

1. 第一章

1. 狗携带的数据 $7\text{GB} \times 3 = 21\text{GB}$

数据传送 21GB 的时间需要 $t = 21\text{GB} / 150\text{Mbps} = 1146.88\text{s}$

这段时间狗运动的路程 $s = 18\text{km/h} \times 1146.88\text{s} = 5734.4\text{m}$

如果够的速度加倍或者磁盘容量，最大距离也会加倍。如果线路传输速率加倍，则最大距离减半

2. LAN 模型有可拓展性，如果 LAN 只是一条单一线路，虽然成本更低，但如果出现错误，则链路将崩溃。客户机-服务器提供了更好的计算性能和更好的接口。

3. 大陆间的光纤网络，虽然能搭载大量数据，但由于距离遥远，所以延迟比较高
56kbps 的调制解调网络带宽较低，延迟也比较低。

4. 为提供数字语音流量和视频流量，需要统一的投递时间。如果针对金融业务流量，稳定性和安全性很重要。

5. 交换时间不会成为延迟的主要因素。

信号传输速率为 $200\,000\,000\text{m/s}$ 在 $10\mu\text{s}$ 内传输距离为 2km ，而纽约到加州距离为 5000km ，即使有 50 个交换机，也只增加了 100km 的距离，整体影响为只有 2%。

6. req 来回需要 2 次传输，rep 返回也需要 2 次 总共 4 次

传输距离为 $40\,000\text{km} \times 4 = 160\,000\text{km}$ 。传输延迟 $t = 160\,000\text{km} / 300\,000\,000 = 523\text{ms}$ 。

7.

8. 有 AB AC AD AE BC BD BE CD CE DE 10 种可能的线路，每个线路有 高速线路 中速线路 低速线路 不设置线路 4 种状态 所有有 $4^{10} = 1048576$ 中可能。100ms 一种线路，需要花费 104857.6s 。

9. 总共 $n+2$ 个时间，事件 $1 - n$ 表示对应主机成功反问信道，未遇到冲突，该概率为 $p(1-p)^{(n-1)}$ ， $n+1$ 表示空闲信道 该概率为 $(1-p)^n$ ， $n+2$ 事件是冲突。所以冲突概率为 $1 - np(1-p)^{(n-1)} - (1-p)^n$ 。

10. 使用层次性协议，可以将设计问题，分解成各个更小并且更易于管理的小块。这意味着协议可以更改却不会影响到高层或者低层的协议。可能出现的缺点是虽然单层网络不便于完成和管理，但层次型网络的性能比单层网络要差。

11. 在 OSI 协议模型中，物理层通信只反生在最底层，不会出现在每一层。

12.报文流和字节流是不同，报文流中，网络会保持信息间的边界，字节流不会。比如，一个进程先发送 1024 个字节到某个连接，后又再次发送 1024 个字节，接收者使用报文流读取 2048 个字节，会接收到 2 个报文，每个 1024 字节。如果使用字节流，信息的边界不会被识别，接收者会认为 2048 个字节是一个整体，这样会造成两个不同信息会丢失。

13.协商以为着获得在通信过程两边都允许使用的参数，例如最大包长度等。

14.K 层向 k+1 层提供的服务，k-1 层向 k 层提供的服务。

15.

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

16. $\ln(M+hn)$

17.TCP 是面向连接的，而 UDP 是无连接的服务。

18.3

19. $6+6*2/3 = 10$ 亿。除传统的电脑外，会有其他种类的终端加入到互联网中，未来一人不只一个网络终端。

20.如果网络丢包率较大，使用第一种方案，独立确认每一个包，所以丢失的包可以重传。另一方面，如果网络稳定性好，使用第二种方案，最后确认整个文件可以节省带宽。

21.移动运营商知道用户的位置意味着用户在哪里睡觉、工作、旅行或者购物都会被知晓，这些信息可能被卖给其他人或者被窃取。好处是这可以使政府更好的监管城市，另一方面也可以让运营商为用户在正确位置提供帮助，也可以用于防范诈骗，例如有人在不是常驻地区呼叫你时。

22. 同轴电缆的光速是 $200\,000\text{km/s} = 200\text{m/s}$ ，在 10Mbps 网络中，0.1us 就可以传输 1bit。所以 1bit 的长度相当于 20m。

