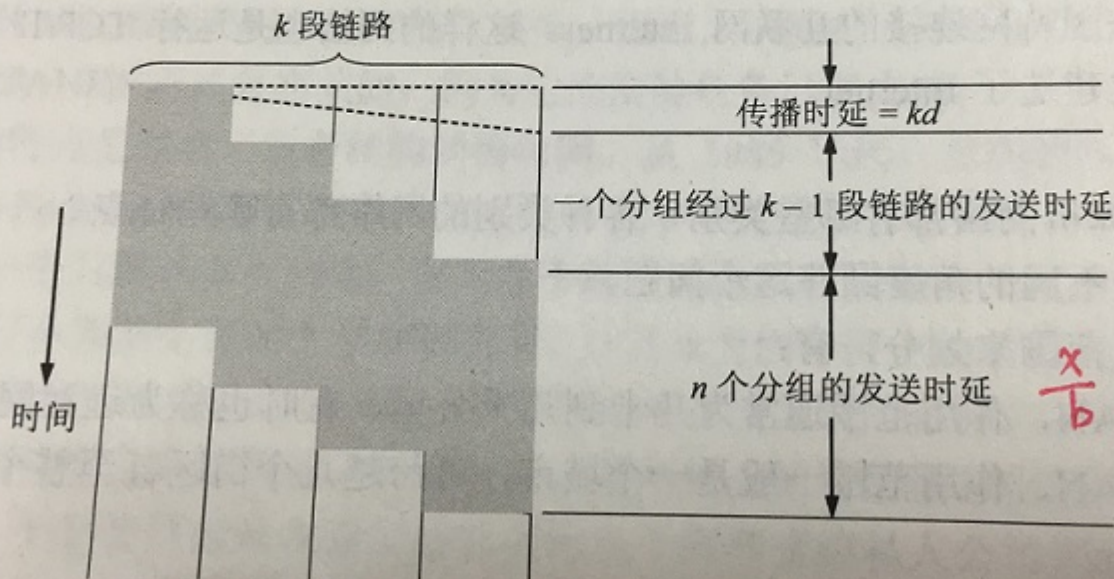
题解：电路交换必须先建立连接，需要的时间是  $s$  秒。

发送  $x$  比特的报文所需的时间是报文长度除以数据率  $b$ 。因此发送时延是  $x/b$ 。

总的传播时延是链路数乘以每段链路的传播时延，即  $kd$ 。

因此电路交换的时延由以下三项组成： $s + x/b + kd$

分组交换的时延的计算要稍微麻烦一点，见图 T-1-10。



解答:

分组交换和电路交换的传播时延都为 $d \times k$ .

对于电路交换总时延=连接时间+发送时延+传播时延= $s+x/b+d \times k$

对于分组交换, 设共有 $n=[x/p] \approx x/p$ 个分组,

由于分组采用存储转发技术, 一个站点的发送时延为 $t=p/b$ , 数据在信道中经过 $k-1$ 个 $t$ 时间的流动后, 从第 $k$ 个 $t$ 开始, 每个 $t$ 时间段间将有一个分组到达目的站, 从而发送 $n$ 个分组的时延为:  $(k-1)$

$\times p/b + n \times p/b$ , 则分组交换的总时延为:  $(k-1) \times p/b + n \times p/b + d \times k$   
 $= (k-1) \times p/b + x/p \times p/b + d \times k = (k-1) \times p/b + x/b + d \times k$ .

分组交换的时延比电路交换的时延小, 则有

$$(k-1) \times p/b + x/b + d \times k < s + x/b + d \times k$$

所以有:  $(k-1) \times p/b < s$

1-11. 在1-10题的分组交换网中，设报文长度和分组长度分别为 $x$ 和 $(p+h)$  bit，其中 $p$ 为分组的数据部分的长度， $h$ 为每个分组所带的控制信息固定长度，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 $b$ (b/s)，但传播时延和结点的排队时间均可忽略不计。若打算使总的时延为最小，问分组的数据部分长度 $p$ 应取多大？

题解：本题实际上是假定了整个报文恰好可以划分为  $x/p$  个分组。

现在每一个分组的发送时延是 $(p+h)/b$ ，因此我们可以写出总时延  $D$  的表达式：

$$D = \frac{x}{p} \frac{p+h}{b} + (k-1) \frac{p+h}{b} = \frac{x}{b} + (k-1) \frac{h}{b} + \frac{xh}{bp} + \frac{(k-1)p}{b}$$

为了计算  $D$  的极值，求  $D$  对  $p$  的导数，令  $\frac{dD}{dp} = 0$ ，得出：

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

解出

$$p = \sqrt{\frac{xh}{k-1}}$$

分组长度有一个最佳值的物理意义是这样的。

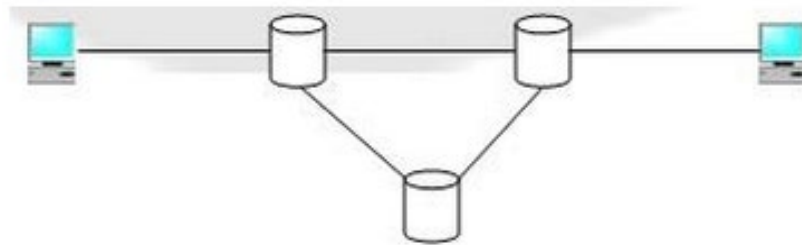
从  $D$  的表达式可以看出，若分组很短，则该表达式右端第一项将增大。这表示分组数目很大会导致每个分组的控制信息所引起的时延增大。但若分组很长，则该表达式右端第二项将增大。这表示 $(k-1)$ 段链路在转发分组时会产生较大的时延。

因此，分组的长度不宜太短或太长。



34. (2010年) 在下图所采用“存储-转发”方式分组的交换网络中，所有链路的数据传输速率为100 Mbps，分组大小为1000 B，其中头部大小为20 B。若主机H1向主机H2发送一个大小为980000B的文件，则在不考虑分组拆装时间和等待延迟的情况下，从H1发送到H2接收完为止，需要的时间至少是（相邻单位间的进制关系可近似的看做1000）

\_\_\_\_\_。



- A. 80 ms    B. 80.08 ms    C. 80.16 ms    D. 80.24 ms

【解答】C。考察存储转发机制。

由题设可知，分组携带的数据长度为980B，文件长度为980000B，需拆分为1000个分组，加上头部后，每个分组大小为1000B，总共需要传送的数据量大小为1MB。由于所有链路的数据传输速度相同，因此文件传输经过最短路径时所需时间最少，最短路径经过2个分组交换机。

当 $t = 1\text{M} \times 8 / 100\text{Mbps} = 80\text{ms}$ 时，H1发送完最后一个bit；

由于传输延时，当H1发完所有数据后，还有两个分组未到达目的地，其中最后一个分组，需经过2个分组交换机的转发，在两次转发完成后，所有分组均到达目的主机。每次转发的时间为 $t_0 = 1\text{K} \times 8 / 100\text{Mbps} = 0.08\text{ms}$ 。

所以，在不考虑分组拆装时间和等待延时的情况下，当 $t = 80\text{ms} + 2t_0 = 80.16\text{ms}$ 时，H2接收完文件，即所需的时间至少为80.16ms。答案为C。

■ 经过k段链路发送n个分组的发送时延为：

$$(k-1) \times p/b + n \times p/b = (k-1) \times p/b + x/b$$
$$= (3-1) \times 1000B$$
$$\times 8\text{bit}/100\text{Mbps} + 1000 \times 1000 \times 8/100\text{Mbps}$$
$$= 2 \times 10^3 \times 8/10^8 + 10^6 \times 8/10^8$$
$$= 16/10^5 + 8/10^2 (\text{s})$$
$$= 80.16\text{ms}$$



## 1-13.客户-服务器方式与对等通信方式的主要区别是什么？有没有相同的地方？

解答：客户-服务器方式所描述的是进程之间服务和被服务的关系。客户是服务请求方，服务器是服务提供方。服务请求方和服务提供方都要使用网络核心部分所提供的服务。

客服与服务器的通信关系建立后，通信可以是双向的，客服和服务器都可发送和接收数据。

对等链接是指两个主机在通信时并不区分哪一个是服务请求方还是服务提供方。只要两个主机都运行了对等连接软件（p2p软件），它们就可以平等的、对等链接通信。

实质上，对等连接方式从本质上看仍然是使用客服-服务器方式，只是对等连接中的每一个主机既是客户又同时是服务器。

1-17. 收发两端之间的传输距离为1000km, 信号在媒体上的传输速率为 $2 \times 10^8 \text{m/s}$ 。试计算以下两种情况下的发送时延和传播时延:

(1) 数据长度为 $10^7 \text{bit}$ , 数据传送速率为 $100 \text{kb/s}$ ;

(2) 数据长度为 $10^3 \text{bit}$ , 数据传送速率为 $1 \text{Gb/s}$ 。

从以上计算结果可得出什么结论?

解答:

(1) 发送时延 $=10^7/100000=100\text{s}$

传播时延 $=1000 \times 10^3 \text{m} / 2 \times 10^8 \text{m/s} = 5 \times 10^{-3} \text{s} = 5 \text{ms}$

(2) 发送时延 $=10^3/10^9=10^{-6} \text{s} = 1 \mu\text{s}$

传播时延 $=1000 \times 10^3 \text{m} / 2 \times 10^8 \text{m/s} = 5 \times 10^{-3} \text{s} = 5 \text{ms}$

若数据长度大而发送速率低, 则在总的时延中, 发送时延往往大于传播时延。但若数据长度短而发送速率高, 则传播时延可能占总时延的主要成分。

**1-29** 有一个点到点链路，长度为**50km**。若数据在此链路上的传播速度为 **$2 \times 10^8 \text{m/s}$** ，试问链路的带宽应为多少才能使传播时延和发送**100**字节的分组的发送时延一样大？如果发送的是**512**字节长的分组，结果又应如何？

