

ANDREW S. TANENBAUM

COMPUTER NETWORKS

FOURTH EDITION

PROBLEM SOLUTIONS

第 1 章 概述

1. 答: 狗能携带 21 千兆字节或者 168 千兆位的数据。18 公里/小时的速度等于 0.005 公里/秒, 走过 x 公里的时间为 $x / 0.005 = 200x$ 秒, 产生的数据传输速度为 168/200x Gbps 或者 840 /x Mbps。因此, 与通信线路相比较, 若 $x < 5.6$ 公里, 狗有更高的速度。

2. 使用局域网模型可以容易地增加节点。如果局域网只是一条长的电缆, 且不会因个别的失效而崩溃(例如采用镜像服务器)的情况下, 使用局域网模型会更便宜。使用局域网可提供更多的计算能力和更好交互式接口。

3. 答: 横贯大陆的光纤连接可以有很多千兆位/秒带宽, 但是由于光速度传送要越过数千公里, 时延将也高。相反, 使用 56 kbps 调制解调器呼叫在同样大楼内的计算机则有低带宽和较低的时延。

4. 声音的传输需要相应的固定时间, 因此网络时隙数量是很重要的。传输时间可以用标准偏差方式表示。实际上, 短延迟但是大变化性比更长的延迟和低变化性更糟。

5. 答: 不, 传送速度为 200,000 公里/秒或 200 米/ 微秒。信号在 10 微秒中传送了 2 千米, 每个交换机相当于增加额外的 2 公里电缆。如果客户和服务器之间的距离为 5000 公里, 平均通过 50 个交换机给那些总道路只增加 100 公里, 只是 2%。因此, 交换延迟不是这些情形中的主要因素。

6. 答: 由于请求和应答都必须通过卫星, 因此传输总路径长度为 160,000 千米。在空气和真空中的光速为 300, 000 公里/秒, 因此最佳的传播延迟为 160,000/300, 000 秒, 约 533 msec。

7. 显而易见, 在这里没有正确的独立的答案。但下列问题好像相关: 目前的系统有它的很多惯性(检测和平衡)。当新的团体掌握权力的时候, 这惯性可保持法律、经济和社会制度的稳定。此外, 很多人对社会问题没有真的知道事情的真相, 但却具有很强烈的、引起争论的意见。将不允许讲道理的观点写进法律也许不合适。还必须考虑某些专业组织有影响的宣传活动。另一主要问题是安全。黑客可能侵入系统和伪造结果。

8. 答: 将路由器称为 A, B, C, D 和 E: 则有 10 条可能的线路: $AB, AC, AD, AE, BC, BD, BE, CD, CE$ 和 DE 。每条线路有 4 种可能性(3 速度或者不是线路), 这样, 拓扑的总数为 $4^{10} = 1,048,576$ 。

检查每个拓扑需要 100 ms, 全部检查总共需要 104,857.6 秒, 或者稍微超过 29 个小时。

9. 答:

这意味着，从路由器到路由器的路径长度相当于路由器到根的两倍。若在树中，根深度为 1，深度为 n ，从根到第 n 层需要 $n-1$ 跳，在该层的路由器为 0.50。

从根到 $n-1$ 层的路径有 router 的 0.25 和 $n-2$ 跳步。因此，路径长度 l 为：

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

或

$$l = \sum_{i=1}^{\infty} n (0.5)^i - \sum_{i=1}^{\infty} i (0.5)^i$$

This expression reduces to $l = n-2$, The mean router-router 路径为 $2n-4$ 。

10. 区分 $n-2$ 事件。 事件 1 到 n 由主机成功地、没有冲突地使用这条信道的事件组成。这些可能性的事件的概率为 $p(1-p)^{n-1}$ 。事件 $n+1$ 是一个空闲的信道，其概率为 $(1-p)^n$ 。事件 $n+2$ 是一个冲突。由于事件 $n+2$ 互斥，它们可能发生的事件必须统一合计。冲突的可能性等于那些小部分的槽的浪费，只是

$$1 - np(1-p)^{n-1} - (1-p)^n$$

11. 答：通过协议分层可以把设计问题划分成较小的易于处理的片段。分层意味着某一层的协议的改变不会影响高层或低层的协议。

12. 答：不，在 ISO 协议模型中，物理通讯只在最低的层里进行，不在每个层里。

13. 无连接通信和面向连接通信的最主要区别是什么？

答：主要的区别有两条。

其一：面向连接通信分为三个阶段，第一是建立连接，在此阶段，发出一个建立连接的请求。只有在连接成功建立之后，才能开始数据传输，这是第二阶段。接着，当数据传输完毕，必须释放连接。而无连接通信没有这么多阶段，它直接进行数据传输。

其二：面向连接的通信具有数据的保序性，而无连接的通信不能保证接收数据的顺序与发送数据的顺序一致。

14. 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，接受方将得到两个报文。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 个字节当作一个整体，在此已经体现不出原先有两个报文的事实。

15. 答：协商就是要让双方就在通信期间将使用的某些参数或数值达成一致。最大分组长度就是一个例子。

16. 服务是由 k 层向 $k+1$ 层提供的。服务必须由下层 k 提供，即，对层 k 的服务是由 $k-1$ 层提供的。

17. The probability, P_k , of a frame requiring exactly k transmissions is the probability of the first $k-1$ attempts failing, p^{k-1} , times the probability of the k -th transmission succeeding, $(1-p)$. The mean number of transmission is then

just

$$\sum_{k=1}^{\infty} k P_k = \sum_{k=1}^{\infty} k (1-p) p^{k-1} = \frac{1}{1-p}$$

18. OSI 的哪一层分别处理以下问题？

把传输的比特流划分为帧——数据链路层

决定使用哪条路径通过子网——网络层.

19. 答：帧封装包。 当一个包到达数据链路层时，整个数据包，包括包头、数据及全部内容，都用作帧的数据区。或者说，将整个包放进一个信封(帧)里面，(如果能装入的话)。

20. 一个有 n 层协议的系统，应用层生成长度为 m 字节的报文，在每层都加上 h 字节报头，那么网络带宽中有多大百分比是在传输各层报头？

$$hn/(hn+m)*100\%$$

[注意：题中已说明每层都要附加报头，不要考虑实际的 OSI 或者 TCP/IP 协议]

21. 相似点：都是独立的协议栈的概念；层的功能也大体相似。

不同点：OSI 更好的区分了服务、接口和协议的概念，因此比 TCP/IP 具有更好的隐藏性，能够比较容易的进行替换；OSI 是先有的模型的概念，然后再进行协议的实现，而 TCP/IP 是先有协议，然后建立描述该协议的模型；层次数量有差别；TCP/IP 没有会话层和表示层，OSI 不支持网络互连。OSI 在网络层支持无连接和面向连接的通信，而在传输层仅有面向连接的通信，而 TCP/IP 在网络层仅有一种通信模式（无连接），但在传输层支持两种模式。

22. TCP 是面向连接的，而 UDP 是一种数据报服务。

23. 如果 3 枚炸弹炸毁与右上角那 2 个节点连接的 3 个节点，可将那 2 个节点与其余的节点拆开。系统能禁得住任何两个节点的损失。

24. Doubling every 18 months means a factor of four gain in 3 years. In 9 years, the gain is then 43 or 64, leading to 6.4 billion hosts. My intuition says that is much too conservative, since by then probably every television in the world and possibly billions of other appliances will be on home LANs connected to the Internet. The average person in the developed world may have dozens of Internet hosts by then.

25. 如果网络容易丢失分组，那么对每一个分组逐一进行确认较好，此时仅重传丢失的分组。而在另一方面，如果网络高度可靠，那么在不发差错的情况下，仅在整个文件传送的

结尾发送一次确认，从而减少了确认的次数，节省了带宽；不过，即使有单个分组丢失，也需要重传整个文件。

26. Small, fixed-length cells can be routed through switches quickly, and completely in hardware. Small, fixed-size cells also make it easier to build hardware that handles many cells in parallel. Also, they do not block transmission lines for very long, making it easier to provide quality-of-service guarantees.

27. The speed of light in coax is about 200,000 km/sec, which is 200 meters/ sec. At 10 Mbps, it takes 0.1 sec to transmit a bit. Thus, the bit lasts 0.1 sec in time, during which it propagates 20 meters. Thus, a bit is 20 meters long here.

28. The image is $1024 \times 768 \times 3$ bytes or 2,359,296 bytes. This is 18,874,368 bits. At 56,000 bits/sec, it takes about 337.042 sec. At 1,000,000 bits/sec, it takes about 18.874 sec. At 10,000,000 bits/sec, it takes about 1.887 sec. At 100,000,000 bits/sec, it takes about 0.189 sec.

29. Think about the hidden terminal problem. Imagine a wireless network of five stations, A through E , such that each one is in range of only its immediate neighbors. Then A can talk to B at the same time D is talking to E . Wireless networks have potential parallelism, and in this way differ from Ethernet.

30. One disadvantage is security. Every random delivery man who happens to be in the building can listen in on the network. Another disadvantage is reliability. Wireless networks make lots of errors. A third potential problem is battery life, since most wireless devices tend to be mobile.

31. 优点 1：如果每个人都使用标准，那么每个人都可以与其他任何人交流；优点 2：广泛使用标准将导致规模经济，比如生产大规模集成电路芯片。缺点 1：为了取得标准化所需要的政治妥协经常会导致差的标准；缺点 2：一旦标准被广泛采用了，要对它再做改变就会非常困难，即使发现了新的更好的技术或方法，也难以替换。

32. 具有国际标准的系统的例子包括 CD 播放器和 CD 盘片，随声听和录音磁带，照相机和 35mm 胶卷等。缺乏国际标准的领域包括合适录像机和录像带（美国是 NTSC VHS，欧洲是 PAL），手提电话，电灯和灯泡（不同的国家使用不同的电压），影印机和纸（美国为 8.5*11 英寸，其他地方为 A4）等。

第 2 章 物理层

1.