23. 该图像的数据量为 $1600*1200*3 = 5760\,000\text{ bytes} = 46080\,000\text{ bit}$ ，使用 56kbps 大约用 822.57s,使用 1Mbps 约用 46.080s,使用 10Mbps 约 4.608s,使用 100Mbps 约 0.461s

24.隐藏节点问题，无线网络中，A 和 E 只在各自邻居节点通信范围。A 与 B 通信的同时，D 也可以与 E 通信，无线网络中有潜在的并行性，这是区别于以太网的。

25.优点一：如果每个人都使用该标准，则每个人都可以互相通信。优点二：标准的大规模使用，可以节约芯片生产成本。缺点一：为了标准化，经常需要为兼容低标准而做出妥协。缺点二：当标准被广泛使用时，即使新的技术和方法出现时，也很难替代旧的东西。

26.光碟机和光碟，数字相机和储存卡，ATM 和银行卡。录像机和录像带，手提电话，灯泡和灯座。

27.不会影响

28.不会影响到 k-1 层，会影响到 k+1 层

29.请求包和响应包可能在传输过程中丢失，服务器可能要处理几个客户端的请求。

30.小数据报文会浪费包头占用的带宽，固定长度导致无用数据负载浪费

2. 第二章

1.

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

$$f(t) = t \quad T = 1 \quad f = 1/T = 1$$

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

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

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

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

2.一个无噪声的信道不管多久采集一次，都可以传输任意数量的数据,高于每秒 2B 次采样无意义。对于无离散等级的模型，最大速率 为 $2H \times$ 每次采样的数据 对于一个 4KHZ 的信道， $H = 4K$ ， $2H = 8K$ 。取决于每次采样的数据是多少，若每次采样产生 16bits ,则最大速率 为 $16 \times 8K = 128Kbps$ 。若每次采样 1024bit 则最大速率为 $1024 \times 8K = 8Mbps$ 。

若信噪比为 30dB,则 $S/N = 1000$.由香浓定律 最大速率= $B \log_2 (1+S/N) = 4K \times \log_2 (1001) = 39.86Kbps$ 。

3.尼圭斯特定律 最大速率 = $2H \log_2 V$. $H = 6MHZ, V=4$ ，所以最大速率是 $2 \times 6M \times 2 = 24Mbps$

4.信噪比 20DB，则 $S/N = 100$ 。根据香浓定律 最大速率= $B \log_2 (1+S/N) = 3 \times \log_2 (101) = 19.975Kbps$.但是尼圭斯特定律的限制是 $2H = 6kbps$ 所以实际上最大速率 6kbps。

5.发射 T1 载波，我们需要满足香浓定律 $B \log_2 (1+S/N) = 1.544 \times 10^6$ ， $H = 50KHZ$.计算得出 $S/N = 2^{30} - 1$ 所以大概是 93DB。

6.光纤有比铜芯更高的带宽，并且不会被电压浪涌，电磁干扰、电源故障、以及空气中的化

学物质侵蚀影响。光纤不会漏光，也不容易被接入，使用光心可以防止窃听，有更高的安全性。但是光纤也有一些缺点，它要求较高的操作技能，过度弯曲容易折断，双向通信要求使用 2 根光纤或者在光纤上划分频段。光纤接口成本也高于电子接口。

7.

$$\Delta f = c \Delta \lambda / \lambda^2 \quad \Delta \lambda = 10^{-7} \quad \lambda = 10^{-6} \quad \text{带宽为 } 30\,000\text{GHz}$$

8. 通信速率 = $2560 \times 1600 \times 24 \times 60\text{bps} = 5898\text{Mbps}$ 。假设 1bps 每 HZ，则 $\Delta f = c \Delta \lambda / \lambda^2$ ，则

$$\Delta \lambda = \lambda^2 \Delta f / c \quad \Delta f = 5.898 \times 10^9 \quad \Delta \lambda = 3.3 \times 10^{-5}$$

9. 尼圭斯特定理对所有媒介都适用。

10. $\lambda f = c$ 。 $c = 3 \times 10^8 \text{ m/s}$ $\lambda = 1\text{m}$ $f = 300\text{MHZ}$ $\lambda = 5\text{m}$ $f = 60\text{MHZ}$ 。所以能覆盖 60MHZ-300MHZ