解答：整条链路的传播时延为 **$50\text{km}/(2 \times 10^8 \text{m/s}) = 250\mu\text{s}$**

若在**250 $\mu\text{s}$** 时间内把**100**字节的分组发送完，则发送速率应为：

**$100 \times 8\text{bit}/(250\mu\text{s}) = 3.2\text{Mb/s}$** 。这即为链路的带宽。

若在**250 $\mu\text{s}$** 时间内把**512**字节的分组发送完，则发送速率应为：

**$512 \times 8\text{bit}/(250\mu\text{s}) = 16.38\text{Mb/s}$** 。这即为链路的带宽。

试将TCP/IP和OSI的体系结构进行比较。讨论其异同点。

(1) OSI和TCP/IP的相同点是：都是基于独立的协议栈的概念；二者均采用层次结构，而且都是按功能分层，层功能大体相似。

(2) OSI和TCP/IP的不同点：

- ①OSI分七层，自下而上分为物理层、数据链路层、网络层、运输层、会话层、表示层和应用层；而TCP/IP具体分五层：应用层、运输层、网络层、网络接口层和物理层。
- ②OSI层次间存在严格的调用关系，两个(N)层实体的通信必须通过下一层(N-1)层实体，不能越级，而TCP/IP可以越过紧邻的下一层直接使用更低层次所提供的服务（这种层次关系常被称为“等级”关系），因而减少了一些不必要的开销，提高了协议的效率。
- ③OSI只考虑用一种标准的公用数据网。TCP/IP一开始就考虑到多种异构网的互连问题，并将网际协议IP作为TCP/IP的重要组成部分。
- ④TCP/IP一开始就对面向连接服务和无连接服务并重，而OSI在开始时只强调面向连接这一种服务。
- ⑤TCP/IP较早就有了较好的网络管理功能。

## 面向连接服务与无连接服务各自的特点是什么？

面向连接服务具有建立、数据传输和连接释放这三个阶段。在传送数据时是按序传送的。面向连接服务比较适合于在一定期间内要向同一目的地发送许多报文的情况。

对于面向无连接服务，两个实体之间的通信不需要先建立好一个连接，因此其下层的有关资源不需要实现进行预定保留。无连接服务的优点是灵活方便和比较迅速，但无连接服务不能防止报文的丢失、重复或失序。无连接服务的特点不需要接收端做任何响应，因而是一种不可靠的服务。



# 计算机网络(第7版) 典型习题解析

## 第2章 物理层 典型习题解析



2-09. 用香农公式计算一下, 假定信道带宽为3100Hz, 最大信息传输速率为35kb/s, 那么若想使最大信息传输速率增加60%, 问信噪比S/N应增大到多少倍? 如果刚才计算出的基础上将信噪比S/N再增大到10倍, 问最大信息速率能否在增加20%?

香农公式:  $C = W \log_2 (1 + S/N) \text{ b/s}$

其中: C: 信道的极限信息传输速率

W: 信道带宽

S: 信道内所传信号的平均功率

N: 信道内部的高斯噪声功率

问题1. 依题意,  $W=3100\text{Hz}$ ,  $C=35\text{kb/s}$ , 求得  $S/N \approx 2^{11.3} - 1 \approx 2^{11.3}$

若使C增加60% = 56kb/s, 则求得:  $S/N \approx 2^{18} - 1 \approx 2^{18}$

$2^{18} / 2^{11.3} \approx 100$

问题2.  $C = W \log_2 (1 + 10 * 2^{18}) \text{ b/s} = W (\log_2 10 + 18) = W (3.32 + 18) = W * 21.32 = 66092 \text{ b/s}$

则求得: C在增加了60%的基础上又增加了:  $(66092 - 56000) / 56000 \approx 18\%$ , 所以, 不能增加20%。

2-16.共有4个站进行码分多址CDMA通信，4个站的码片序列为：

A:(-1-1-1+1+1-1+1+1) B:(-1-1+1-1+1+1+1-1)

C:(-1+1-1+1+1+1-1-1) 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)。问哪个站发送数据了？发送数据的站发送的是1还是0？

解析：此题考查的是对CDMA通信原理的掌握，如何从接收到的码片序列推算发送站是否发送及发送的数据内容。这就需要  
根据公式

$$\mathbf{S} \bullet \mathbf{T} \equiv \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m S_i T_i = 0$$

分别计算各站码片序列与接收站

码片序列的规格化内积，结果为0说明该站没有数据发送；结果为1说明该站发送的是1；结果为-1则说明该站发送的是0。

答：接收到的码片序列 $M = -1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1$ ，根据如下公式，

$$\mathbf{S} \bullet \mathbf{T} \equiv \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m S_i T_i = 0$$

分别计算各站码片序列与接收码片序列的规格化内积，结果为0表明没有数据发送；结果为1表明发送的是1；结果为-1表明发送的是0。

$A * M = 1/8(1-1+3+1-1+3+1+1) = 1$ ，所以，A发送了1，

同理， $B * M = 1/8(1-1-3-1-1-3+1-1) = -1$ ， $C * M = 1/8(1+1+3+1-1-3-1-1) = 0$ ，

$D * M = 1/8(1+1+3-1+1+3+1-1) = 1$ ，

所以B、D发送了0、1，C未发送数据。

## \*\*关于香农公式

香农公式给出了信息传输速率的极限，即对于一定的传输带宽（以赫兹为单位）和一定的信噪比，信息传输速率的上限就确定了。这个极限是不能够突破的。要想提高信息的传输速率，或者必须设法提高传输线路的带宽，或者必须设法提高所传信号的信噪比，此外没有其他任何办法。至少到现在为止，还没有听说有谁能够突破香农公式给出的信息传输速率的极限。

香农公式告诉我们，若要得到无限大的信息传输速率，只有两个办法：要么使用无限大的传输带宽（这显然不可能），要么使信号的信噪比为无限大，即采用没有噪声的传输信道或使用无限大的发送功率（当然这些也都是不可能的）。

## \*\* 比特和波特是两个不同的概念。

波特是码元传输的速率单位，它说明每秒传多少个码元。比特是信息量的单位。但是，信息的传输速率“比特/秒”与码元的传输速率“波特”在数量上却有一定的关系。若1个码元只携带1bit的信息量，则“比特/秒”与码元的传输速率“波特”在数值上是相等的。



# 计算机网络(第7版)

## 第 3章 数据链路层 典型习题解析



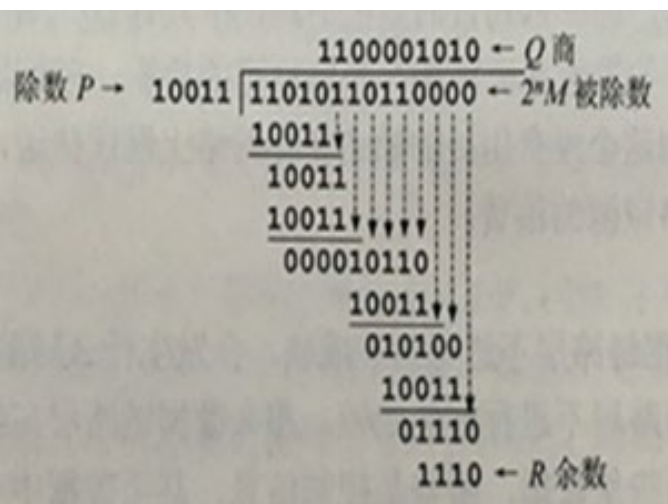
### 3-02. 数据链路层中的链路控制包括哪些功能？

数据链路层中的链路控制的主要功能有：

- (1) 链路管理，即数据链路的建立、维持和释放。
- (2) 帧定界，数据以帧为单位传送，收方应当能从收到的比特流中准确地区分出一帧的开始和结束的地方。
- (3) 流量控制，基于反馈机制来实现，解决节点之间的流量问题。
- (4) 差错控制，使接收端能够发现传输错误，并能纠正传输错误。
- (5) 透明传输，
- (6) 寻址。

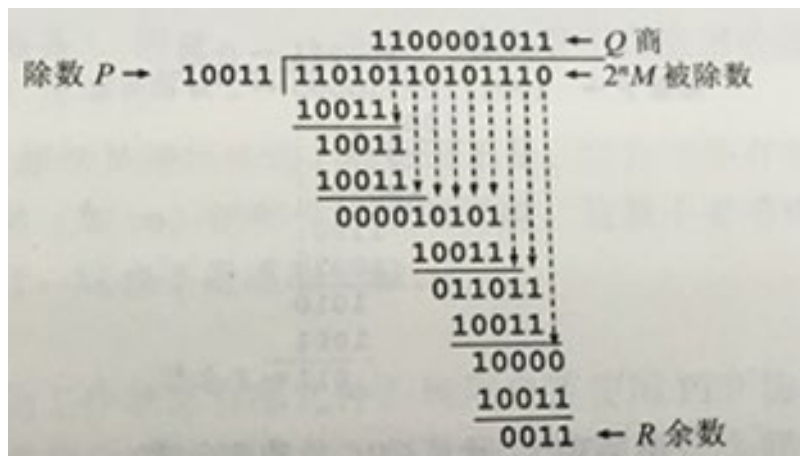
3-07 要发送的数据为1101011011。采用CRC的生成多项式 $P(X)=X^4+X+1$ 。求应添加在数据后面的余数。数据在传输过程中最后一个1变成0，问接收端能否发现？若数据在传输过程中最后两个1变成了0，问接收端能否发现？采用CRC检验后，数据链路层的传输是否就变成了可靠传输？

题解：采用CRC的生成多项式是 $P(X)=X^4+X+1$ ，用二进制表示就是 $P=10011$ 。现在除数是5位，因此在数据后面添加4个0就得出被除数，计算得出的余数R是添加在数据后面的1110。



Handwritten binary division showing the calculation of the CRC remainder 1110 for the data 1101011011. The divisor is 10011. The dividend is 11010110110000. The quotient is 1100001010. The remainder is 1110.

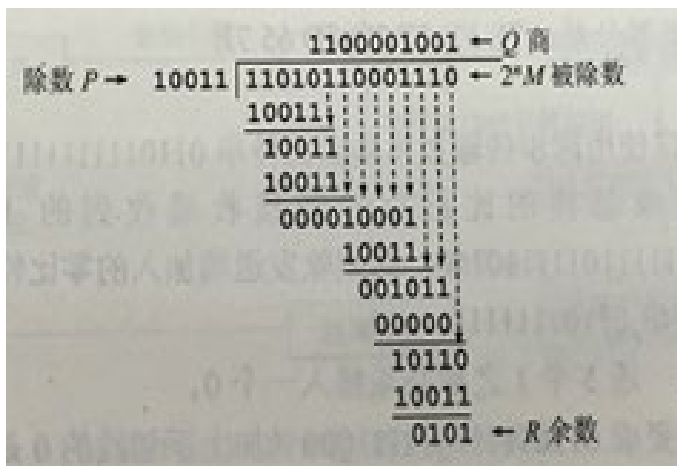
现在数据在传输过程中最后一个1变成0，即1101011010。然后把检验序列1110添加在1101011010后面。进行CRC检验，余数不为0，因此判定所接受的数据有差错。



Handwritten binary division showing the CRC check for the received data 1101011010. The divisor is 10011. The dividend is 11010110101110. The quotient is 1100001011. The remainder is 0011.