答：本题是求周期性函数的傅立叶系数。而题面中所给出的为信号在一个周期内的解析式。

$$g(t) = \frac{1}{2}c + \sum_{n=1}^{\infty} a_n \sin(2\pi nft) + \sum_{n=1}^{\infty} b_n \cos(2\pi nft)$$

$$f(t) = t \quad T = 1 \quad f = \frac{1}{T} = 1$$

$$a_n = \frac{2}{T} \int_0^1 f(t) \sin(2\pi nft) dt = \frac{-1}{\pi n}$$

$$b_n = \frac{2}{T} \int_0^1 f(t) \cos(2\pi nft) dt = 0$$

$$c = \frac{2}{T} \int_0^1 f(t) dt = 1$$

即： $a_n = \frac{-1}{\pi n}, b_n = 0, c = 1.$

2. 答：无噪声信道最大数据传输率公式：最大数据传输率= $2H\log_2 V$ b/s。因此最大数据传输率决定于每次采样所产生的比特数，如果每次采样产生 16bits，那么数据传输率可达 128kbps；如果每次采样产生 1024bits，那么可达 8.2Mbps。注意这是对无噪声信道而言的，实际信道总是有噪声的，其最大数据传输率由香农定律给出。

3. 答：采样频率 12MHz，每次采样 2bit，总的数据率为 24Mbps。

4. 答：信噪比为 20 dB 即 $S/N=100$ 。由于 $\log_2 101 \approx 6.658$ ，由香农定理，该信道的信道容量为 $3\log_2(1+100)=19.98\text{kbps}$ 。

又根据乃奎斯特定理，发送二进制信号的 3kHz 信道的最大数据传输速率为 $2 \times 3 \log_2 2 = 6\text{kbps}$ 。

所以可以取得的最大数据传输速率为 6kbps。

5. 答：为发送 T1 信号，我们需要

$$H \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right) = 1.544 \times 10 H^6$$

$$H = 50000$$

$$\frac{S}{N} = 2^{31} - 1$$

$$10 \log_{10} (2^{31} - 1) = 93 \text{ dB}$$

所以，在 50kHz 线路上使用 T1 载波需要 93dB 的信噪比。

6. 答：无源星没有电子器件，来自一条光纤的光照亮若干其他光纤。有源中继器把光信号转换成电信号以作进一步的处理。

7. 答：

$$f = \frac{c}{\lambda} \quad \frac{df}{d\lambda} = -\frac{c}{\lambda^2}$$

$$df = -\frac{c}{\lambda^2} d\lambda \quad \Delta f = \frac{c}{\lambda^2} \Delta \lambda$$

$$c = 3 \times 10^8 \quad \lambda = 10^{-6} m$$

$$\Delta \lambda = 0.1 \times 10^{-6} = 10^{-7} m$$

$$\Delta f = \frac{3 \times 10^8}{(10^{-6})^2} \times 10^{-7} = 30 \times 10^{12} Hz = 30 THz$$

因此，在 $0.1 \mu m$ 的频段中可以有 30 THz。

8. 答：数据速率为 $480 \times 640 \times 24 \times 60$ bps，即 442 Mbps。

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

$$f = \frac{c}{\lambda} \quad \frac{df}{d\lambda} = -\frac{c}{\lambda^2}$$

$$|\Delta f| = \frac{\lambda^2 \Delta f}{c} = \frac{(1.3 \times 10^{-6})^2 \times 4.42 \times 10^8}{3 \times 10^8} = 2.5 \times 10^{-12} m = 2.5 \times 10^{-6} \mu m$$

需要 442 Mbps 的带宽，对应的波长范围是 $2.5 \times 10^{-6} \mu m$ 。

9. 答：奈奎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，它的傅立叶频谱不包含高于 f 的正弦和余弦，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。因此奈奎斯特定理适用于所有介质。

10. 答：3 个波段的频率范围大约相等，根据公式

$$\Delta f = \frac{c}{\lambda^2} \Delta \lambda$$

λ 小的波段 $\Delta \lambda$ 也小，才能保持 Δf 大约相等。

顺便指出，3 个带宽大致相同的事实是所使用的硅的种类的一个碰巧的特性反映。

11. 答：

$$f = \frac{c}{\lambda}$$

当 λ 为 1 cm 时， f 为 30 GHz。

当 λ 为 5 m 时， f 为 60 MHz。

12. 答：1 GHz 微波的波长是 30 cm。如果一个波比另一个波多行进 15 cm，那么它们到达时将 180 异相。显然，答案与链路长度是 50 km 的事实无关。

13. 答:

$$A = \arctg \frac{0.001}{100} = 0.00057^\circ$$

If the beam is off by 1 mm at the end, it misses the detector. This amounts to a triangle with base 100 m and height 0.001 m. The angle is one whose tangent is thus 0.00001. This angle is about 0.00057 degrees.

14. With 66/6 or 11 satellites per necklace, every 90 minutes 11 satellites pass overhead. This means there is a transit every 491 seconds. Thus, there will be a handoff about every 8 minutes and 11 seconds.

15. The satellite moves from being directly overhead toward the southern horizon, with a maximum excursion from the vertical of 2° . It takes 24 hours to go from directly overhead to maximum excursion and then back.

16. The number of area codes was $8 \times 2 \times 10$, which is 160. The number of prefixes was $8 \times 8 \times 10$, or 640. Thus, the number of end offices was limited to 102,400. This limit is not a problem.

17. With a 10-digit telephone number, there could be 10^{10} numbers, although many of the area codes are illegal, such as 000. However, a much tighter limit is given by the number of end offices. There are 22,000 end offices, each with a maximum of 10,000 lines. This gives a maximum of 220 million telephones. There is simply no place to connect more of them. This could never be achieved in practice because some end offices are not full. An end office in a small town in Wyoming may not have 10,000 customers near it, so those lines are wasted.

18. 答: 每部电话每小时做 0.5 次通话, 每次通话 6 分钟。因此一部电话每小时占用一条电路 3 分钟, $60/3=20$, 即 20 部电话可共享一条线路。由于只有 10% 的呼叫是长途, 所以 200 部电话占用一条完全时间的长途线路。局间干线复用了 $1000000/4000=250$ 条线路, 每条线路支持 200 部电话, 因此, 一个端局可以支持的电话部数为 $200 \times 250=50000$ 。

19. 答: 双绞线的每一条导线的截面积是 $\pi \times (1/2)^2 = 0.25\pi \text{ mm}^2$, 每根双绞线的两条导线在 10km 长的情况下体积是 $0.25\pi \times (10^{-3})^2 \times 10 \times 1000 \times 2 = 0.5\pi \times 10^{-2} \text{ m}^3$, 即约为 15708cm。由于铜的密度等于 9.0g/cm^3 , 每个本地回路的质量为 $9 \times 15708=141372 \text{ g}$, 约为 141kg。这样, 电话公司拥有的本地回路的总质量等于 $141 \times 1000 \times 10^4=1.41 \times 10^9 \text{ kg}$, 由于每千克铜的价格是 3 美元, 所以总的价值等于 $3 \times 1.4 \times 10^9=4.2 \times 10^9$ 美元。

20. Like a single railroad track, it is half duplex. Oil can flow in either direction, but not both ways at once.

21. 通常在物理层对于在线路上发送的比特不采取任何差错纠正措施。在每个调制解调器中都包括一个 CPU 使得有可能在第一层中包含错误纠正码，从而大大减少第二层所看到的错误率。由调制解调器做的错误处理可以对第二层完全透明。现在许多调制解调器都有内建的错误处理功能。

22. 每个波特有 4 个合法值，因此比特率是波特率的两倍。对应于 1200 波特，数据速率是 2400bps。

23. 相位总是 0，但使用两个振幅，因此这是直接的幅度调制。

24. If all the points are equidistant from the origin, they all have the same amplitude, so amplitude modulation is not being used. Frequency modulation is never used in constellation diagrams, so the encoding is pure phase shift keying.

25. Two, one for upstream and one for downstream. The modulation scheme itself just uses amplitude and phase. The frequency is not modulated.

26. There are 256 channels in all, minus 6 for POTS and 2 for control, leaving 248 for data. If 3/4 of these are for downstream, that gives 186 channels for downstream. ADSL modulation is at 4000 baud, so with QAM-64 (6 bits/baud) we have 24,000 bps in each of the 186 channels. The total bandwidth is then 4.464 Mbps downstream.

27. A 5-KB Web page has 40,000 bits. The download time over a 36 Mbps channel is 1.1 msec. If the queueing delay is also 1.1 msec, the total time is 2.2 msec. Over ADSL there is no queueing delay, so the download time at 1 Mbps is 40 msec. At 56 kbps it is 714 msec.

28. There are ten 4000 Hz signals. We need nine guard bands to avoid any interference. The minimum bandwidth required is $4000 \times 10 + 4000 \times 9 = 43,600$ Hz.

29. 答：125 μ s 的采样时间对应于每秒 8000 次采样。一个典型的电话通道为 4kHz。根据奈奎斯特定理，为获取一个 4kHz 的通道中的全部信息需要每秒 8000 次的采样频率。

(Actually the nominal bandwidth is somewhat less, but the cutoff is not sharp.)

30. 每一帧中，端点用户使用 193 位中的 168 (7*24) 位，开销占 25 (=193-168) 位，因此开销比例等于 25/193=13%。

31. 答：比较使用如下方案的无噪声 4kHz 信道的最大数据传输率：

(a) 每次采样 2 比特的模拟编码 ——16kbps

(b) T1 PCM 系统——56kbps

In both cases 8000 samples/sec are possible. With dibit encoding, two bits are sent per sample. With T1, 7 bits are sent per period. The respective data rates are 16 kbps and 56 kbps.