11. $\tan = 0.001/100 = 0.00001$ 所以角度大概为 0.00057 度

12. 每条链路有 $66/6 = 11$ 个卫星，每 90 分钟，11 颗卫星转地球一圈，这意味着每 491 秒就有一次传输，所以每 8 分钟和 11 秒必有一次切换

13. 传输时间 = $2 \times s/v$ ，所以 GEO 的传输是 i 吉安死 239ms, MEO 的传输时间是 120ms，LEO 的传输时间是 5ms

14. 传输距离是 $2 \times 750\text{km} + \text{地球在 } 750\text{km} \text{ 高空周长的一半}$ 。

周长 = $2 \times \pi \times (6371 + 750) = 44720\text{km}$ 。所以传输距离 = 23860km ，所以传输时间是 $23860\text{km} / 3 \times 10^8 = 79.5\text{ms}$

15. NRZ 每个周期传送 2bit 数据，所以 NRZ 码需要的带宽是 $B/2\text{HZ}$ 。

MLT-3 每个周期传输 4bit，所以需要 $B/4\text{HZ}$ ，

曼切斯特嘛 每周期传输 1bit 所以需要 $B\text{HZ}$

16. 4B/5B 使用的是 NRZI，每次 1 发送时，都需要一个信号跳变，每次传输 0 的数量不会超过 3 次，所以最糟糕的序列是 10001，所以每四个比特时间就要发送一次信号跳变。

17. 区域号数量 $8 \times 2 \times 10 = 160$ 。本地号码个数 $8 \times 8 \times 10 = 640$ ，所以电话个数共有 $160 \times 640 = 102400$ 。

18. 每个电话机 0.5 个呼叫每小时每次持续 6 分钟，所以每部电话每小时占用 3 分钟，20 个电话可以共享一条线路。其中长途电话只占 10%，所以需要 200 个电话可以才能全时间占用长路线路，电话线路共有 $1\text{MHZ} / 4\text{KHz} = 250$ 条，所以待该有 $250 \times 200 = 50000$ 部电话。支

持最大电话数会早晨严重的延迟。

19.1 股铜线截面积为 $\pi/4$ 平方毫米, 10km 的 2 股铜线, 体积为 $2 \times \pi/4 \text{ mm}^2 \times 10\text{km} = 15708$ 立方厘米, 重量为 $15708 \times 9\text{g/cm}^3 = 141\text{kg}$, 价格 $141\text{kg} \times 1000 \text{ 000} \times 6 = 8.4$ 亿美元

20.石油管道是半双工系统, 只有一根管道, 但可以向两个方向流动。河流是单工系统, 对讲机是半双工。

21.传统上, 比特数据在物理层上传输没有任何差错检测纠正, 而现在每个 modem 上都有 CPU 使得在第一层都可以进行差错监测纠正, 这使得第二层的差错减少了很多。但是第二层的差错检测纠正还是必要的, 因为数据可能由于缓冲区空间的不足丢失在第一层向第二层传输的过程中。

22.每 4 个符号, 所以比特率是波特率的 2 倍($2^2 = 4$), 所以 1200 符号/秒的速率能获得 2400bps

23.有 32 个符号, 所以 5bit 可以被编码 ($2^5 = 32$), 所以 1200 波特率可以传输 6000bps。

24.该模型只是使用了振幅和相位, 频率不可知

25. $4\text{kHz} \times 10 + 400\text{Hz} \times 9 = 43600\text{HZ}$

26.采样时间 125us, 所以每秒 8000 次采样, 根据尼奎斯特定理, 这是在 4k 信道上需要的采样频率, 例如电话信道。

27.193bit 的帧中用户使用 $7 \times 24 = 168\text{bit}$, 也就是百分比开销为 $25/193 = 13\%$ 。

OC-1 的百分比开销为 $(51.84 - 49.536)/51.84 = 4.44\%$,

OC-768 的百分比开销为 $(39813.12 - 38043.648)/39813.112 = 4.44\%$

28.根据尼奎斯特定律 4kHz 信道上 需要每秒 8000 采样, 每次 2bit 所以速率为 16kbps, T1 系统 每次 7bit, 速率为 56kbps

29.10 帧

30.编码器允许任意相位的模拟信号, 并且从中产生一个数字信号。调制解调器只允许调制正玄波。

31.漂移率 10^{-9} 意味着, 每秒 1ns 的漂移。在 OC-1 50Mbps 速度下, 1bit 需要 20ns, 这意味着只要 20 秒的时间就会漂移 1bit 的宽度, 所以必须保持时钟的连续一致性。