若数据传输过程中最后两个1都变成了0,即1101011000。把检验序列1110添加在数据1101011000后面,进行如下CRC检验,余数不为0,因此判定所接收的数据有差错。可见这里的CRC检验可以发现这个差错。

采用CRC 检验后,数据链路层的传输并非变成了可靠的传输。当接收方进行CRC检验时,如果发现有差错,就丢弃这个数据帧。数据链路层并不能保证接收方接收到和发送方发送的完全一样。



Handwritten binary long division for CRC calculation:

```

      1100001001 ← Q 商
除数 P → 10011 | 11010110001110 ← 2^M 被除数
      10011
      ---
      10011
      ---
      10011
      ---
      000010001
      10011
      ---
      001011
      00000
      ---
      10110
      10011
      ---
      0101 ← R 余数
  
```

**3-09. 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）？**

**[解析]**将0x7E转变成（0x7D 0x5E）,将0x7D转变成（0x7D 0x5D）。

**[解答]**7E FE 27 7D 7D 65 7E

**3-10 PPP协议使用同步传输技术传送比特串011011111111100。问经过零比特填充后变成的比特串？若接收端收到的PPP帧的数据部分是0001110111110111110110，问删除发送端加入的零比特后变成怎样的比特串？**

**解：**零比特填充就是在连续5个1后必须插入一个0。

经过零比特填充后变成011011111011111000（加下划线的0是填充的）

删除发送端加入的零比特后得出：000111011111-11111-110（连字符表示删除了0）

3-16 数据率为10Mb/s的以太网，在物理媒体上的码元传输速率是多少码元/秒？

解答：数据率为10Mb/s的以太网，在进行曼彻斯特编码以前，基带信号是每秒发送 $10 \times 10^6$ 个码元。以太网发送的数据使用曼彻斯特编码的信号，经过曼彻斯特编码，原来信号源的每个码元就变成了两个码元，因此经过网络适配器传送到线路上的码元传输速率就是每秒 $20 \times 10^6$ 个码元，即速率是20M码元。

3-20. 假定1km长的CSMA/CD网络的数据率为1Gb/s。设信号在网络上传播速率为200 000km/s。求能够使用此协议的最短帧长。

[解析] CSMA/CD是总线局域网带有冲突检测的载波监听多路访问协议。数据在总线上传输存在传播时延，即使发送数据前监听到信道为“空闲”，仍有可能在发送数据一段时间内发生碰撞。当一个站在发送数据后，最迟要经过两倍的端到端的传播时延，才能知道自己发送的数据是否和其他站发送的数据发生了碰撞。局域网按最坏情况计算总线两端的两个站之间的传播时延为端到端的传播时延。因此，帧的发送时延应该大于等于端到端往返传播时延才能检测得到冲突。

[解答]对于1km电缆，单程端到端传播时延为

$$\tau = 1\text{km} \div 200000\text{km/s} = 5 \times 10^{-6}\text{s} = 5\mu\text{s},$$

端到端往返时延为：  $2\tau = 10\mu\text{s}$

按照CSMA/CD工作，数据帧的发送时延不能小于10μs，以1Gb/s速率工作，10μs可发送的比特数等于：

$$(10 \times 10^{-6}\text{s}) \times (1.0 \times 10^9\text{b/s}) = 10\ 000\text{bit} = 1250\text{B}$$

因此，最短帧长是10000bit或1250B。





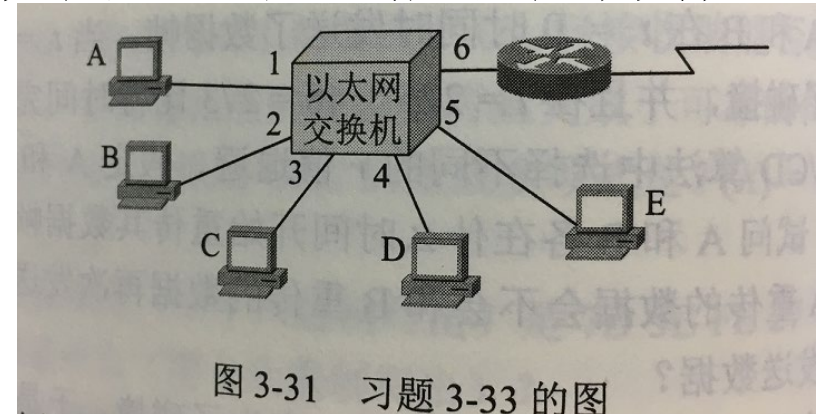
3-27. 有10个站连接到以太网。试计算一下三种情况下每一个站所能得到的带宽。

- (1) 10个站都连接到一个10Mb/s以太网集线器；
- (2) 10个站都连接到一个100Mb/s以太网集线器；
- (3) 10个站都连接到一个10Mb/s以太网交换机。

[解析]此题考查集线器和交换机在带宽方面的区别。从带宽来看，集线器不管有多少个端口，所有端口都共享一个带宽，在同一时刻只能有两个端口传送数据，其他端口只能等待。同时集线器只能工作在半双工模式下。因此对于集线器来说，使所有连接在这个集线器上的站点共享信道；而对于交换机来说，每个端口都有一条独占的带宽，当两个端口工作时不影响其他端口的工作。同时交换机不但可以工作在半双工方式，也可以工作在全双工模式下，因此连接在交换上的站实际上是独占信道的。

[解答] (1) 10个站共享10Mb/s，即平均每一个站可得到1Mb/s的带宽；  
(2) 10个站共享100Mb/s，即平均每个站可得到10Mb/s的带宽；  
(3) 每一个站独占10Mb/s。

3-33.在图3-31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
	地址	接口		
A发送帧给D	A	1	2、3、4、5、6	转发，写入转发表 (A, 1)
D发送帧给A	D	4	1	转发，写入转发表 (D, 4)
E发送帧给A	E	5	1	转发，写入转发表 (E, 5)
A发送帧给E	A	1	5	转发表已有，转发给5号接口

3-34. 有两台主机A和B接在800m长的电缆线的两端，并在 $t=0$ 时各自向对方发送一个帧，长度为1500bit（包括首部和前同步码）。假定在A和B之间有4个转发帧，在转发帧时会产生20bit的时延。设传输速率为100Mbit/s，而CSMA/CD的退避时间是随机数 $r$ 倍的争用期，争用期为512bit，在发生第一次碰撞后，在退避时A选择 $r=0$ 而B选择 $r=1$ 。忽略碰撞后的人为干扰信号和帧间最小间隔。

(1) 设信号的传播速率为 $2 \times 10^8 \text{m/s}$ 。试计算从A到B（包括4个转发帧）的传播时延。

(2) 在什么时间（以秒为单位）B完全收到了A发送的帧？

(3) 现在假定只有A发送帧，帧长仍为1500bit，但4个转发器都用交换机来代替。交换机在进行存储转发时还要产生额外的20bit的处理时延。在什么时间（以秒为单位）B完全收到了A发送的帧？

3-34. 解: (1) 从A到B的传播时延

$$t_p = 800\text{m} / (2 \times 10^8 \text{m/s}) + 20 \times 4 / 100 \text{Mb/s} = 4.8 \times 10^{-6} \text{s} = 4.8 \mu\text{s}$$

(2) A、B同时发送当发送时延 $t_f = t_p$ 时, 则最短可检测时发生碰撞, 第一次碰撞检测出的时间为 $2t_p$ , 发生第一次碰撞后, A的退避时间选择 $r=0$ 。

$$\text{发送 } 1500\text{bit} \text{ 的发送时延 } t_f = 1500\text{b} / 100 \text{Mb/s} = 15 \mu\text{s}$$

$$\text{传播 } 1500\text{bit} \text{ 的传播时延为 } t_p = 4.8 \mu\text{s}$$

$$\text{B完全收到A发送的帧的时间为 } 2t_p + t_f + t_p = 2 \times 4.8 + 15 + 4.8 = 29.4 \mu\text{s}$$

$$(3) \quad t_p = 800\text{m} / (2 \times 10^8 \text{m/s}) = 4 \mu\text{s}$$

$$\text{A的发送时延 } t_f = 1500\text{b} / 100 \text{Mb/s} = 15 \times 10^{-6} \text{s} = 15 \mu\text{s}$$

$$\begin{aligned} \text{4个交换的存储转发时延 } t_f' &= 4 \times 1520\text{b} / 100 \text{Mb/s} = 60.8 \times 10^{-6} \text{s} \\ &= 60.8 \mu\text{s} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{B完全收到A发送的帧需要的时间 } t_p + t_f + t_f' &= 4 \mu\text{s} + 15 \mu\text{s} + 60.8 \mu\text{s} \\ &= 79.8 \mu\text{s} \end{aligned}$$



# 计算机网络（第7版）

## 第四章 网络层

### 习题解析

云红艳

yunhy2001@163.com

## 4-03. 作为中间设备，转发器、网桥、路由器和网关有何区别？

解析：（1）转发器、网桥、路由器和网关所在的层次不同。

转发器是物理层的中继系统；网桥是数据链路层的中继系统；路由器是网络层的中继系统；在网络层以上的中继系统为网关。

（2）当中继系统是转发器或网桥时，一般并不称之为网络互连，因为仍然是一个网络。路由器其实是一台专用计算机，用来在互联网中进行路由选择。一般讨论的互联网都是指用路由器进行互连网络。



## 4-07. 试说明IP地址与硬件地址的区别。为什么要使用这两种不同的地址？

解析：从二者的报文结构、所处的层次以及作用等角度谈区别与必要性。

答案：IP地址在IP数据报的首部，而硬件地址则放在MAC帧的首部。在网络层以上使用的是IP地址，而链路层及以下使用的是硬件地址。

在IP层抽象的互联网上，我们看到的只是IP数据报，路由器根据目的站的IP地址进行选路。在具体的物理网络的链路层，我们看到的只是MAC层，IP数据报被封装在MAC帧里面。MAC帧在不同的网络上传送时，其MAC帧的首部是不同的。这种变化，在上面的IP层上是看不见的。每个路由器都有IP地址和硬件地址。使用IP地址与硬件地址，尽管连接在一起的网络的硬件地址体系各不相同，但IP层抽象的互联网却屏蔽了下层这些很复杂的细节，并使我们能够使用统一的、抽象的IP地址进行通信。



#### 4-09. (1) 子网掩码为255.255.255.0代表了什么意思?

可以代表C类地址对应的子网掩码默认值；也能表示A类和B类地址的掩码，前24位决定网络号和子网号，后8位决定主机号。

#### (2) 一网络的掩码为255.255.255.248，问该网络能够连接多少个主机？

网络掩码为255.255.255.248，即网络号占29位，主机号占3位，则可用的有 $2^3-2=6$ 个主机。

#### (3) 一A类网络和一B类网络的子网号subnet-id分别为16个1和8个1，问这两个网络的子网掩码有何不同？

子网掩码的形式是一样的，都是255.255.255.0；但是子网数目不一样，前者为65534，后者为254个。

#### (4) 一个B类地址的子网掩码是255.255.240.0。试问在其中每一个子网上的主机数最多是多少？

255.255.240.0化成二进制表示序列为：11111111 11111111 11110000 00000000，根据掩码的定义，后12位是主机号，一共可以表示 $2^{12}$ 个主机号，除掉全0和全1的两个，该网络能够连接 $2^{12}-2$ 个主机。

(5) 一A类网络的子网掩码为255.255.0.255, 它是否为一个有效的子网掩码?