32. 答: 10 个帧。

在数字通道上某些随机比特是 0101010101 模式的概率是 $1/1024$ 。察看 10 个帧，若每一帧中的第一位形成比特串 0101010101，则判断同步成功，而误判的概率为 $1/1024$ ，小于 0.001。

33. 答: 有。编码器接受任意的模拟信号，并从它产生数字信号。而解调器仅仅接受调制了的正弦（或余弦）波，产生数字信号。

34. 答: a. CCITT 2.048Mbps 标准用 32 个 8 位数据样本组成一个 $125\mu\text{s}$ 的基本帧，30 个信道用于传信息，2 个信道用于传控制信号。在每一个 4kHz 信道上发送的数据率就是 $8 \times 8000 = 64\text{kbps}$ 。

b. 差分脉码调制（DPCM）是一种压缩传输信息量的方法，它发送的不是每一次抽样的二进制编码值，而是两次抽样的差值的二进制编码。现在相对差值是 4 位，所以对应每个 4kHz 信道实际发送的比特速率为 $4 \times 8000 = 32\text{kbps}$ 。

c. 增量调制的基本思想是：当抽样时间间隔 Δt 很短时，模拟数据在两次抽样之间的变化很小，可以选择一个合适的量化值作为阶距。把两次抽样的差别近似为不是增加一个？就是减少一个？。这样只需用 1bit 二进制信息就可以表示一次抽样结果，而不会引入很大误差。因此，此时对应每个 4kHz 信道实际发送的数据速率为 $1 \times 8000 = 8\text{kHz}$ 。

35. 答: 在波的 $1/4$ 周期内信号必须从 0 上升到 A。为了能够跟踪信号，在 $T/4$ 的时间内（假定波的周期是 T）必须采样 8 次，即每一个全波采样 32 次，采样的时间间隔是 $1/x$ ，因此波的全周期必须足够的长，使得能包含 32 次采样，即 $T > 32/x$ ，或 $f_{\max} = x/32$ 。

36. 答: 10^{-9} 的漂移意味着 10^9 秒中的 1 秒，或 1 秒中的 10^{-9} 秒。对于 OC-1 速率，即 51.840Mbps，取近似值 50Mbps，大约一位持续 20ns。这就说明每隔 20 秒，时钟就要偏离 1 位。这就说明，时钟必须每隔 10 秒或更频繁地进行同步，才能保持不会偏离太大。

37. 答: 基本的 SONET 帧是美 $125\mu\text{s}$ 产生 810 字节。由于 SONET 是同步的，因此不论是否有数据，帧都被发送出去。每秒 8000 帧与数字电话系统中使用的 PCM 信道的采样频率完全一样。

810 字节的 SONET 帧通常用 90 列乘以 9 行的矩形来描述，每秒传送 51.84Mbps，即 $8 \times 810 \times 8000 = 51840000\text{bps}$ 。这就是基本的 SONET 信道，它被称作同步传输信号 STS-1，所有的 SONET 干线都是由多条 STS-1 构成。

每一帧的前 3 列被留作系统管理信息使用，前 3 行包含段开销，后 6 行包含线路开销。

剩下的 87 列包含 $87 \times 9 \times 8 \times 8000 = 50112000\text{bps}$ 。被称作同步载荷信封的数据可以在任何位置开始。线路开销的第一行包含指向第一字节的指针。同步载荷信封（SPE）的第一列是

通路开销。

通路开销不是严格的 SONET 结构，它在嵌入在载荷信封中。通路开销端到端的流过网络，因此把它与端到端的运载用户信息的 SPE 相关联是有意义的。然而，它确实从可提供给端点用户的 50.112Mbps 中又减去 $1 \times 9 \times 8 \times 8000 = 576000\text{bps}$ ，即 0.576Mbps，使之变成 49.536Mbps。OC-3 相当于 3 个 OC-1 复用在一起，因此其用户数据传输速率是 $49.546 \times 3 = 148.608\text{Mbps}$ 。

38. VT1.5 can accommodate $8000\text{ frames/sec} \times 3\text{ columns} \times 9\text{ rows} \times 8\text{ bits} = 1.728\text{ Mbps}$. It can be used to accommodate DS-1. VT2 can accommodate $8000\text{ frames/sec} \times 4\text{ columns} \times 9\text{ rows} \times 8\text{ bits} = 2.304\text{ Mbps}$. It can be used to accommodate European CEPT-1 service. VT6 can accommodate $8000\text{ frames/sec} \times 12\text{ columns} \times 9\text{ rows} \times 8\text{ bits} = 6.912\text{ Mbps}$. It can be used to accommodate DS-2 service.

39. Message switching sends data units that can be arbitrarily long. Packet switching has a maximum packet size. Any message longer than that is split up into multiple packets.

40. 答：当一条线路（例如 OC-3）没有被多路复用，而仅从一个源输入数据时，字母 c（表示 concatenation，即串联）被加到名字标识的后面，因此，OC-3c 表示由 3 条单独的 OC-1 线路复用成 155.52Mbps，而 OC-3c 表示来自单个源的 155.52Mbps 的数据流。OC-3c 流中所包含的 3 个 OC-1 流按列交织编排，首先是流 1 的第 1 列，流 2 的第 1 列，流 3 的第 1 列，随后是流 1 的第 2 列，流 2 的第 2 列，……以此类推，最后形成 270 列宽 9 行高的帧。

OC-3c 流中的用户实际数据传输速率比 OC-3 流的速率略高（149.760Mbps 和 148.608Mbps），因为通路开销仅在 SPE 中出现一次，而不是当使用 3 条单独 OC-1 流时出现的 3 次。换句话说，OC-3c 中 270 列中的 260 列可用于用户数据，而在 OC-3 中仅能使用 258 列。更高层次的串联帧（如 OC-12c）也存在。

OC-12c 帧有 $12 \times 90 = 1080$ 列和 9 行。其中段开销和线路开销占 $12 \times 3 = 36$ 列，这样同步载荷信封就有 $1080 - 36 = 1044$ 列。SPE 中仅 1 列用于通路开销，结果就是 1043 列用于用户数据。

由于每列 9 个字节，因此一个 OC-12c 帧中用户数据比特数是 $8 \times 9 \times 1043 = 75096$ 。每秒 8000 帧，得到用户数据速率 $75096 \times 8000 = 600768000\text{bps}$ ，即 600.768Mbps。

所以，在一条 OC-12c 连接中可提供的用户带宽是 600.768Mbps。

41. 答：The three networks have the following properties:

星型：最好为 2，最差为 2，平均为 2；

环型：最好为 1，最差为 $n/2$ ，平均为 $n/4$

如果考虑 n 为奇偶数，

则 n 为奇数时，最坏为 $(n-1)/2$ ，平均为 $(n+1)/4$

n 为偶数时，最坏为 $n/2$ ，平均为 $n^2/4(n+1)$ 。

全连接：最好为 1，最差为 1，平均为 1。

42. 对于电路交换, $t=s$ 时电路建立起来; $t=s+x/d$ 时报文的最后一位发送完毕; $t=s+x/b+kd$ 时报文到达目的地。而对于分组交换, 最后一位在 $t=x/b$ 时发送完毕。

为到达最终目的地, 最后一个分组必须被中间的路由器重发 $k-1$ 次, 每次重发花时间为 p/b , 所以总的延迟为

$$\frac{x}{b} + (k-1)\frac{p}{b} + kd$$

为了使分组交换比电路交换快, 必须:

$$\frac{x}{b} + (k-1)\frac{p}{b} + kd < s + \frac{x}{b} + kd$$

所以:

$$s > (k-1)\frac{p}{b}$$

43. 答: 所需要的分组总数是 x/p , 因此总的的数据加上头信息交通量为 $(p+h)x/p$ 位。

源端发送这些位需要时间为 $(p+h)x/pb$

中间的路由器重传最后一个分组所花的总时间为 $(k-1)(p+h)/b$

因此我们得到的总的延迟为

$$(p+h)\frac{x}{pb} + (p+h)(k-1)\frac{1}{b}$$

对该函数求 p 的导数, 得到

$$\frac{p - (p+h)x}{p^2} \frac{x}{b} + \frac{k-1}{b}$$

令

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

得到

$$\frac{hx}{p^2} = k-1$$

因为 $p > 0$, 所以

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

故

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

时能使总的延迟最小。

44. Each cell has six neighbors. If the central cell uses frequency group A , its six neighbors can use B, C, B, C, B , and C respectively. In other words, only 3 unique cells are needed. Consequently,

each cell can have 280 frequencies.

45. First, initial deployment simply placed cells in regions where there was high density of human or vehicle population. Once they were there, the operator often did not want to go to the trouble of moving them. Second, antennas are typically placed on tall buildings or mountains. Depending on the exact location of such structures, the area covered by a cell may be irregular due to obstacles near the transmitter. Third, some communities or property owners do not allow building a tower at a location where the center of a cell falls. In such cases, directional antennas are placed at a location not at the cell center.

46. If we assume that each microcell is a circle 100 m in diameter, then each cell has an area of 2500 . If we take the area of San Francisco, $1.2 \times 10^8 \text{ m}^2$ and divide it by the area of 1 microcell, we get 15,279 microcells. Of course, it is impossible to tile the plane with circles (and San Francisco is decidedly three-dimensional), but with 20,000 microcells we could probably do the job.

47. Frequencies cannot be reused in adjacent cells, so when a user moves from one cell to another, a new frequency must be allocated for the call. If a user moves into a cell, all of whose frequencies are currently in use, the user's call must be terminated.