32.延迟时间为 $4 \times (35800\text{km}/300000000\text{m/s}) = 480\text{ms}$ 。

总的时间为 $1.2 + 1\text{GB} \times 8/1\text{Mbps} + 0.48 = 8193.68\text{s}$

33.数据包数量 $= 1\text{GB}/64\text{KB} = 2^{30}/2^{16} = 2^{14}$

延迟时间为 $480\text{ms} + 3 \times 0.001 = 480.003\text{ms}$

总传输 bit 数= $1GB \times 8 + 32 \times 8 \times 214 = 2^{33} + 2^{22}$ (数据比特数+ 2^{14} 个包头比特数)

总时间为 $(2^{33} + 2^{22}) / 1\text{Mbps} + 0.48 = 8196.48\text{s}$

34.在 OC-1 中 90 列中 中有 86 列是有用数据, 有用数据的容量是 $86 \times 9 = 774\text{bytes/frame}$ 。

8bits/bytes , 8000frame/s 3 个 OC-1 复用, 所以总的用户融来那个为 $3 \times 774 \times 8 \times 8000 = 148608\text{Mbps}$

对于 OC3072 来说:

Gross 速率率= $51.84 \times 3072 = 159252.48\text{Mbps}$

SPE 数据率= $50.112 \times 3072 = 153944.064\text{Mbps}$

用户数据率= $49.536 \times 3072 = 152174.592\text{Mbps}$

35.VT1.5 有 $8000\text{frame/sec} \times 3 \text{ 列} \times 9 \text{ 行} \times 8\text{bit} = 1.728\text{Mbps}$, 这满足 DS-1 服务

VT2 有 $8000\text{frame/sec} \times 4 \text{ 列} \times 9 \text{ 行} \times 8\text{bits} = 2.304\text{Mbps}$, 满足 CEPT-1 服务

VT6 有 $8000\text{frame/sec} \times 12 \text{ 列} \times 9 \text{ 行} \times 8\text{bits} = 6.912\text{Mbps}$, 满足 DS-2 服务

36.OC-12C 9 行有 $12 \times 90 = 1080$ 列, 其中 $12 \times 3 = 36$ 列用作线路和其他部分开销。剩下 1044, 其中 SPE 列用于通道开销, 剩下 1043 列给用户数据, 每列有 9bytes 所以每帧有 $1044 \times 9 \times 8\text{bits} = 75096$ 用户数据位, 帧速率为 8000frame/sec , 所以用户速率为 $8000 \times 75096 = 600768\text{Mbps}$

37.星型网络 最好的情况是 2 跳, 平均为 2 跳, 最坏的情况 2 跳

双向环网络, 最好情况 1 跳, 平均 $n/4$ 跳, 最坏情况 $n/2$

全联通网络 最好情况 1 跳, 平均 1 跳, 最坏 1 跳

38.电路交换网络 $t=s$ 时, 链路建立, $t=s+x/b$ 最后一位数据发送完成, $t=s+x/b+kd$ 数据到达。

包交换网络中 $t = x/b$ 最后一位发送完成。为到达目的, 最后一个数据包必须传输 $k-1$ 次(路由器之间) , 每次传输时间 $p/b \text{ sec}$ 。所以总延迟时间是 $x/b + (k-1)p/b + kd$ 。当 $s > (k-1)p/b$ 时, 包交换网络延迟时间短

39.数据包数量为 x/p , 所以总数据量为 $(p+h) \times x/p \text{ bits}$ 。

愿需要 $(p+h) \times x/(p \times b) \text{ sec}$ 发送这些数据, 总共有 $k-1$ 跳, 所以在路由间的传输时间为 $(k-1) \times (p+h)/p \text{ sec}$ 。所以需要总的时间为 $(p+h)x/pb + (p+h)(k-1)/b$, 所以 $p = \sqrt{hx/(k-1)}$ 时延迟最小

40 每个蜂窝有 6 个邻居, 假设中心蜂窝用的频率组为 A, 那么它的 6 个邻居可以用 B,C,B,C,B,C。换句话说 只需要 3 个不同的频率组, 所以每个蜂窝可以使用 $840/3 = 280$ 个频率。