255.255.0.255变成二进制表示形式是: 11111111 11111111 00000000 11111111。可见其是个有效的子网掩码, 但不是  
一个方便使用的解决办法。

(6) 某个IP地址的十六进制表示是C22F1481, 试将其转换位点分十进制的形式。这个地址是哪一类IP地址

用点分十进制表示: 11000010 00101111 00010100 10000001, 该IP地址是194.47.20.129, 为C类地址。

(7) C类网络使用子网掩码有无实际意义? 为什么?

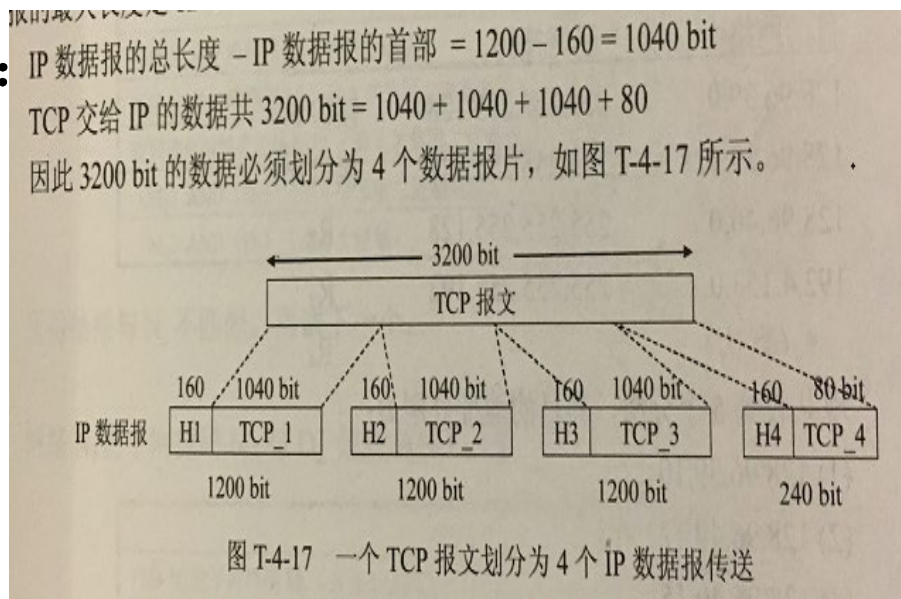
C类网络使用掩码有意义。对于小网络可以进一步划分为几个子网, 以提高网络的利用率。

**4-17.** 一个3200位长的TCP报文传到IP层，加上160位的首部后成为数据报。

下面的互联网由两个局域网通过路由器连接起来。但第二个局域网所能传送的最长数据帧中的数据部分只有1200位。因此数据报在路由器必须进行分片。试问第二个局域网向其上层要传送多少比特的数据（这里的“数据”指的是局域网看见的数据）？

**解析：**IP数据报由首部和数据两部分组成，计算时分开考虑。

**答案：** IP数据报的总长度 - IP数据报的首部 =  $1200 - 160 = 1040$  bit  
 TCP交给IP的数据共  $3200$  bit =  $1040 + 1040 + 1040 + 80$   
 因此  $3200$  bit的数据必须划分为4个数据报片，如图 T-4-17 所示。



4个数据报片的首部共为： $160 \times 4 = 640$  bit

则总共要向其上层传送的数据共：

$3200 + 640 = 3840$  bit。

**解答2：**最大数据帧的数据部分只有1200 bit,则最大数据报的数据部分为： $1200 - 160 = 1040$  bit

又因为需要分片处理的每个分片数据部分的长度应为8字节(64bit)的整数倍,则数据报分片数据部分的最大长度为1024bit,所以分4个数据报片。4个数据报片的首部共为： $160 \times 4 = 640$  bit

则总共要向其上层传送的数据共：

$3200 + 640 = 3840$  bit。

4-20 设某路由器建立了如下路由表：

目的网络	子网掩码	下一跳
128.96.39.0	255.255.255.128	接口 m0
128.96.39.128	255.255.255.128	接口 m1
128.96.40.0	255.255.255.128	R <sub>2</sub>
192.4.153.0	255.255.255.192	R <sub>3</sub>
* (默认)	—	R <sub>4</sub>

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。

**4-20. 解析：**计算中注意IP地址和掩码最后一个字节展开成二进制计算。用目标网络号和子网掩码与，若结果出现在目的网络中，则转发相应的下一站，若没有出现在目的网络中，则转发到默认站（R<sub>4</sub>）。

**答案：**（1）接口0；（2）R<sub>2</sub>；（3）R<sub>4</sub>；（4）R<sub>3</sub>；（5）R<sub>4</sub>。



4-21. 某单位分配一个B类IP地址，其net-id为129.250.0.0。该单位有4000台机器，平均分布在16个不同的地点。如选用子网掩码为255.255.255.0，试给每一个地点分配一个子网号码，并算出每个地点主机号码的最小值和最大值？

解答：4000台机器平均分布在16个不同的地点，每个地点有250台主机。每个地点子网选择主机号host-id为8位即可，需要16个子网，考虑到不使用全1和全0的子网好，则至少需要5位subnet-id号(有30个子网可以使用)。这样本题的解答不唯一，子网号可以选择5位到8位，题中给出了子网掩码为255.255.255.0,即选择了8位子网号。则16个地点的子网号可以选取00000001到00001000，即16个地点网络地址为129.250.1.0到129.250.16.0，每个地点的主机号可以选择00000001到11111010共250个号码。

4-22. 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？各数据包的数字段长度、片偏移字段和MF标志应为何数值？

解析：数据报去报头： $4000-20=3980$ 字节

1500字节去报头： $1500-20=1480$ 字节

$3980/1480=2\ldots1020$  故应该划分为3个数据报片。

答案：IP数据报固定首部长度为20字节。

划分为3个数据报片，长度分别为1480、1480、1020

片偏移字段为：0， $1480/8=185$ ， $2960/8=370$

MF标志为为：1，1，0。

4-27. 有两个CIDR地址块208.128/11和208.130.28/22。是否有哪个地址块包含了另一个地址块？如果有，请指出，并说明理由。

解答：写出这两个地址块的二进制表示即可看出。

208.128/11的网络前缀是有下划线所示的前11位：

11010000 10000000

208.130.28/22的网络前缀是有下划线所示的前22位：

11010000 10000010 00011100

显然，第一个地址块包含了第二个地址块。



**4-29** 一个自治系统有 5 个局域网，其连接图如图 4-55 示。LAN<sub>2</sub> 至 LAN<sub>5</sub> 上的主机数分别为：91, 150, 3 和 15。该自治系统分配到的 IP 地址块为 30.138.118/23。试给出每一个局域网的地址块（包括前缀）。

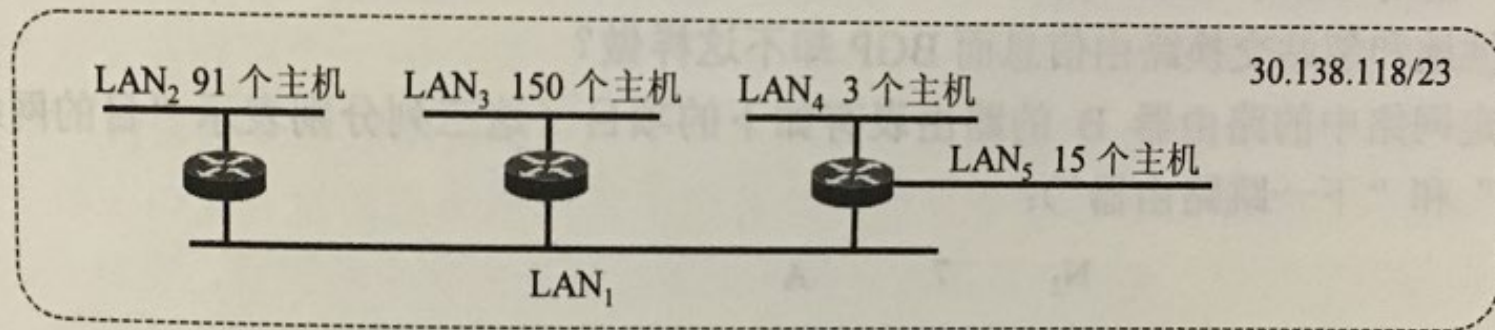


图 4-55 习题 4-29 的图

**解析：**根据局域网上的主机数算出能够表示该数字的二进制串，用32减去该位数即为网络前缀的位数。然后计算出对应得CIDR地址块。

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

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

对LAN5, 主机数15,  $2^4-2 < 15 < 2^5-2$ , 所以主机位为5位, 网络前缀为27, 分配地址块30.138.119.192/27。(第24, 25, 26, 27位为1110)

对LAN4, 主机数3,  $2^2-2 < 3 < 2^3-2$ , 所以主机位为3位, 网络前缀为29, 分配地址块30.138.119.240/29。(第24, 25, 26, 27, 28, 29位为11110)

对LAN1, 至少需要三个地址给三个路由器用, 所以至少需要三个地址, 网络前缀为29, 分配的地址块30.138.119.248/29。(第24, 25, 26, 27, 28, 29位为11111)

4-30 一个大公司有一个总部和三个下属部门。公司分配到的网络前缀是 192.77.33/24。公司的网络布局如图 4-67 所示。总部共有 5 个局域网，其中的 LAN<sub>1</sub> ~ LAN<sub>4</sub> 都连接到路由器 R<sub>1</sub> 上，R<sub>1</sub> 再通过 LAN<sub>5</sub> 与路由器 R<sub>2</sub> 相连。R<sub>2</sub> 和远地的三个部门的局域网 LAN<sub>6</sub> ~ LAN<sub>8</sub> 通过广域网相连。每一个局域网旁边标明的数字是局域网上的主机数。试给每一个局域网分配一个合适的网络前缀。

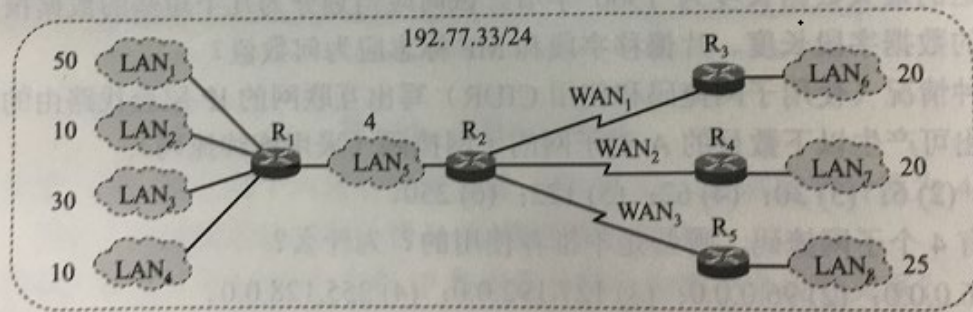


图 4-67 习题 4-30 的图

本题有多个解答，给出其中一种方案：

LAN<sub>1</sub>: 192.77.33.0/26;  
 LAN<sub>3</sub>: 192.77.33.64/27;  
 LAN<sub>6</sub>: 192.77.33.96/27;  
 LAN<sub>7</sub>: 192.77.33.128/27;  
 LAN<sub>8</sub>: 192.77.33.160/27;  
 LAN<sub>2</sub>: 192.77.33.192/28;  
 LAN<sub>4</sub>: 192.77.33.208/28;  
 LAN<sub>5</sub>: 192.77.33.224/29;  
 WAN<sub>1</sub>: 192.77.33.232/30;  
 WAN<sub>2</sub>: 192.77.33.236/30;  
 WAN<sub>3</sub>: 192.77.33.240/30.