48. It is not caused directly by the need for backward compatibility. The 30 kHz channel was indeed a requirement, but the designers of D-AMPS did not have to stuff three users into it. They could have put two users in each channel, increasing the payload before error correction from $260 \times 50 = 13 \text{ kbps}$ to $260 \times 75 = 19.5 \text{ kbps}$. Thus, the quality loss was an intentional trade-off to put more users per cell and thus get away with bigger cells.

49. D-AMPS uses 832 channels (in each direction) with three users sharing a single channel. This allows D-AMPS to support up to 2496 users simultaneously per cell. GSM uses 124 channels with eight users sharing a single channel. This allows GSM to support up to 992 users simultaneously. Both systems use about the same amount of spectrum (25 MHz in each direction).

D-AMPS uses $30 \text{ KHz} \times 892 = 26.76 \text{ MHz}$. GSM uses $200 \text{ KHz} \times 124 = 24.80 \text{ MHz}$. The difference can be mainly attributed to the better speech quality provided by GSM (13 Kbps per user) over D-AMPS (8 Kbps per user).

50. The result is obtained by negating each of A , B , and C and then adding the three chip sequences. Alternatively the three can be added and then negated.

The result is $(+3 +1 +\tilde{1} \tilde{3} \tilde{1} +1)$.

51. By definition $\mathbf{s} \bullet \mathbf{T} \equiv \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m s_i T_i$

If T sends a 0 bit instead of 1 bit, its chip sequence is negated, with the i -th element becoming \tilde{T}_i . Thus,

$$\mathbf{S} \cdot \mathbf{T} = \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M S_i(-T_i) = -\frac{1}{M} \sum_{i=1}^M S_i T_i = 0$$

52. When two elements match, their product is +1. When they do not match, their product is $\tilde{1}$. To make the sum 0, there must be as many matches as mismatches. Thus, two chip sequences are orthogonal if exactly half of the corresponding elements match and exactly half do not match.

53. Just compute the four normalized inner products:

$$\tilde{(1 + \tilde{1} 3 + \tilde{1} \tilde{1} 3 + 1 + 1)} \tilde{d}(\tilde{1} \tilde{1} 1 + 1 + \tilde{1} 1 + 1 + 1)/8 = 1$$

$$\tilde{(1 + \tilde{1} 3 + \tilde{1} \tilde{1} 3 + 1 + 1)} \tilde{d}(\tilde{1} 1 + \tilde{1} 1 + 1 + 1 + \tilde{1} 1)/8 = 1$$

$$\tilde{(1 + \tilde{1} 3 + \tilde{1} \tilde{1} 3 + 1 + 1)} \tilde{d}(\tilde{1} + \tilde{1} 1 + 1 + 1 + \tilde{1} \tilde{1} 1)/8 = 0$$

$$\tilde{(1 + \tilde{1} 3 + \tilde{1} \tilde{1} 3 + 1 + 1)} \tilde{d}(\tilde{1} + \tilde{1} \tilde{1} \tilde{1} \tilde{1} 1 + \tilde{1} 1)/8 = 1$$

The result is that A and D sent 1 bits, B sent a 0 bit, and C was silent.

54. 答: 可以, 每部电话都能够有自己到达端局的线路, 但每路光纤都可以连接许多部电话。忽略语音压缩, 一部数字 PCM 电话需要 64kbps 的带宽。如果以 64kbps 为单元来分割 10Gbps, 我们得到每路光缆串行 156250 家。现今的有线电视系统每根电缆串行数百家。

55. 答: 它既像 TDM, 也像 FDM。100 个频道中的每一个都分配有自己的频带 (FDM), 在每个频道上又都有两个逻辑流通过 TDM 交织播放 (节目和广告交替使用频道)。

This example is the same as the AM radio example given in the text, but neither is a fantastic example of TDM because the alternation is irregular.

56. A 2-Mbps downstream bandwidth guarantee to each house implies at most 50 houses per coaxial cable. Thus, the cable company will need to split up the existing cable into 100 coaxial cables and connect each of them directly to a fiber node.

57. The upstream bandwidth is 37 MHz. Using QPSK with 2 bits/Hz, we get 74 Mbps upstream. Downstream we have 200 MHz. Using QAM-64, this is 1200 Mbps. Using QAM-256, this is 1600 Mbps.

58. Even if the downstream channel works at 27 Mbps, the user interface is nearly always 10-Mbps Ethernet. There is no way to get bits to the computer any faster than 10-Mbps under these circumstances. If the connection between the PC and cable modem is fast Ethernet, then the full 27 Mbps may be available. Usually, cable operators specify 10 Mbps Ethernet because they do not want one user sucking up the entire bandwidth.

第 3 章 数据链路层

1. 答：由于每一帧有 0.8 的概率正确到达，整个信息正确到达的概率为 $p=0.8^{10}=0.107$ 。
为使信息完整的到达接收方，发送一次成功的概率是 p ，二次成功的概率是 $(1-p)p$ ，三次成功的概率为 $(1-p)^2 p$ ， i 次成功的概率为 $(1-p)^{i-1} p$ ，因此平均的发送次数等于：

$$E = \sum_{i=1}^{\infty} i p (1-p)^{i-1} = \frac{1}{p} = \frac{1}{0.107} \approx 9.3$$

2. The solution is

(a) 00000100 01000111 11100011 11100000 01111110

(b) 01111110 01000111 11100011 11100000 11100000 11100000 01111110
01111110

(c) 01111110 01000111 110100011 111000000 011111010 01111110

3. After stuffing, we get A B ESC ESC C ESC ESC ESC FLAG ESC FLAG D.

4. If you could always count on an endless stream of frames, one flag byte might be enough.
But what if a frame ends (with a flag byte) and there are no new frames for 15 minutes. How will the receiver know that the next byte is actually the start of a new frame and not just noise on the line?
The protocol is much simpler with starting and ending flag bytes.

5. The output is 011110111110011111010.

6. 答：可能。假定原来的正文包含位序列 01111110 作为数据。位填充之后，这个序列将变成 01111010。如果由于传输错误第二个 0 丢失了，收到的位串又变成 01111110，被接收方看成是帧尾。然后接收方在该串的前面寻找检验和，并对它进行验证。如果检验和是 16 位，那么被错误的看成是检验和的 16 位的内容碰巧经验证后仍然正确的概率是 $1/2^{16}$ 。如果这种概率的条件成立了，就会导致不正确的帧被接收。显然，检验和段越长，传输错误不被发现的概率会越低，但该概率永远不等于零。

7. 答：如果传播延迟很长，例如在探测火星或金星的情况下，需要采用前向纠错的方法。还有在某些军事环境中，接收方不想暴露自己的地理位置，所以不宜发送反馈信号。如果错误率足够的低，纠错码的冗余位串不是很长，又能够纠正所有的错误，前向纠错协议也可能是比较合理和简单的。

8. Making one change to any valid character cannot generate another valid character due to the nature of parity bits. Making two changes to even bits or two changes to odd bits will give another

valid character, 所以 Hamming 距离为 2

9. Parity bits are needed at positions 1, 2, 4, 8, and 16, so messages that do not extend beyond bit 31 (including the parity bits) fit. Thus, five parity bits are sufficient. The bit pattern transmitted is 011010110011001110101

10. The encoded value is 101001001111.

11. If we number the bits from left to right starting at bit 1, in this example, bit 2 (a parity bit) is incorrect. The 12-bit value transmitted (after Hamming encoding) was 0xA4F. The original 8-bit data value was 0xAF.

12. 答: 单个错误将引起水平和垂直奇偶检查都出错。两个错误, 无论是否同行或者同列, 也容易被检测到。对于有三位错误的情况, 就有可能无法检测了。for example, if some bit is inverted along with its row and column parity bits. Even the corner bit will not catch this.

13. 答: 用 n 行 k 列的矩阵来描述错误图案, 在该矩阵中, 正确的位用 0 表示, 不正确的位用 1 表示。由于总共有 4 位传输错误, 每个可能的错误矩阵中都恰有 4 个 1。则错误矩阵的个数总共有 C_{nk}^4 个。而在错误矩阵中, 当 4 个 1 正好构成一个矩形的 4 个顶点的时候, 这样的错误是检测不出来的。则检测不出来的错误矩阵的个数为 $C_n^2 \cdot C_k^2$

所以, 错误不能检测的概率是:

$$\frac{C_n^2 \cdot C_k^2}{C_{nk}^4} = \frac{\frac{n(n-1)}{2} \cdot \frac{k(k-1)}{2}}{nk(nk-1)(nk-2)(nk-3)/(1 \cdot 2 \cdot 3 \cdot 4)} = \frac{6(n-1)(k-1)}{(nk-1)(nk-2)(nk-3)}$$

即;

$$\frac{\sum_{p=0}^{k-2n-2} \sum_{q=0}^{k-p-1} (k-p-1)(n-q-1)}{nk(nk-1)(nk-2)(nk-3)}$$

14. 答: 如所列的除式, 所得的余数为 x^2+x+1 。

$$\begin{array}{r} 10110 \\ 1001 \overline{) 10100001} \\ \underline{1001} \\ 1100 \\ \underline{1001} \\ 1010 \\ \underline{1001} \\ 111 \end{array}$$

15. The frame is 10011101. The generator is 1001. The message after appending three zeros is 10011101000. The remainder on dividing 10011101000 by 1001 is 100. So, the actual bit string

transmitted is 10011101100. The received bit stream with an error in the third bit from the left is 10111101100.

Dividing this by 1001 produces a remainder 100, which is different from zero.

Thus, the receiver detects the error and can ask for a retransmission.