41.一，一开始安装机战时，蜂窝设备被布置在人口密度大的地区，这些地区，运营商后期后不想移动它们。二，天线一般需要依靠较高的建筑或者山顶，由于地形及建筑物分布的不规则，所以蜂窝设备也不规则。三，一些社区或者财产拥有者不允许蜂窝中心坐落在他们的建筑物上。为此，天线并没有安装在蜂窝中心。在规则的布局下，用户在各自的蜂窝范围不会重复使用相同的频率，但在不规则的布局下，用户可能在蜂窝的重叠区域可能使用了相同的频率，这使得频率分配复杂化。

42.每个蜂窝覆盖范围为 2500π ，将需要 $1.2 \times 10^8 / 2500\pi = 15279$ 个微型蜂窝，当然我们不能将区域划分成圆形，所以要比该数量更多的微型蜂窝才足够，所以大概需要 20000 个微型蜂窝。

43.当跨入另一个蜂窝区域时，不能使用与之前相同的频率，必须获得新的蜂窝分配的频率，所以电话呼叫会被突然终止。

44. $S = A \oplus B \oplus C = (+3 +1 +1 -1 -3 -1 -1 +1)$

45.如果 2 个元素匹配，产生+1，如果不匹配 产生-1，为了使总和为 0，匹配的个数和不匹配的个数必须一样多，所以如果两个码片正交，需要序列一半匹配 一半不匹配。

46.将得到的码片分别与 ABCD 相乘得到

$$\begin{aligned} (-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1) / 8 &= 1 \\ (-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 -1 +1 -1 +1 +1 +1 -1) / 8 &= -1 \\ (-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 +1 -1 +1 +1 +1 -1 -1) / 8 &= 0 \\ (-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) \cdot (-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1) / 8 &= 1 \end{aligned}$$

所以 A 和 D 发送了 1，B 发送了 0，C 沉默

47.

$$\begin{aligned} (+1 +1 +1 +1 +1 +1 +1 +1) \\ (+1 -1 +1 -1 +1 -1 +1 -1) \\ (+1 +1 -1 -1 +1, +1 -1 -1) \\ (+1 -1 -1 +1 +1 -1 -1 +1) \end{aligned}$$

48.不考虑语音压缩，一个数字 PCM 电话需要 64kbps 速率，10Gbps 速率可以提供 163840 个只有一部电话的住户

49.2Mbps 的下行速率，意味着 50 个用户用同一根电缆，用户数总共 5000，所以该公司需要在一根同轴电缆中分离出 100 根电缆。并且将他们直接连接到光纤节点

50.上行速率 37MHZ，如果使用 QPSK(2bits/HZ)，可以获得 72MHZ 上行速率。下行速率有 200MHZ，使用 QAM-64，可以获得 1200MHZ 下行速率。如果使用 QAM-256，可以获得 1600Mbps。

51.有限电视下行速率要比调制解调器和 PC 要小，如果下行通道在 27Mbps 工作，那么在 10Mbps 的以太网速率是 10Mbps 。若在 100Mbps 其下行速率受制于下行通道，所以下行速率也是 27Mbps。在 54Mbps ,下行速率也是 27Mbps。

1. 第三章

1.没有差错控制，所以 1 次发送完成的概率是 $0.8^{10}=0.107$

2.需要 2 次的概率是 $(1-0.107) * 0.107$

设 $p=0.107$ 则需要 i 次的概率是 $p(1-p)^{i-1}$

$$E = \sum_{i=1}^{\infty} ip(1-p)^{i-1} = p \sum_{i=1}^{\infty} i(1-p)^{i-1}$$

所以次数的期望值为

使用数学模型

$$S = \sum_{i=1}^{\infty} \alpha^i = \frac{1}{1-\alpha} \quad \text{设 } \alpha = 1-p$$

$$S' = \sum_{i=1}^{\infty} i\alpha^{i-1} = \frac{1}{(1-\alpha)^2}$$

则可得

可得 $E = 1/p = 9.3$ 次

2.