4-30解答：50个主机的LAN<sub>1</sub>需要前缀/26(主机号6位，包含62个主机号)；  
 30个主机的LAN<sub>3</sub>需要前缀/27(主机号5位，包含30个主机号)；  
 2个10个主机的LAN<sub>2</sub>和LAN<sub>4</sub>需要前缀/28(主机号4位，包含14个主机号)；  
 LAN<sub>6</sub>至LAN<sub>8</sub>（加上路由器）各需要一个前缀/27（主机号5位，包含30个主机号）  
 3个WAN各有两个端点，各需要一个前缀/30（主机号2位，包含2个主机号）；  
 LAN<sub>5</sub>需要前缀/30(主机号2位，包含2个主机号)，但考虑到以太网上可能还要再接主机，可分配一个前缀/29(主机号3位，包含6个主机号)。

4-31.以下地址中的哪一个和86.32/12匹配？说明理由。

- (1)86.33.224.123;    (2)86.79.65.216;  
(3)86.58.119.74;    (4)86.68.206.154。

解：观察地址86.32/12的第二个字节0x32=01000000,前缀12位，说明第二字节的前4位0010在前缀中。

把给出的四个地址的第二字节转换成二进制，看哪一个前4位是0010。

- (1) 0x33=00100001,前4位是：0010  
(2) 0x79=01001111, 前4位是：0100  
(3) 0x58=00111010,前4位是：0011  
(4) 0x68=01000100,前4位是：0100

因此只有（1）的地址和86.32/32匹配。

4-32. 以下地址前缀中的那个地址与2.52.90.140匹配？请说明理由。

(1) 0/4; (2) 32/4; (3) 4/6; (4) 80/4。

解：给出的四个地址前缀有4位和6位两种，因此观察地址2.52.90.140的第一个字节。

2.52.90.140/4是000000010，2.52.90.140/6是000000010。

(1) 0/4是00000000;

(2) 32/4是00100000;

(3) 4/6是000000100;

(4) 80/4是01010000。

因此只有地址前缀 (1) 中的地址与2.52.90.140匹配。

4-41. 假定网络中路由器**B**和路由器**C**相邻，都选用**RIP**协议作为路由选择协议。路由器**B**的路由表为：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（详细说明每个步骤）。

4-41. 解：① 首先将得到的路由信息的下一跳地址改为C,并且将距离加1,得:

N2 5 C

N3 9 C

N6 5 C

N8 4 C

N9 6 C

② 将上一步得到的路由信息,逐一按照以下算法与原有信息对比处理:

目的网络地址相同,下一跳地址相同的记录,直接更新。

否则,如果是新的目的网络地址,增加

否则,目的网络地址相同,下一跳不同,距离更短,更新。

否则,无操作。

③ 得:

目的网络	距离	下一跳路由器
N1	7	A
N2	5	C
N3	9	C
N6	5	C
N8	4	E
N9	4	F



【4-42】 假定网络中的路由器 A 的路由表有如下的项目（格式同上题）：

N <sub>1</sub>	4	B
N <sub>2</sub>	2	C
N <sub>3</sub>	1	F
N <sub>4</sub>	5	G

现在 A 收到从 C 发来的路由信息（格式同上题）：

N <sub>1</sub>	2
N <sub>2</sub>	1
N <sub>3</sub>	3
N <sub>4</sub>	7

试求出路由器 A 更新后的路由表（详细说明每一个步骤）。

题解：先把收到的路由信息中的“距离”加 1：

N <sub>1</sub>	3
N <sub>2</sub>	2
N <sub>3</sub>	4
N <sub>4</sub>	8

路由器 A 更新后的路由表如下：

N <sub>1</sub>	3	C	不同的下一跳，距离更短，改变。
N <sub>2</sub>	2	C	相同的下一跳，距离一样，不变。
N <sub>3</sub>	1	F	不同的下一跳，距离更大，不改变。
N <sub>4</sub>	5	G	不同的下一跳，距离更大，不改变。



4-54. 某单位分到一个起始地址为14.24.74.0/24的地址块。该单位需要用到3个子网，他们的3个子地址块的具体要求是：子网N1需要120个地址，子网N2需要60个地址，子网N3 需要10个地址。请给出地址块的分配方案。

解：分配的地址块的前缀是24位，因此主机号有8位，即一共有256个地址。可以拿总地址的一半（128个）分配给子网N1，这个地址块的网络前缀是25位。再拿剩下地址的一半（64个）分配给子网N2，这个地址块的网络前缀是26位。还剩下64个地址，可以拿出1/4（即16个）分配给子网N3。这个地址块的网络前缀是28位。最后剩下的48个地址留给以后使用。

地址分配方案如下：

子网N1的首地址是14.24.74.0/25, 末地址是14.24.74.127/25。

子网N2的首地址是14.24.74.128/26, 末地址是14.24.74.191/26。

子网N3的首地址是14.24.74.192/28, 末地址是14.24.74.207/28。

\* 【4-55】 如图 T-4-55 所示，网络 145.13.0.0/16 划分为四个子网  $N_1$ ,  $N_2$ ,  $N_3$  和  $N_4$ 。这四个子网与路由器 R 连接的接口分别是 m0, m1, m2 和 m3。路由器 R 的第五个接口 m4 连接到因特网。

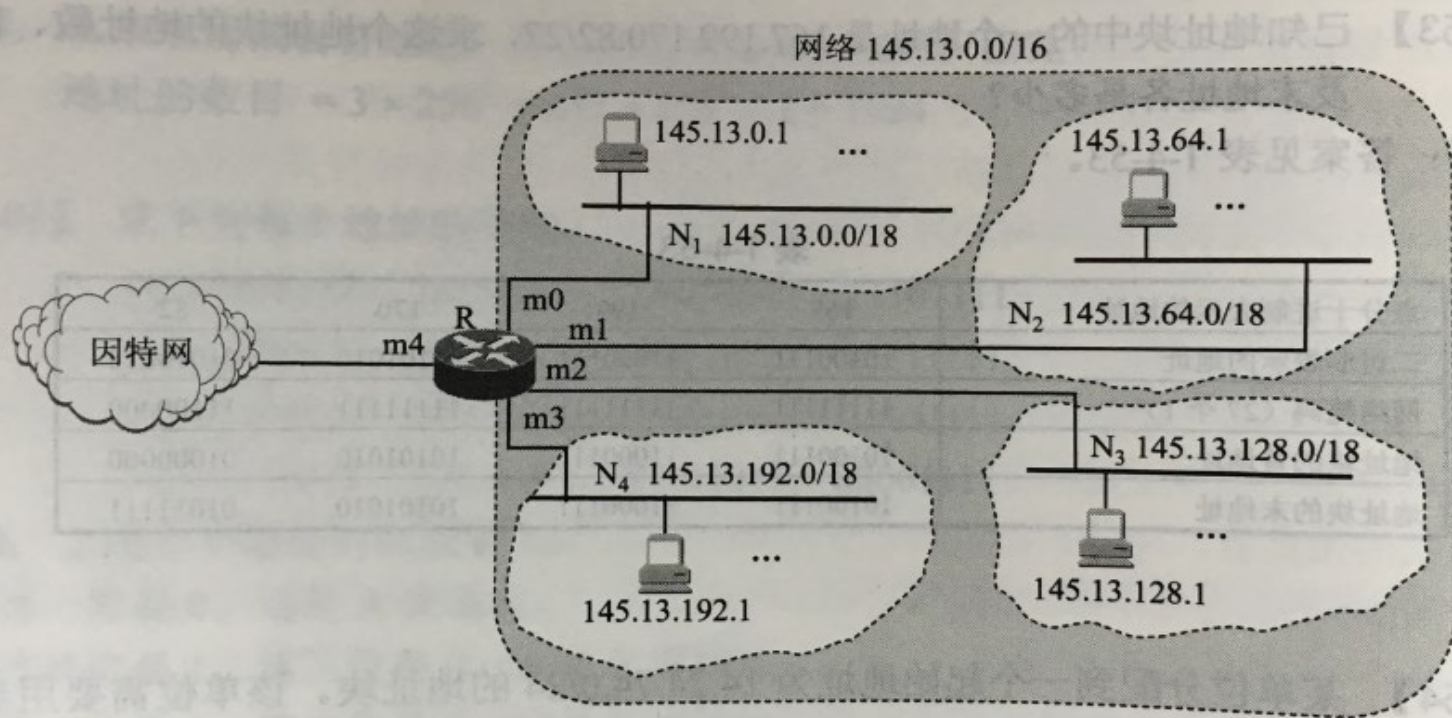


图 T-4-55 网络 145.13.0.0/18 划分为四个子网  $N_1$ ,  $N_2$ ,  $N_3$  和  $N_4$

- (1) 试给出路由器 R 的路由表。
- (2) 路由器 R 收到一个分组。其目的地址是 145.13.160.78。试给出这个分组是怎样被转发的。

## 4-55.解:

(1) 路由器R的路由表如下表所示

目的网络地址	目的网络的子网掩码	下一跳
145.13.0.0	255.255.192.0	直接交付, 接口m0
145.13.64.0	255.255.192.0	直接交付, 接口m1
145.13.128.0	255.255.192.0	直接交付, 接口m2
145.13.192.0	255.255.192.0	直接交付, 接口m3
其他	M	默认路由器, 接口m4

(2) 路由器R收到一个分组, 其目的地址是145. 13. 160. 78。将目的地址与路由器R的路由表的每一项的子网掩码作与运算, 若网络地址与该项的目的网络地址匹配, 则转发到该项的下一跳。