16. 答: CRC 是在发送期间进行计算的。一旦把最后一位数据送上外出线路, 就立即把 CRC 编码附加在输出流的后面发出。如果把 CRC 放在帧的头部, 那么就要在发送之前把整个帧先检查一遍来计算 CRC。这样每个字节都要处理两遍, 第一遍是为了计算检验码, 第二遍是为了发送。把 CRC 放在尾部就可以把处理时间减半。

17. 答: 当发送一帧的时间等于信道的传播延迟的 2 倍时, 信道的利用率为 50%。或者说, 当发送一帧的时间等于来回路程的传播延迟时, 效率将是 50%。而在帧长满足发送时间大于延迟的两倍时, 效率将会高于 50%。

现在发送速率为 4Mb/s, 发送一位需要 $0.25\mu\text{s}$ 。

$$(20 \times 10^{-3} \times 2) \div (0.25 \times 10^{-6}) = 160000 \text{ bit}$$

只有在帧长不小于 160kb 时, 停等协议的效率才会至少达到 50%。

18. 答: 为了有效运行, 序列空间 (实际上就是发送窗口大小) 必须足够的大, 以允许发送方在收到第一个确认应答之前可以不断发送。信号在线路上的传播时间为

$$6 \times 3000 = 18000 \mu\text{s}, \text{ 即 } 18\text{ms}.$$

在 T1 速率, 发送 64 字节的数据帧需花的时间: $64 \times 8 \div (1.536 \times 10^6) = 0.33\mu\text{s}$ 。

所以, 发送的第一帧从开始发送起, 18.33ms 后完全到达接收方。确认应答又花了很多的发送时间 (忽略不计) 和回程的 18ms。这样, 加在一起的时间是 36.33ms。发送方应该有足够大的窗口, 从而能够连续发送 36.33ms。

$$36.33 / 0.33 = 110$$

也就是说, 为充满线路管道, 需要至少 110 帧, 因此序列号为 7 位。

19. It can happen. Suppose that the sender transmits a frame and a garbled acknowledgement comes back quickly. The main loop will be executed a second time and a frame will be sent while the timer is still running.

20. Let the sender's window be (S_l, S_u) and the receiver's be (R_l, R_u) . Let the window size be W . The relations that must hold are:

$$0 \leq S_r, S_i + 1 \leq W_1$$

$$R_u - R_l + 1 \leq W$$

$$S_l \leq R_l \leq S_u + 1$$

21. 答: 改变检查条件后, 协议将变得不正确。假定使用 3 位序列号, 考虑下列协议运行过程:

A 站刚发出 7 号帧；B 站接收到这个帧，并发出捎带应答 ack。A 站收到 ack，并发送 0~6 号帧。假定所有这些帧都在传输过程中丢失了。B 站超时，重发它的当前帧，此时捎带的确认号是 7。考察 A 站在 $r.\text{rack}=7$ 到达时的情况，关键变量是 $\text{ack_expected}=0$ ， $r.\text{rack}=7$ ， $\text{next_frame_to_send}=7$ 。修改后的检查条件将被置成“真”，不会报告已发现的丢失帧错误，而误认为丢失了的帧已被确认。另一方面，如果采用原先的检查条件，就能够报告丢失帧的错误。所以结论是：为保证协议的正确性，已接收的确认应答号应该小于下一个要发送的序列号。

22. 答：可能导致死锁。假定有一组帧正确到达，并被接收。然后，接收方会向前移动窗口。

现在假定所有的确认帧都丢失了，发送方最终会产生超时事件，并且再次发送第一帧，接收方将发送一个 NAK。然后 NONAK 被置成伪。假定 NAK 也丢失了。那么从这个时候开始，发送方会不断发送已经被接收方接受的帧。接收方只是忽略这些帧，但由于 NONAK 为伪，所以不会再发送 NAK，从而产生死锁。如果设置辅助计数器（实现“else”子句），超时后重发 NAK，终究会使双方重新获得同步。

23. 答：删除这一段程序会影响协议的正确性，导致死锁。因为这一段程序负责处理接收到的确认帧，没有这一段程序，发送方会一直保持超时条件，从而使得协议的运行不能向前进展。

24. It would defeat the purpose of having NAKs, so we would have to fall back to timeouts. Although the performance would degrade, the correctness would not be affected. The NAKs are not essential.

25. 答：这里要求 $r.\text{rack}+1 < \text{next_frame_to_send}$ 。考虑下列操作细节：

A 站发送 0 号帧给 B 站。B 站收到此帧，并发送 ACK 帧，但 ACK 丢失了。A 站发生超时，重发 0 号帧。但 B 站现在期待接收 1 号帧，应此发送 NAK，否定收到的 0 号帧。显然，现在 A 站最好不重发 0 号帧。由于条件 $r.\text{rack}+1 < \text{next_frame_to_send}$ 不成立，所以用不着选择性重传 0 号帧，可以继续向前推进传送 1 号帧。这个例子就说明了这段程序中的另一个条件，即 $r.\text{rack}+1 < \text{next_frame_to_send}$ 也是重要的。

26. 答：不可以。最大接收窗口的大小就是 1。现在假定该接收窗口值变为 2。开始时发送方发送 0 至 6 号帧，所有 7 个帧都被收到，并作了确认，但确认被丢失。现在接收方准备接收 7 号和 0 号帧，当重发的 0 号帧到达接收方时，它将会被缓存保留，接收方确认 6 号帧。当 7 号帧到来的时候，接收方将把 7 号帧和缓存的 0 号帧传递给主机，导致协议错误。因此，能够安全使用的最大窗口值为 1。

27. 答：发送 1 位用时间 $1\mu\text{s}$ ，发送 1000bit 的最长帧花时间 1ms。由于超时间隔是 10ms，而 1s 才能产生一个新的数据帧，所以超时是不可避免的。假定 A 站向 B 站发送一个帧，

正确到达接收方，但较长时间无反向交通。不久，A 站发生超时事件，导致重发已发过的一帧。

B 站发现收到的帧的序列号错误，因为该序列号小于所期待接收的序列号。因此 B 站将发送一个 NAK，该 NAK 会携带一个确认号，导致不再重发该帧。结果每个帧都被发送两次。

28. 答：不能，协议的运行将会失败。当 $\text{MaxSeq}=4$ ，序列号的模数 $=4+1=5$ ，窗口大小将等于： $\text{NrBufs} \leq 5/2=2.5$ ，即得到， $\text{NrBufs}=2$ 。因此在该协议中，偶数序号使用缓冲区 1。这种映射意味着帧 4 和 0 将使用同一缓冲区。假定 0 至 3 号帧都正确收到了，并且都确认应答了，并且都确认应答了。如果随后的 4 号帧丢失，且下一个 0 号帧收到了，新的 0 号帧将被放到缓冲区 0 中，变量 `arrived[0]` 被置成“真”。这样，一个失序帧将被投递给主机。事实上，采用选择性重传的滑动窗口协议需要 MaxSeq 是奇数才能正确的工作。然而其他的滑动窗口协议的实现并不具有这一性质。

29. 答：对应三种协议的窗口大小值分别是 1、7 和 4。

使用卫星信道端到端的典型传输延迟是 270ms，以 1Mb/s 发送，1000bit 长的帧的发送时间为 1ms。我们用 $t=0$ 表示传输开始的时间，那么在 $t=1\text{ms}$ 时，第一帧发送完毕； $t=271\text{ms}$ 时，第一帧完全到达接收方； $t=272\text{ms}$ ，对第一帧的确认帧发送完毕； $t=542\text{ms}$ ，带有确认的帧完全到达发送方。因此一个发送周期为 542ms。如果在 542ms 内可以发送 k 个帧，由于每一个帧的发送时间为 1ms，则信道利用率为 $k/542$ ，因此：

- (a) $k=1$ ，最大信道利用率 $=1/542=0.18\%$
- (b) $k=7$ ，最大信道利用率 $=7/542=1.29\%$
- (c) $k=4$ ，最大信道利用率 $=4/542=0.74\%$

30. 答：使用选择性重传滑动窗口协议，序列号长度是 8 位。窗口大小为 128。卫星信道端到端的传输延迟是 270ms。以 50kb/s 发送，4000bit (3960+40) 长的数据帧的发送时间是 $0.02 \times 4000=80\text{ms}$ 。我们用 $t=0$ 表示传输开始时间，那么， $t=80\text{ms}$ ，第一帧发送完毕；

$t=270+80=350\text{ms}$ ，第一帧完全到达接收方； $t=350+80=430\text{ms}$ ，对第一帧作捎带确认的反向数据帧可能发送完毕； $t=430+270=700\text{ms}$ ，带有确认的反向数据帧完全到达发送方。因此，周期为 700ms，发送 128 帧时间 $80 \times 128=10240\text{ms}$ ，这意味着传输管道总是充满的。每个帧重传的概率为 0.01，对于 3960 个数据位，头开销为 40 位，平均重传的位数为 $4000 \times 0.01=40$ 位，传送 NAK 的平均位数为 $40 \times 1/100=0.40$ 位，所以每 3960 个数据位的总开销为 80.4 位。

因此，开销所占的带宽比例等于 $80.4/(3960+80.4)=1.99\%$ 。

31. 答：使用卫星信道端到端的传输延迟为 270ms，以 64kb/s 发送，周期等于 604ms。发送一帧的时间为 64ms，我们需要 $604/64=9$ 个帧才能保持通道不空。

对于窗口值 1，每 604ms 发送 4096 位，吞吐率为 $4096/0.604=6.8\text{kb/s}$ 。

对于窗口值 7，每 604ms 发送 4096×7 位，吞吐率为 $4096 \times 7/0.604=47.5\text{kb/s}$ 。

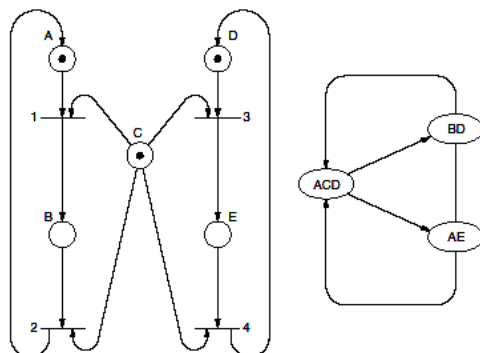
对于窗口值超过 9（包括 15、127），吞吐率达到最大值，即 64kb/s。

32. 答：在该电缆中的传播速度是每秒钟 200 000km，即每毫秒 200km，因此 100km 的电缆将会在 0.5ms 内填满。T1 速率 125 μ s 传送一个 193 位的帧，0.5ms 可以传送 4 个 T1 帧，即 $193 \times 4 = 772$ bit。

33. Each machine has two key variables: *next3frame3to3send* and *frame3expected*, each of which can take on the values 0 or 1. Thus, each machine can be in one of four possible states. A message on the channel contains the sequence number of the frame being sent and the sequence number of the frame being ACKed. Thus, four types of messages exist. The channel may contain 0 or 1 message in either direction. So, the number of states the channel can be in is 1 with zero messages on it, 8 with one message on it, and 16 with two messages on it (one message in each direction). In total there are $1 + 8 + 16 = 25$ possible channel states. This implies $4 \times 4 \times 25 = 400$ possible states for the complete system.

34. The firing sequence is 10, 6, 2, 8. It corresponds to acceptance of an even frame, loss of the acknowledgement, timeout by the sender, and regeneration of the acknowledgement by the receiver.

35. The Petri net and state graph are as follows:



The system modeled is mutual exclusion. *B* and *E* are critical sections that may not be active simultaneously, i.e., state *BE* is not permitted. Place *C* represents a semaphore that can be seized by either *A* or *D* but not by both together.

36. PPP was clearly designed to be implemented in software, not in hardware as HDLC nearly always is. With a software implementation, working entirely with bytes is much simpler than working with individual bits. In addition, PPP was designed to be used with modems, and modems accept and transmit data in units of 1 byte, not 1 bit.

37. At its smallest, each frame has two flag bytes, one protocol byte, and two checksum bytes, for a total of five overhead bytes per frame.

第 4 章 介质访问子层

1. The formula is the standard formula for Markov queueing given in section 4.1.1, namely, $T = 1/(\mu C - \lambda)$. Here $C = 10^8$ and $\mu = 10^{-4}$, so $T = 1/(10000 - \lambda)$ sec. For the three arrival rates, we get (a) 0.1 msec, (b) 0.11 msec, (c) 1 msec. For case (c) we are operating a queueing system with $\rho = \lambda/\mu C = 0.9$, which gives the $10 \times$ delay.

2. 答：对于纯的 ALOHA，可用的带宽是 $0.184 \times 56 \text{ Kb/s} = 10.304 \text{ Kb/s}$ 。

每个站需要的带宽为 $1000/100 = 10 \text{ b/s}$ 。而 $N = 10304/10 \approx 1030$

所以，最多可以有 1030 个站，即 N 的最大值为 1030。

3. 答：对于纯的 ALOHA，发送可以立即开始。对于分隙的 ALOHA，它必须等待下一个时隙。这样，平均会引入半个时隙的延迟。因此，纯 ALOHA 的延迟比较小。

4. 每个终端每 200 ($=3600/18$) 秒做一次请求，总共有 10 000 个终端，因此，总的负载是 200 秒做 10000 次请求。平均每秒钟 50 次请求。每秒钟 8000 个时隙，所以平均每个时隙的发送次数为 $50/8000 = 1/160$ 。

5. 答：

(a) 在任一帧时间内生成 k 帧的概率服从泊松分布

$$\text{Pr}[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

生成 0 帧的概率为 e^{-G}

对于纯的 ALOHA，发送一帧的冲突危险区为两个帧时，在两帧内无其他帧发送的概率是 $e^{-G} \times e^{-G} = e^{-2G}$

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

现在时隙长度为 40ms，即每秒 25 个时隙，产生 50 次请求，所以每个时隙产生两个请求， $G=2$ 。因此，首次尝试的成功率是： $e^{-2} = 1/e^2$

$$(b) \quad (1 - e^{-G})^k e^{-G} = (1 - e^{-2})^k e^{-2} = 0.135 \times (1 - 0.135)^k = 0.135 \times 0.865^k$$

(c) 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

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} k p_k = \sum_{k=1}^{\infty} k e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1} = e^G = e^2 = 7.4$$

6. 答:

(a) 从泊松定律得到 $p_0 = e^{-G}$, 因此 $G = -\ln p_0 = -\ln 0.1 = 2.3$

(b) $S = G e^{-G}$, $G = 2.3$, $e^{-G} = 0.1$

$S = 2.3 \times 0.1 = 0.23$

(c) 因为每当 $G > 1$ 时, 信道总是过载的, 因此在这里信道是过载的。

7. 答: 每帧传送次数的数学期望为:

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} k p_k = \sum_{k=1}^{\infty} k e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1} = e^G$$

E 个事件为 E-1 个长度等于 4 个时隙的间隔时间所分隔。因此一个帧从第一次发送开始时间到最后一次尝试成功的发送开始时间之间的长度即延迟是 $4(e^G - 1)$, 吞吐率 $S = G e^{-G}$ 。

对于每一个 G 值, 都可以计算出对应的延迟值 $D = 4(e^G - 1)$, 以及吞吐率值 $S = G e^{-G}$ 。

按此方法即可画出时延对吞吐率的曲线。

8. (a) The worst case is: all stations want to send and s is the lowest numbered station. Wait time N bit contention period + $(N-1) d$ bit for transmission of frames. The total is $N + (N-1) d$ bit times.

(b) The worst case is: all stations have frames to transmit and s has the lowest virtual station number.

Consequently, s will get its turn to transmit after the other $N-1$ stations have transmitted one frame each, and N contention periods of size $\log_2 N$ each.

Wait time is thus $(N+1) \times d + N \times \log_2 N$ bits.

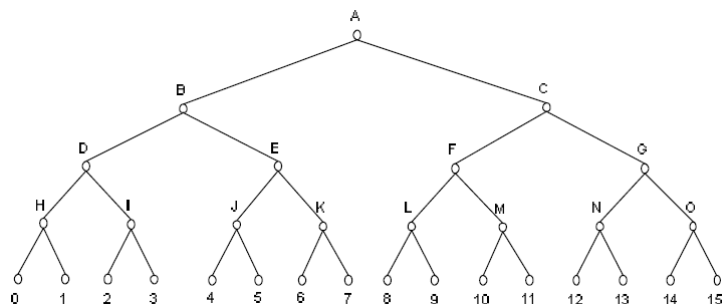
9. 答: 在解答这一问题之前, 首先要了解什么是 Mok 和 Ward 版本的二进制倒计数法。在二进制倒计数法中, 每个想要使用信道的站点首先将其地址以二进制位串的形式按照由高到低的顺序进行广播, 并且假定所有地址的长度相同。为了避免冲突, 必须进行仲裁: 如果某站发现其地址中原本为 0 的高位被替换为 1, 那么它便放弃发送。对于次高位进行同样的信道竞争操作, 直到最后只有一个站赢得信道为止。一个站点在赢得信道竞争后便可发送一帧, 然后另一个信道竞争周期又将开始。Mok 和 Ward 提出了二进制倒计数法的一个变种。该方法采用了并行接口而不是串行接口: 还使用虚拟站号, 在每次传输之后对站重新编号, 从 0 开始, 已成功传送的站被排在最后。如果总共有 N 个站, 那么最大的虚拟站号是 $N-1$ 。

在本题中, 当 4 站发送时, 它的号码变为 0, 而 0、1、2 和 3 号站的号码都增 1, 10 个站点的虚站号变为 8, 3, 0, 5, 2, 7, 4, 6, 9, 1 当 3 站发送时, 它的号码变为 0, 而 0、1 和 2 站的号码都增 1, 10 个站点的虚站号变为: 8, 0, 1, 5, 3, 7, 4, 6, 9, 2

最后, 当 9 站发送时, 它变成 0, 所有其他站都增 1, 结果是: 9, 1, 2, 6, 4, 8, 5, 7, 0, 3。

10. 答: 在自适应树遍历协议中, 可以把站点组织成二叉树 (见图) 的形式。在一次成功的传输之后, 在第一个竞争时隙中, 全部站都可以试图获得信道, 如果仅其中之一需用信道, 则发送冲突, 则第二时隙内只有那些位于节点 B 以下的站 (0 到 7) 可以参加竞争。如

其中之一获得信道，本帧后的时隙留给站点 C 以下的站；如果 B 点下面有两个或更多的站希望发送，在第二时隙内会发生冲突，于是第三时隙内由 D 节点以下各站来竞争信道。



本题中，站 2、3、5、7、11 和 13 要发送，需要 13 个时隙，每个时隙内参加竞争的站的列表如下：

第一时隙：2、3、5、7、11、13

第二时隙：2、3、5、7

第三时隙：2、3

第四时隙：空闲

第五时隙：2、3

第六时隙：2

第七时隙：3

第八时隙：5、7

第九时隙：5

第十时隙：7

第十一时隙：11、13

第十二时隙：11

第十三时隙：13

11. 答： 2^n 个站点对应 $n+1$ 级，其中 0 级有 1 个节点，1 级有 2 个节点， n 级有 2^n 个节点。在 i 级的每个节点下面所包括的站的个数等于总站数的 $1/2^i$ 。本题中所需要的时隙数取决于为了到达准备好发送的两个站的共同先辈点必须往回走多少级。先计算这两个站具有共同的父节点的概率 p_1 。在 2^n 个站中，要发送的两个站共享一个指定的父节点的概率是

$$\frac{1}{C_{2^n}^2} = \frac{1}{2^{n-1}(2^n - 1)}$$

总共 2^{n-1} 个父节点，所以，

$$p_1 = \frac{1}{2^{n-1}(2^n - 1)} \cdot 2^{n-1} = \frac{1}{2^n - 1}$$

因为 $2^n \gg 1$

所以 $p_1 \approx 2^{-n}$

在共享父节点的条件下遍历树，从第二级开始每一级访问两个节点，这样遍历树所走过的节点总数 $n_1 = 1 + 2 + \dots + 2 + 2 = 1 + 2n$ ，接下来，我们考察两个发送站共享祖父节点的概率 p_2 和