显然, 145. 13. 160. 78与子网掩码255. 255. 192. 0与运算结果与第三行的目的网络地址匹配。因此, 收到的分组从路由器的接口m3转发, 实际上就是直接交付连接在这个网络上的目的主机。

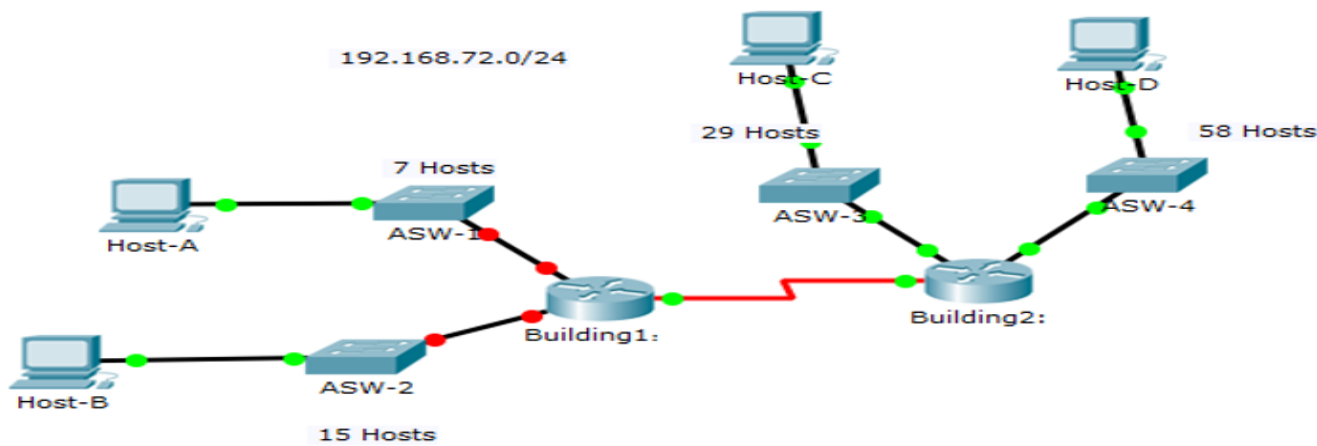


已知某网络的网络拓扑如图所示，Building1 和 Building2为路由器， ASW-1~ASW-4为交换机。已知为该网络分配的地址块为 192.168.72.0/24， ASW-1 所在局域网LAN1包含7台主机， ASW-2 所在局域网LAN2包含15台主机， ASW-3 所在局域网LAN3包含 29台主机， ASW-4 所在局域网LAN4包含 58 主机IP地址，局域网LAN5连接Building1 和 Building2。网络规划要求如下，

(1) 根据每个局域网的主机数量选择最合适的网络前缀，既能满足主机数的需要，又不浪费IP地址；

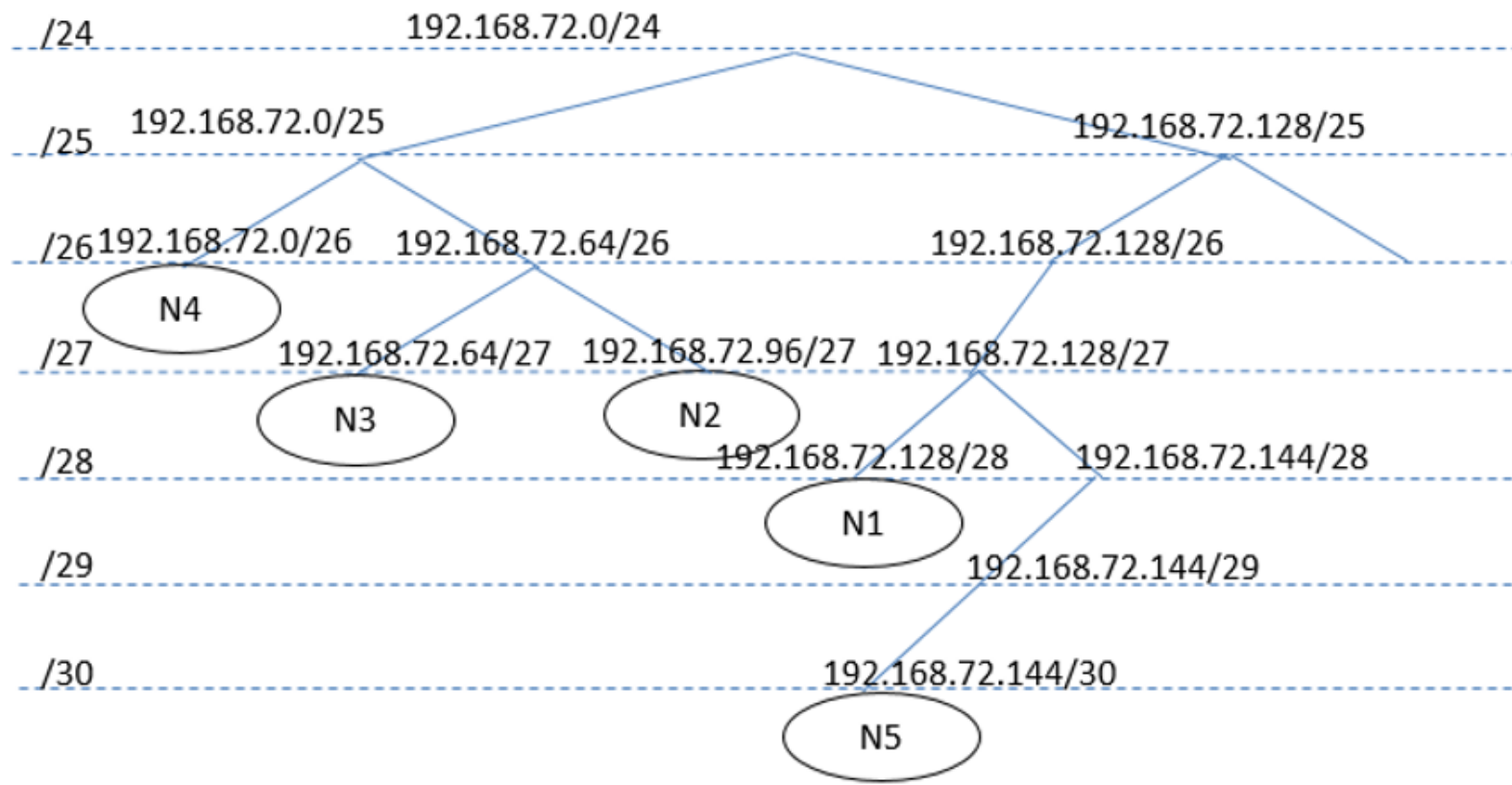
(2) 要求使用第1个子网容纳最大的LAN，使用第2个子网容纳第2大 LAN，使用第3个子网容纳第3大LAN，用第4个子网容纳第4大LAN，使用第5个子网支持Building1 和 Building2之间的连接（子网号全0全1可用）。

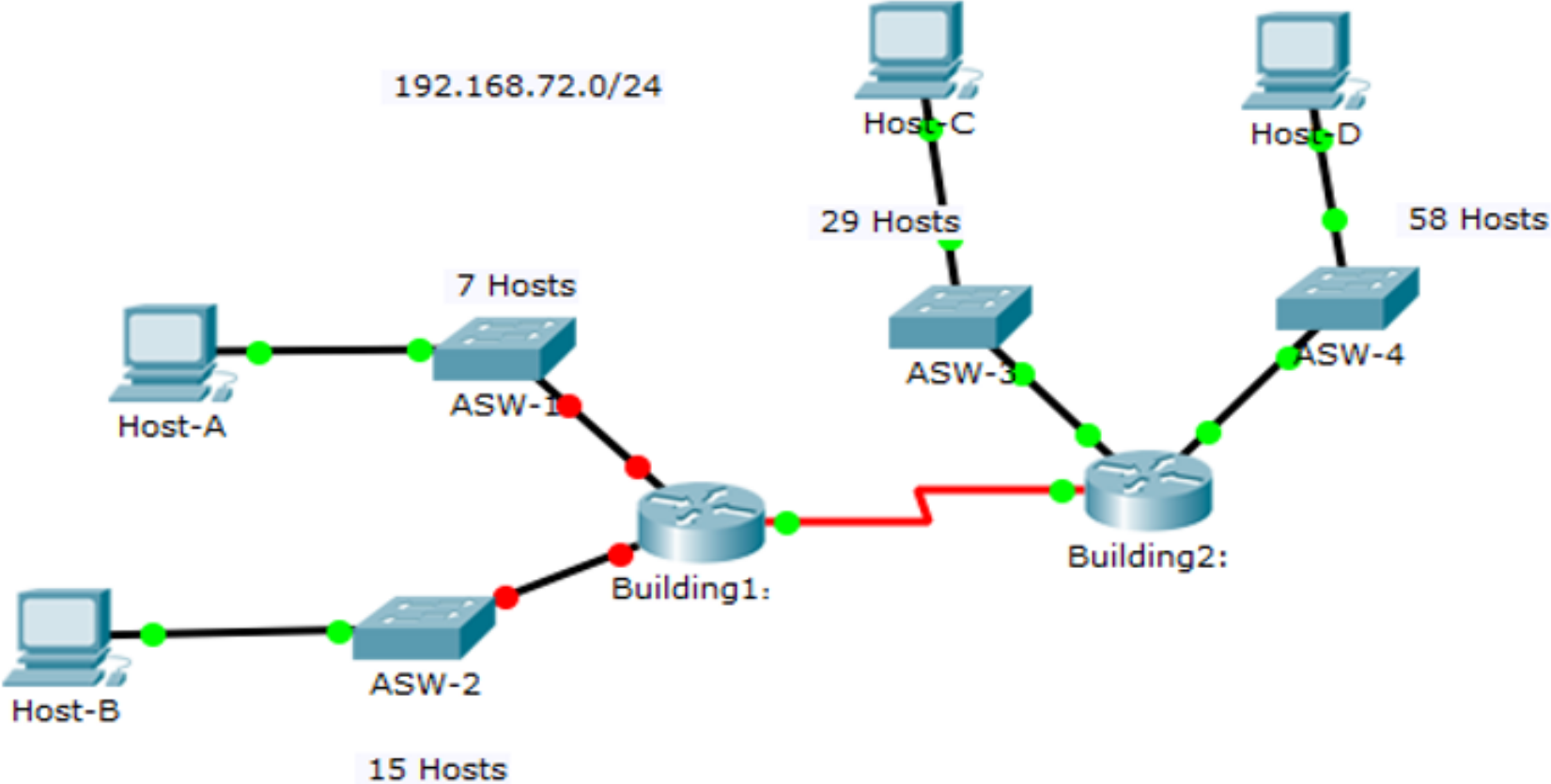
现在请大家根据要求为该网络设计编址方案，并完成网络规划表。



解答:

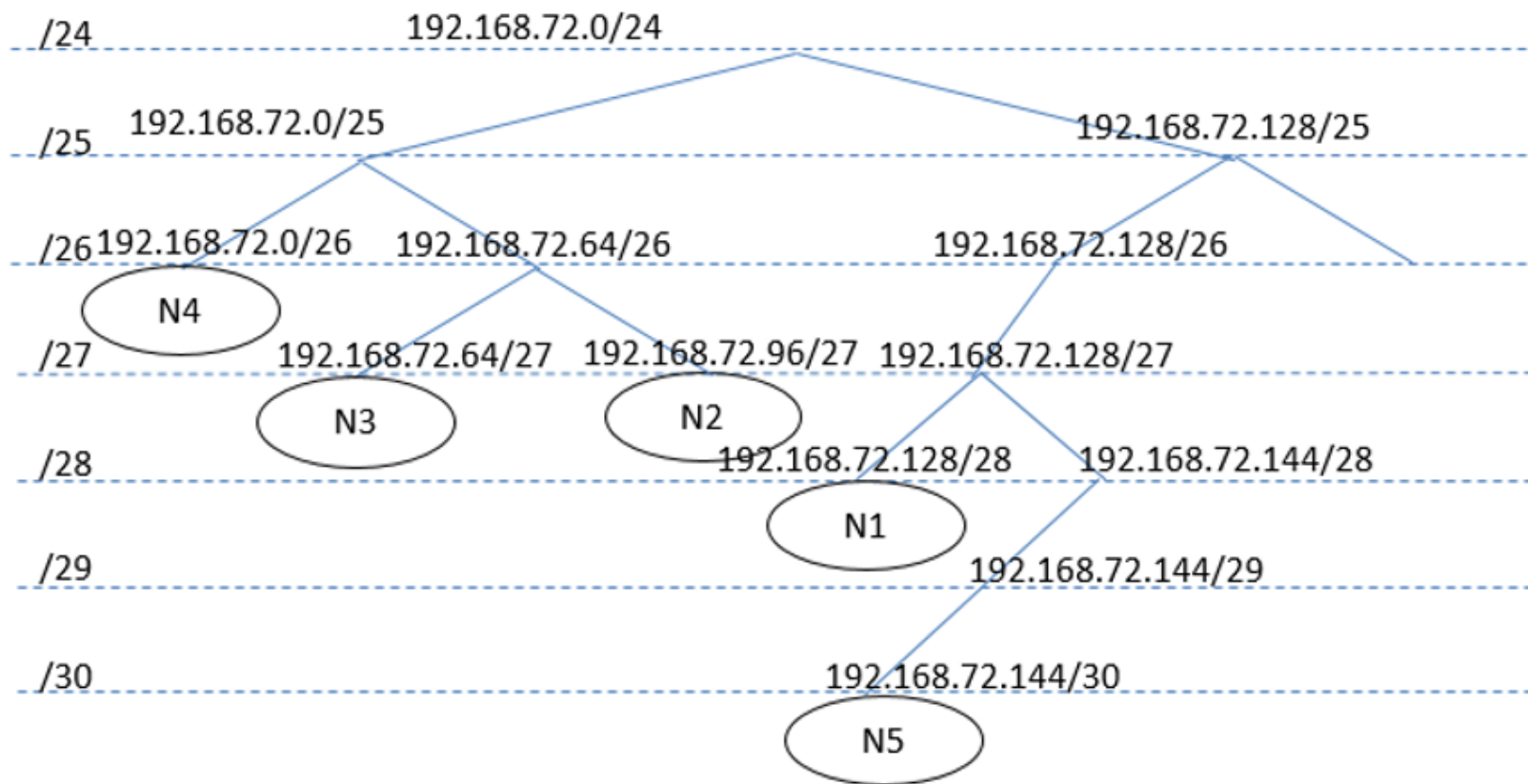
ASW-4所在局域网LAN4包含58主机，因此使用子网掩码255.255.255.192，网络前缀为/26；  
 ASW-3所在局域网LAN3包含29台主机，因此使用子网掩码255.255.255.224，网络前缀为/27；  
 ASW-2所在局域网LAN2 包含15台主机，因此使用子网掩码255.255.255.224，网络前缀为/27；  
 ASW-1所在局域网LAN1包含7台主机，因此使用子网掩码255.255.255.240，网络前缀为/28  
 局域网LAN5连接Building1和Building2，需要2个IP地址，因此使用子网掩码255.255.255.252，网络前缀为/30； 根据要求，网络分配方案如下：





子网说明	子网掩码	分配地址块（包含前缀）	第一个可用主机地址	最后一个可用主机地址
LAN1				
LAN2				
LAN3				
LAN4				
LAN5				





子网说明	子网掩码	分配地址块（包含前缀）	第一个可用主机地址	最后一个可用主机地址
LAN1	255. 255. 255. 240	192. 168. 72. 128/28	192. 168. 72. 129/28	192. 168. 72. 142/28
LAN2	255. 255. 255. 224	192. 168. 72. 96/27	192. 168. 72. 97/27	192. 168. 72. 126/27
LAN3	255. 255. 255. 224	192. 168. 72. 64/27	192. 168. 72. 65/27	192. 168. 72. 94/27
LAN4	255. 255. 255. 192	192. 168. 72. 0/26	192. 168. 72. 1/26	192. 168. 72. 62/26
LAN5	255. 255. 255. 252	192. 168. 72. 144/30	192. 168. 72. 145/30	192. 168. 72. 146/30



# 计算机网络原理(第7版)

## 第5章 传输层 典型习题解析





**5-13.** 一个UDP用户数据报的数据字段为8192字节，要使用以太网来传送。问应但划分为几个数据报片？说明每个数据报片的数据字段长度和片偏移字段的值。

■ 解析：UDP用户数据报的长度=8192+8=8200B

以太网数据字段的最大长度是1500字节，包括20字节的IP首部长度和1480字节的IP数据部分。  $8200=1480*5+800$ ，则划分的数据报片共6个。

■ 答案：应当划分成6个数据报片。

数据字段的长度：前5个是1480字节，最后一个是800字节。

则得出片偏移字段的值分别是：0，185，370，555，740和925。  
(字节数除以8)

5-14.一UDP用户数据报的首部的十六进制表示是：06 32 00 45 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？

题解：把UDP首部8个字节的数值写成二进制表示的数值，如下所示：00000110 00110010

00000000 01000101

00000000 00011100

11100010 00010111

源端口06 32，其十进制表示 $6*256+3*16+2=1586$

目的端口 0045，其十进制表示 $4*16+5=69$

用户数据报的总长度001C,其十进制表示 $1*16+12=28$ 字节

数据部分长度 $28-8=20$ 字节

此用户数据报是从客户发送给服务器（因为目的端口号小于1023，是熟知端口号）。服务器程序是TFTP。

**5-21.**假定使用连续ARQ协议，发送窗口大小是3，而序号范围是[0,15]，而传输媒体保证在接收方能够按序收到分组。在某一时刻，在接收方，下一个期望收到的序号是5.试问：

- (1) 在发送方的发送窗口中可能出现的序号组合有哪些种？
- (2) 接收方已经发送出的、但仍滞留在网络中（即还未达到发送方）的确认分组，可能有哪些？说明这些确认分组是用来确认哪些序号的分组。

解答：（1）在接收方，下一个期望收到的序号是5。这表明序号到4为止的分组都已收到。若这些确认都已到达发送方，则发送窗口最靠前，其范围是[5,7]。假定所有的确认都丢失了，发送方都没有收到这些确认。这时，发送窗口最靠后，应为[2,4]。因此，发送窗口可以是[2,4],[3,5],[4,6],[5,7]中的任何一个。

（2）接收方期望收到序号5的分组，说明序号为2,3,4的分组都已收到，并且发送了确认。对序号为1的分组的确认肯定被发送方收到了，否则发送方不可能发送4号分组。可见，对序号为2,3,4的分组的确认有可能仍滞留在网络中。这些确认是用来确认序号为2,3,4的分组。

5-22. 主机A向主机B发送一个很长的文件，其长度为L字节。假定TCP使用的MSS为1460字节。

- (1) 在TCP的序号不重复使用的条件下，L的最大值是多少？
- (2) 假定使用上面计算出的文件长度，而运输层、网络层和数据链路层所用的首部开销共66字节，链路的数据率为10Mb/s,试求这个文件所需的最短发送时间。

题解:(1)TCP报文段的序号字段有32位，则可能的序号 $2^{32}=4294967296$ 个。TCP的序号是数据字段的每一个字节的编号，而不是每一个报文段的编号。因此，这一小题与报文段的长度无关，即用不到题目给出的MSS值。这个文件L的最大值就是可能的序号数，即4294967296。若 $1\text{GB}=2^{30}\text{B}$ ，则L的最大值是4GB。

(2)  $2^{32}/1460=2941758.422$ ,则需要发送2941759个帧。

帧首部开销是 $66 * 2941759=194156094$ 字节。

发送的总字节数是 $2^{32}+194156094=4489123390$ 字节

数据率 $10\text{Mb/s}=1.25\text{MB/s}$

发送4489123390字节所需时间为： $4489123390/1.25*10^6=3591.3\text{s}$ ，即59.85分钟，约为1小时。



5-24. 一个TCP连接下面使用256kb/s的链路，其端到端时延为128ms。经测试，发现吞吐量只有120kb/s。试问发送窗口W是多少？（提示：可以有两种答案，取决于接收方发出确认的时机。）

题解：设发送窗口=X字节，再设发送端连续发送完窗口内的数据所需时间=T。有两种情况：

(a) 接收端在收完一批数据的最后才发出确认，因此发送端经过（256ms+T）后才能发送下一个窗口的数据。

(b) 接收端每收到一个很小的报文段后就发回确认，因此发送端经过比256ms略多一些的时间即可再发送数据。因此每经过256ms就能发送一个窗口的数据。

对于(a)：吞吐量= $8X / (8X / 256 * 10^3 + 256 * 10^{-3}) = 120 * 10^3$

解得：X=7228B。

对于(b)：吞吐量= $8X / (256 * 10^{-3}) = 120 * 10^3$

解得：X=256\*120/8=3840B。

5-30. 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。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？

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

最大数据率 =  $(524280 \text{ bit}) / (20 \times 10^{-3}) = 26.2 \text{ Mb/s}$ 。

5-31. 通信信道带宽为1Gb/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？

题解：发送一个窗口的比特数为： $65535 \times 8 = 524280 \text{bit}$

所需时间为 $524280 \text{bit} / (1 \times 10^9) = 0.524 \text{ms}$

往返时间为20ms

最大吞吐量 =  $524280 \text{bit} / (20 \text{ms} + 0.524 \text{ms}) \times 10^{-3}$   
 $= 25.5 \text{Mb/s}$