遍历树所走过的节点总数 n_2 。此时在每个父节点下面仅可能有一个站发送。两个发送站共享一个指定的祖父节点的概率是 $1/C_2^{2^{n-1}}$ 。

共有 2^{n-2} 个祖父节点

$$p_2 = \frac{2^{n-2}}{C_2^{2^{n-1}}} = \frac{1}{2^{n-1}-1} \approx \frac{1}{2^{n-1}} = 2^{-n+1}$$

遍历树比 $1n$ 减少两个节点，即

$$n_2 = 1 + 2n - 2 = 2n - 1$$

通过类似的分析和计算，可以得到，两个发送站共享曾祖父节点（属 $n-3$ 级祖先节点）的概率是 $p_3 = 2^{-n+2}$

遍历树所经过的节点总数比 n_2 又少两个节点，

$$n_3 = 2n - 1 - 2 = 2n - 3$$

⋮

$$p_{i+1} = 2^{-(n-i)}$$

$$n_{i+1} = 2n + 1 - 2i$$

因此，最坏的情形是 $2n+1$ 个时隙（共享父节点），对应于 $i=0$ ；

最好的情形是 3 个时隙，对应于 $i=n-1$ （两个发送站分别位于左半树和右半树），所以平均时隙数等于

$$m = \sum_{i=0}^{n-1} 2^{-(n-i)} (2n + 1 - 2i)$$

该表达式可以简化为

$$m = (1 - 2^{-n})(2n + 1) - 2^{-(n-1)} \sum_{i=0}^{n-1} i 2^i$$

12. 答：如果所有站的发射有效范围都很大，以至于任一站都可以收到所有其他站发送的信号，那么任一站都可以与其他站以广播方式通信。在这样的条件下，CSMA/CD 可以工作的很好。

13. 答：WDMA（wave length division multiple access）是一个波分多路访问协议。每个站点分配 2 个信道；其中窄信道是控制信道，接收其他站发给该站的控制信号；宽信道用作该站点输出数据帧的信道。每个信道被划分成许多个时隙组。时隙 0 用某种特殊的方式标记，以便于后继时隙的识别。所有的信道均用同一个全局时钟来同步。每个站点都有 2 个发送端和 2 个接收端，它们分别是：

- （1）一个波长固定不变的接收端，它用来侦听本站点的控制信道。
- （2）一个波长可调的发送端，它用于向其他站点的控制信道发送帧。
- （3）一个波长固定不变的发送端，它用于输出数据帧。
- （4）一个波长可调的接收端，它用来选择要侦听的数据发送端。

也就是说，每个站点都侦听自己的控制信道，看是否有请求产生，并将接收端的波长调为发送端的波长，从而得到数据。

GSM（Global system for mobile communication）是一种数字蜂窝无线电系统信道分配方

案。

系统中每个蜂窝最多可拥有 200 多个全双工信道，每个信道包括下行链路频率（从基站到可移动站）和上行链路频率（从可移动站到基站），每个频段宽 200kHz。每一个信道均可采用时分复用技术，支持多个独立的连接。

两种协议都使用 FDM 和 TDM 结合的方法，它们都可以提供专用的频道（波长），并且都划分时隙，实现 TDM。

14. Yes. Imagine that they are in a straight line and that each station can reach only its nearest neighbors. Then A can send to B while E is sending to F .

15. (a) Number the floors 1-7. In the star configuration, the router is in the middle of floor 4. Cables are needed to each of the 7 + 15 + 104 sites. The total length of these cables is

$$4 \sum_{i=1}^7 \sum_{j=1}^{15} \sqrt{(i-4)^2 + (j-8)^2}$$

The total length is about 1832 meters.

(b) For 802.3, 7 horizontal cables 56 m long are needed, plus one vertical cable 24 m long, for a total of 416 m.

16. 答：以太网使用曼彻斯特编码，这就意味着发送的每一位都有两个信号周期。标准以太网的数据率为 10Mb/s，因此波特率是数据率的两倍，即 20MBaud。

17. The signal is a square wave with two values, high (H) and low (L). The pattern is LHLHLHHLHLHLLHLLHHL.

18. The pattern this time is HLHLHLLHLLHHLHHLHLLH.

19. The round-trip propagation time of the cable is 10 sec. A complete transmission has six phases:

transmitter seizes cable (10 sec)

transmit data (25.6 sec)

Delay for last bit to get to the end (5.0 sec)

receiver seizes cable (10 sec)

acknowledgement sent (3.2 sec)

Delay for last bit to get to the end (5.0 sec)

The sum of these is 58.8 sec. In this period, 224 data bits are sent, for a rate of about 3.8 Mbps.

20. 答：把获得通道的尝试从 1 开始编号。第 i 次尝试分布在 2^{i-1} 个时隙中。因此， i 次

尝试碰撞的概率是 $2^{-(i-1)}$ ，开头 $k-1$ 次尝试失败，紧接着第 k 次尝试成功的概率是：

$$P_k = (1 - 2^{-(k-1)})[2^{-0} \cdot 2^{-1} \cdot 2^{-2} \dots 2^{-(k-2)}] = (1 - 2^{-(k-1)})2^{-(k-1)(k-2)/2}$$

即：

$$P_k = (1 - 2^{-(k-1)}) \prod_{i=1}^{k-1} 2^{-(i-1)}$$

上式可简化为：

$$P_k = (1 - 2^{-(k-1)}) 2^{-(k-1)(k-2)/2}$$

所以每个竞争周期的平均竞争次数是 $\sum kp_k$

21. 答：对于 1km 电缆，单程传播时间为 $1/200000=5 \times 10^{-6}$ s，即 **5μs**，来回路程传播时间为 $2t=10\mu s$ 。为了能够按照 CSMA/CD 工作，最小帧的发射时间不能小于 **10μs**。以 1Gb/s 速率工作，**10μs**可以发送的比特数等于：

$$\frac{10 \times 10^{-6}}{1 \times 10^{-9}} = 10000$$

因此，最小帧是 10 000 bit 或 1250 字节长。

22. The minimum Ethernet frame is 64 bytes, including both addresses in the Ethernet frame header, the type/length field, and the checksum. Since the header fields occupy 18 bytes and the packet is 60 bytes, the total frame size is 78 bytes, which exceeds the 64-byte minimum. Therefore, no padding is used.

23. The maximum wire length in fast Ethernet is 1/10 as long as in Ethernet.

24. The payload is 1500 bytes, but when the destination address, source address, type/length, and checksum fields are counted too, the total is indeed 1518.

25. The encoding is only 80% efficient. It takes 10 bits of transmitted data to represent 8 bits of actual data. In one second, 1250 megabits are transmitted, which means 125 million codewords. Each codeword represents 8 data bits, so the true data rate is indeed 1000 megabits/sec.

26. The smallest Ethernet frame is 512 bits, so at 1 Gbps we get 1,953,125 or almost 2 million frames/sec. However, this only works when frame bursting is operating. Without frame bursting, short frames are padded to 4096 bits, in which case the maximum number is 244,140. For the largest frame (12,144 bits), there can be as many as 82,345 frames/sec.

27. Gigabit Ethernet has it and so does 802.16. It is useful for bandwidth efficiency (one preamble, etc.) but also when there is a lower limit on frame size.

28. Station *C* is the closest to *A* since it heard the RTS and responded to it by asserting its NAV signal. *D* did not respond so it must be outside *A*'s radio range.

29. A frame contains 512 bits. The bit error rate is $p = 10^{-7}$. The probability of all 512 of them surviving correctly is $(1 - p)^{512}$, which is about 0.9999488.

The fraction damaged is thus about 5×10^{-5} . The number of frames/sec is $11 \times 10^6 / 512$ or about 21,484. Multiplying these two numbers together, we get about 1 damaged frame per second.

30. It depends how far away the subscriber is. If the subscriber is close in, QAM-64 is used for 120 Mbps. For medium distances, QAM-16 is used for 80 Mbps. For distant stations, QPSK is used for 40 Mbps.

31. Uncompressed video has a constant bit rate. Each frame has the same number of pixels as the previous frame. Thus, it is possible to compute very accurately how much bandwidth will be needed and when. Consequently, constant bit rate service is the best choice.

32. One reason is the need for real-time quality of service. If an error is discovered, there is no time to get a retransmission. The show must go on. Forward error correction can be used here. Another reason is that on very low quality lines (e.g., wireless channels), the error rate can be so high that practically all frames would have to be retransmitted, and the retransmission would probably be damaged as well. To avoid this, forward error correction is used to increase the fraction of frames that arrive correctly.

33. It is impossible for a device to be master in two piconets at the same time. There are two problems. First, only 3 address bits are available in the header while as many as seven slaves could be in each piconet. Thus, there would be no way to uniquely address each slave. Second, the access code at the start of the frame is derived from the master's identity. This is how slaves tell which message belongs to which piconet. If two overlapping piconets used the same access code, there would be no way to tell which frame belonged to which piconet. In effect, the two piconets would be merged into one big piconet instead of two separate ones.

34. Bluetooth uses FHSS, just as 802.11 does. The biggest difference is that Bluetooth hops at a rate of 1600 hops/sec, far faster than 802.11.

35. An ACL channel is asynchronous, with frames arriving irregularly as data are produced. An SCO channel is synchronous, with frames arriving periodically at a well-defined rate.

36. They do not. The dwell time in 802.11 is not standardized, so it has to be announced to new

stations that arrive. In Bluetooth this is always 625 sec.

There is no need to announce this. All Bluetooth devices have this hardwired into the chip. Bluetooth was designed to be cheap, and fixing the hop rate and dwell time leads to a simpler chip.

37. The first frame will be forwarded by every bridge. After this transmission, each bridge will have an entry for destination *a* with appropriate port in its hash table. For example, *D*'s hash table will now have an entry to forward frames destined to *a* on LAN 2. The second message will be seen by bridges *B*, *D*, and *A*. These bridges will append a new entry in their hash table for frames destined for *c*. For example bridge *D*'s hash table will now have another entry to forward frames destined to *c* on LAN 2. The third message will be seen by bridges *H*, *D*, *A*, and *B*. These bridges will append a new entry in their hash table for frames destined for *d*. The fifth message will be seen by bridges *E*, *C*, *B*, *D*, and *A*. Bridges *E* and *C* will append a new entry in their hash table for frames destined for *d*, while bridges *D*, *B*, and *A* will update their hash table entry for destination *d*.

38. Bridges *G*, *I* and *J* are not used for forwarding any frames. The main reason for having loops in an extended LAN is to increase reliability. If any bridge in the current spanning tree fails, the (dynamic) spanning tree algorithm reconfigures the spanning tree into a new one that may include one or more of these bridges that were not a part of the previous spanning tree.

39. The simplest choice is to do nothing special. Every incoming frame is put onto the backplane and sent to the destination card, which might be the source card. In this case, intracard traffic goes over the switch backplane. The other choice is to recognize this case and treat it specially, sending the frame out directly and not going over the backplane.

40. The worst case is an endless stream of 64-byte (512-bit) frames. If the backplane can handle 109 bps, the number of frames it can handle is $109/512$. This is 1,953,125 frames/sec.

41. The port on *B* to LAN 3 would need to be relabeled as GW.

42. A store-and-forward switch stores each incoming frame in its entirety, then examines it and forwards it. A cut-through switch starts to forward incoming frames before they have arrived completely. As soon as the destination address is in, the forwarding can begin.

43. Store-and-forward switches store entire frames before forwarding them. After a frame comes in, the checksum can be verified. If the frame is damaged, it is discarded immediately. With cut-through, damaged frames cannot be discarded by the switch because by the time the error is detected, the frame is already gone. Trying to deal with the problem is like locking the barn door after the horse has escaped.

44. No. Hubs just connect all the incoming lines together electrically. There is nothing to configure. No routing is done in a hub. Every frame coming into the hub goes out on all the other lines.

45. It would work. Frames entering the core domain would all be legacy frames, so it would be up to the first core switch to tag them. It could do this by using MAC addresses or IP addresses. Similarly, on the way out, that switch would have to untag outgoing frames.

第 5 章 网络层

1. 答：文件传送、远程登录和视频点播需要面向连接的服务。另一方面，信用卡验证和其他的销售点终端、电子资金转移，以及许多形式的远程数据库访问生来具有无连接的性质，在一个方向上传送查询，在另一个方向上返回应答。

2. 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）。

3. 答：不对。为了从任意源到任意目的地，为连接建立的分组选择路由，虚电路网络肯定需要这一能力。

4. 答：在连接建立的时候可能要协商窗口的大小、最大分组尺寸和超时值。

5. 答：虚电路实现需要在 1000 秒内固定分配 $5 \times 8 = 40$ 字节的存储器。数据报实现需要比虚电路实现多传送的头信息的容量等于 $(15-3) \times 4 \times 200 = 9600$ 字节-跳段。现在的问题就变成了 40000 字节-秒的存储器对比 9600 字节-跳段的电路容量。如果存储器的使用期为两年，即 $3600 \times 8 \times 5 \times 52 \times 2 = 1.7 \times 10^7$ 秒，一个字节-秒的代价为 $1 / (1.5 \times 10^7) = 6.7 \times 10^{-8}$ 分，那么 40000 字节-秒的代价为 2.7 毫分。另一方面，1 个字节-跳段代价是 10^{-6} 分，9600 个字节-跳段的代价为 $10^{-6} \times 9600 = 9.6 \times 10^{-3}$ 分，即 9.6 毫分，即在这 1000 秒内的时间内便宜大约 6.9 毫分。

6. 答：有可能。大的突发噪声可能破坏分组。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，偶然的突发噪声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。

7. It will follow all of the following routes: ABCD, ABCF, ABEF, ABEG, AGHD, AGHF, AGEH, and AGEF. The number of hops used is 24.

8. 答：使用最短通路搜索算法选择一条路径，然后，删除刚找到的路径中的使用的所有弧（对应各条链路）。接着，再运行一次最短通路搜索算法。这个第 2 条路径在第 1 条路径中有线路失效的情况下，可以作为替代路径启用；反之亦然。

9. 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）

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

11. 答：这个结论总是成立的。如果一个分组从某条线路上到达，必须确认包的到达。如果线路上没有分组到达，它就是在发送确认。情况 00（没有分组到达并且不发送确认）和 11（到达和返回）逻辑上错误，因此不存在。

12. 所谓分级路由，就是将路由器按区（REGION）进行划分，每个路由器只须知道在自己的区内如何为分组选择路由到达目的地的细节，而不用知道其他区的内部结构。对于大的网络，也许两级结构是不够的，还可以把区组合成簇（CLUSTER），把簇再组合成域（ZONE），……对于等级式路由，在路由表中对应所有的本地路由器都有一个登录项，所有其他的区（本簇内）、簇（本域内）和域都缩减为单个路由器，因此减少了路由表的尺寸。

在本题中， $4800 = 15 \times 16 \times 20$ 。当选择 15 个簇、16 个区，每个区 20 个路由器时（或等效形式，例如 20 个簇、16 个区，每个区 15 个路由器），路由表尺寸最小，此时的路由表尺寸为 $15 + 16 + 20 = 51$ 。

The minimum occurs at 15 clusters, each with 16 regions, each region having 20 routers, or one of the equivalent forms, e.g., 20 clusters of 16 regions of 15 routers. In all cases the table size is $15 + 16 + 20 = 51$.

13. Conceivably it might go into promiscuous mode, reading all frames dropped onto the LAN, but this is very inefficient. Instead, what is normally done is that the home agent tricks the router into thinking it is the mobile host by responding to ARP requests. When the router gets an IP packet destined for the mobile host, it broadcasts an ARP query asking for the 802.3 MAC-level address of the machine with that IP address. When the mobile host is not around, the home agent responds to the ARP, so the router associates the mobile user's IP address with the home agent's 802.3 MAC-level address.

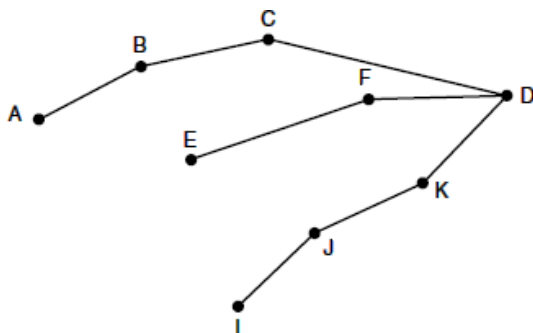
14. 答：在一个子网中，从所有的源到一个指定的目的地的最佳路由的集合形成一棵以该目的地为根的树。这样的树就称作汇集树。汇集树不必是唯一的，其他具有相同通路长度的树可能存在。所有路由选择算法的目标都是要为所有的路由器寻找和使用汇集树。在广播形式的应用中，源主机需要向所有其他的主机发送报文。在称为反向通路转发的广播路由选择中，当广播分组到达路由器时，路由器对此分组进行检查，查看该分组是否来自于通常用于发送分组到广播源的线路，如果是，则此广播分组本身非常有可能是从源路由器来的第一个拷贝。

在这种情况下，路由器将此分组复制转发到进入线路以外的所有线路。然而，如果广播分组到来的线路不是到达源端的线路，那么分组就被当作副本而扔掉。

- (1) 反向通路转发算法，算法进行到 5 个跳段后结束，总共产生 28 个分组。
- (2) 使用汇集树算法，需要 4 个跳段，总共产生 14 个分组。

15. Node F currently has two descendants, A and D. It now acquires a third one, G, not circled because the packet that follows IFG is not on the sink tree. Node G acquires a second descendant, in addition to D, labeled F. This, too, is not circled as it does not come in on the sink tree.

16. Multiple spanning trees are possible. One of them is:



17. When H gets the packet, it broadcasts it. However, I knows how to get to I, so it does not broadcast.

18. Node H is three hops from B, so it takes three rounds to find the route.

19. It can do it approximately, but not exactly. Suppose that there are 1024 node identifiers. If node 300 is looking for node 800, it is probably better to go clockwise, but it could happen that there are 20 actual nodes between 300 and 800 going clockwise and only 16 actual nodes between them going counterclockwise.

The purpose of the cryptographic hashing function SHA-1 is to produce a very smooth distribution so that the node density is about the same all along the circle. But there will always be statistical fluctuations, so the straightforward choice may be wrong.

20. The node in entry 3 switches from 12 to 10.

21. 答：对时间以 T 秒为单位分时隙。在时隙中，源路由器发送第一个分组。在时隙 2 的开始，第 2 个路由器收到了分组，但不能应答。在时隙 3 的开始，第 3 个路由器收到了分组，但也不能应答。这样，此后所有的路由器都不会应答。仅当目的地主机从目的地路由器取得分组时才会发送第 1 个应答。现在确认应答开始往回传播。在源路由器可以发送第 2 个分组之前，需要两次穿行该子网，需要花费的时间等于 $2(n-1)T$ 秒/分组，显然，这种协议的效率是很低的。