信道利用率为 $25.5 / (1 \times 10^9) = 2.55\%$ 。

5-38. 设TCP的ssthresh的初始值为8（单位为报文段）。当拥塞窗口上升到12时网络发生了超时，TCP使用慢开始和拥塞避免。试分别求出第1次到第15次传输的各拥塞窗口大小。

答案：（1）TCP连接初始化时， $cwnd=1$ ;

(2) 执行慢开始算法，随后的窗口大小为2, 4, 8

(3) 当 $cwnd=8=ssthresh$ ，进入了拥塞避免阶段，其窗口大小依次为9, 10, 11, 12，直到12发生拥塞

(4) 更新 $ssthresh=6$ ，进入慢开始，设置 $cwnd=1$ ，重复（2），慢开始阶段窗口依次为1, 2, 4, 6，进入拥塞避免阶段窗口大小依次为7, 8, 9

所以，第1次到第15次传输的各拥塞窗口大小依次为1, 2, 4, 8, 9, 10, 11, 12, 1, 2, 4, 6, 7, 8, 9。



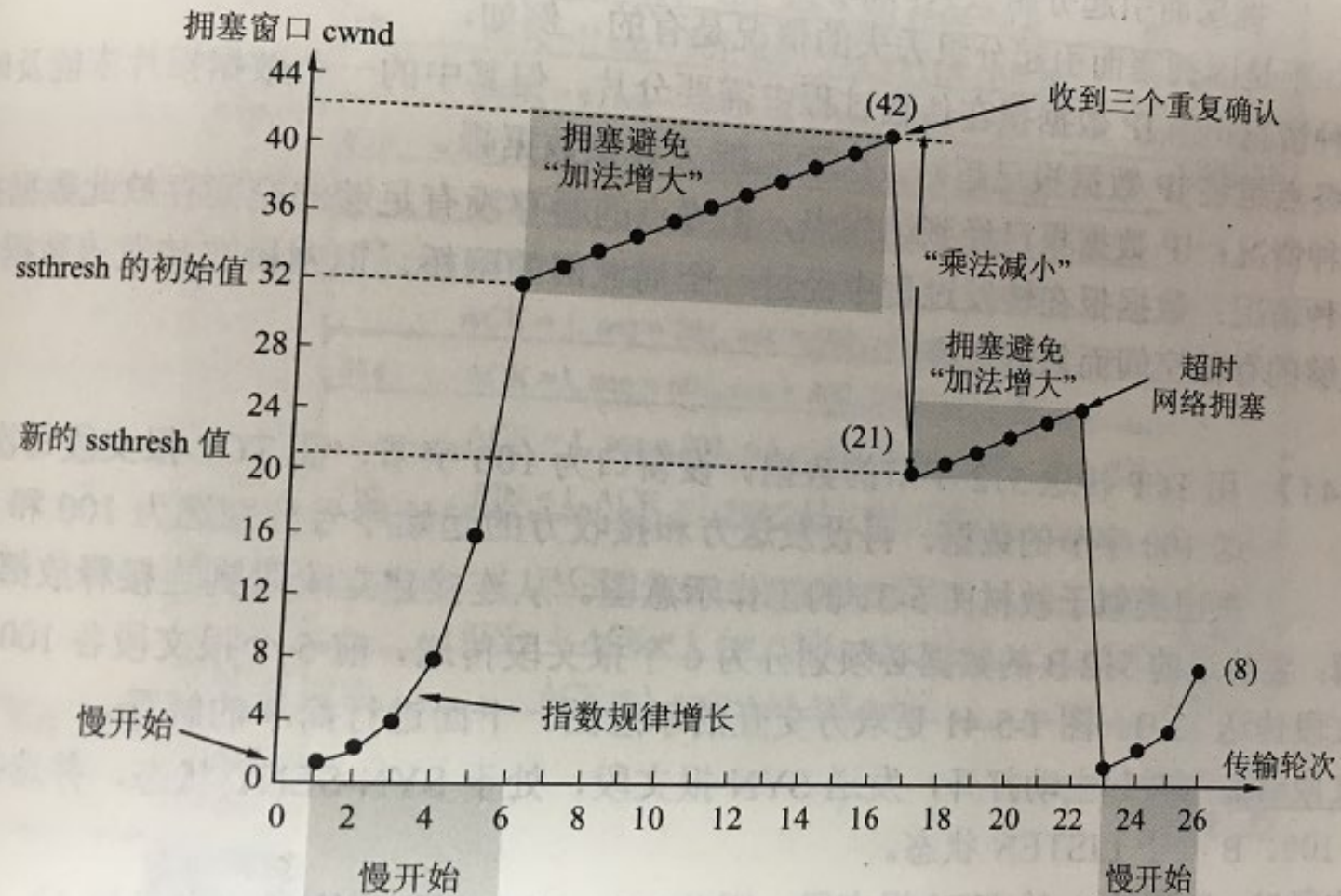
5-39 ✓ TCP 的拥塞窗口 cwnd 大小与传输轮次  $n$  的关系如下所示：

cwnd	1	2	4	8	16	32	33	34	35	36	37	38	39
$n$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
cwnd	40	41	42	21	22	23	24	25	26	1	2	4	8
$n$	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26

- (1) 试画出如图 5-25 所示的拥塞窗口与传输轮次的关系曲线。
- (2) 指明 TCP 工作在慢开始阶段的时间间隔。
- (3) 指明 TCP 工作在拥塞避免阶段的时间间隔。
- (4) 在第 16 轮次和第 22 轮次之后发送方是通过收到三个重复的确认还是通过超时检测到丢失了报文段？
- (5) 在第 1 轮次、第 18 轮次和第 24 轮次发送时，门限 ssthresh 分别被设置为多大？
- (6) 在第几轮次发送出第 70 个报文段？
- (7) 假定在第 26 轮次之后收到了三个重复的确认，因而检测出了报文段的丢失，那么拥塞窗口 cwnd 和门限 ssthresh 应设置为多大？

# 拥塞窗口与传输轮次的关系曲线如下：

(1) 拥塞窗口与传输轮次的关系曲线如图 T-5-39 所示。



(2)慢开始时间间隔:  $[1,6]$ 和 $[23,26]$

(3)拥塞避免时间间隔:  $[6,16]$ 和 $[17,22]$

(4)在16轮次后发送方通过收到三个重复的确认, 检测到丢失了报文段, 因为题目给出, 下一个轮次的拥塞窗口减半了。

在22轮次后发送方通过超时检测到丢失了报文段, 因为题目给出, 下一个轮次的拥塞窗口下降到1了。

(5)在第1轮次发送时, 门限`ssthresh`被设置为32, 因为从第6轮次起就进入了拥塞避免状态, 拥塞窗口每个轮次加1。

在第18轮次发送时, 门限`ssthresh`被设置为发生拥塞时窗口42的一半, 即21。

在第24轮次发送时, 门限`ssthresh`被设置为发生拥塞时窗口26的一半, 即13。

(6) 第1轮次发送报文段1。 ( $cwnd=1$ )  
第2轮次发送报文段2,3。 ( $cwnd=2$ )  
第3轮次发送报文段4,5,6,7。 ( $cwnd=4$ )  
第4轮次发送报文段8-15。 ( $cwnd=8$ )  
第5轮次发送报文段16-31。 ( $cwnd=16$ )  
第6轮次发送报文段32-63。 ( $cwnd=32$ )  
第7轮次发送报文段64-96。 ( $cwnd=33$ )  
因此, 第70报文段在第7轮次发送出。

(7) 在26轮次后因为收到3个重复确认而检测出了报文段的丢失, 此时拥塞窗口 $cwnd=8$ , 因此拥塞窗口的数值应当减半, 即4, 而门限 $ssthresh$ 应设置为检测出报文段丢失时拥塞窗口8的一半, 即4。

## 5-49. 下面是以十六进制格式存储的一个UDP首部 CB84000D001C001C

试问: (1)源端口是什么?

(2) 目的端口是什么?

(3) 这个用户数据报的总长度是什么?

(4) 数据长度是多少?

(5) 这个分组时从客户到服务方向的,还是从服务器到客户方向的?

(6) 客户进程是什么?

解答: (1) 源端口是UDP首部最前面的四位十六进制数字CB84, 对应的十进制源口号是 $12 \times 16^3 + 11 \times 16^2 + 8 \times 16 + 4 = 52100$ 。

(2) 目的端口是UDP首部第二个四位十六进制数字000D, 对应的十进制源口号是13。

(3) 用户数据报的长度是UDP首部第三个四位十六进制数字001C, 对应的十进制源口号是 $1 \times 16 + 12 = 28$ 字节。

(4) 数据长度是数据报长度减去首部长度, 即 $28 - 8 = 20$ 字节。

(5) 因为目的端口是熟知端口13, 所以这个分组是从客户到服务器。

(6) 从RFC867可知, 这个客户进程是Daytime。

**\*\*思考讨论:** 解释为什么突然释放传输连接可能会丢失用户数据，而使用**TCP**的连接释放方法就可保证不丢失数据。

- 当主机1和主机2之间连接建立后，主机1发送了一个用户数据报并正确抵达主机2，接着主机1发送另一个用户数据报，而主机2在收到第二个用户数据报之前发出连接释放的请求，如果就这样突然释放连接，显然主机1发送的第二个用户数据报会丢失。而使用**TCP**的连接释放方法，主机2发出了释放连接的请求，那么即使收到主机1的确认后，只会释放主机2到主机1方向的连接，即主机2不再向主机1发送数据，但仍然可接收主机1发送来的数据，所以可保证不丢失用户数据。



**\*\*思考讨论:**用具体的例子说明为什么在传输连接建立时要使用三次握手。说明如不这样可能会出现什么情况。

三次握手完成两个重要的功能，既要双方做好发送数据的准备工作，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和确认。

现在把三次握手改成仅需要两次握手，死锁是可能发生的。例如，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，在**A**的应答分组在传输中被丢失的情况，**B**将不知道**A**是否已准备好，不知道**A**建立什么样的序列号，**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，只等待连接确认应答分组。而**A**在发出分组超时后，重复发送同样的分组。这样就形成了死锁。



设TCP使用的最大窗口为64KB，即 $64 \times 1024$ 字节，而传输信道的带宽可认为是不受限制。若报文段的往返时延为20ms问所得到的最大吞吐量是多少？

解析： 本题考察的试对发送窗口和平均往返时延的理解。

发送端窗口大小为64KB，说明发送端在收到确认之前最多能发送的报文段，所以最大窗口大小/平均往返时延=最大吞吐量。即 $64 \times 1024 \times 8 / 20 \times 10^{-3} = 26214400 \text{ b/s} = 26.21 \text{ Mb/s}$