a.字节计数法头字节需要帧长度信息 4 比特流为 00000100(该字节表示长度 4) 01000111 11100011 11100000 01111110 (后四字节保持原样)

b.字节填充标志字节 FLAG 是起始结束标志，ESC 是转义字节。数据中有的 ESC 和 FLAG 前面需加转义字节 所以比特序列为

01111110 01000111 11100011 11100000 11100000 11100000 01111110
FLAG A B ESC ESC ESC FLAG

c.比特填充的首尾标志字节。首尾标志 FLAG 添加到比特流的首尾位置。若数据中遇到连续 5 个 1 则添加 0，用来区别标志位和数据。

01111110 01000111 110100011 111000000 0111111010 01111110
FLAG A B ESC FLAG FLAG

3.ESC 和 FLAG 需要添加转义，所以最后输出为 A B ESC ESC C ESC ESC ESC
FLAG ESC FLAG D

4.如果数据全是 ESC 和 FLAG 构成，在这种情况下 开销将增大一倍

5.如果帧是络绎不绝的，一个标志位也许足够。但如果帧结束了，但在很长时间内没有新的帧，接收者要如何判断下一字节是线路的干扰还是原来的帧数据。

6.每 5 个 1 添加一个 0 所以填充后为 01111011111001111010

7.a. 传输延迟非常长，如空间卫星传输，正向纠错是必要的。B.开环协议也适用于军事上，接受者不希望在传输过程中暴露它的位置。C.如果错误率非常低，并且纠错码足够好，也可使用开环协议。D.实时系统中无法忍受等待重传的情况

8.海明距离还是 2 不变

信息码位数	1	2~4	5~11	12~26	27~57	58~120	121~247
校验码位数	2	3	4	5	6	7	8

9.

根据上表 需要 5 位校验码，参考海明码计算 最后结果 0111010110011001110101.

10.根据上表只可能是 8 位数据码 4 位校验码，但是第二校验位出错，需要修正，所以实际上收到的是 0XA4F，所以原码是 0XAF。

11.1 位错误，不管是行校验还是列校验都能被检测出来

2 位错误，如果在不同行，行校验位就可以检测，如果在相同行，列校验位可以检测

3 位错误，如果 2 位错误在同一行，至少一个列校验可以检测出来，如果 2 位错误在同一列，至少一个行校验可以检测出来。

4 位错误，如果 4 个错误分布在 4 个角落组成方形，错误无法被检测出来

12.使用海明码，每个块至少需要 10 个校验位。总的的数据位数是 1010 位。如果是检错的话，那么只需要 1 位检验位。假设出错率是 x/bit 那么一个块出错的次数为 $1000x$ 。每次出错 1001bit 需要重传，所以总传的位数为 $1001+1000x*1001$ 。要使检错机制更优秀，要使 $1001+1000x*1001 < 1010$ 。所以出错率必须小于 $9*10^{-6}$ 。

13.错误的可能总共有 $nk(nk-1)(nk-2)(nk-3)$ 。如果左下角错误出现的坐标为 (p,q) ，则出现 4 个角错误的可能有 $(k-p-1)(n-q-1)$ ，所以出现在四个角的错误的可能有

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

所以刚好不能检测的概率为

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

14.输入 第一位时 $S[1..6] = 100000$ 输出为 11

输入第二位时 $S[1..6] = 010000$ 输出为 01

输入第三位时 $S[1..6] = 101000$ 输出为 00

...

最后结果为 11 01 00 10 10 00 11 00

15.将序列按 4 位一个值分解为 1001 1100 1010 0011

$$0011 + 1010 = 1101$$

$$1101 + 1100 = 1001 + 1 = 1010$$

$$1010 + 1001 = 0011 + 1 = 1100.$$

高位溢出的值，需要带回低位重新计算。

16. $x^2 + x + 1.$

17.比特流是 10011101 生成多项式为 1001 生成多项式阶位为 3，所以后面补三个 0 得到 1001 1101 000 用 1001 1101 000 整除 1001 得到余数 100，所以最后位串为 1001 1101 100。如果第三位变反后，得出的数字不能整除 1001。但如果出错后的位串仍能被 1001 整除，则错误无法检测出来，最简单的就是 所有位都为 0。

18.A. 可以，所有的一位错误都能被检测

B. 正确，所有的双位错误都能够检测出来

C. 错误 CRC 不能检测出所有偶数个孤立错误

D. 正确，CRC 可以检测出奇数个孤立错误，前提是以 $x+1$ 作为因子

E. 正确，CRC 可以检测出位数小于 r 位（这里 32 位）突发错误

F 正确，CRC 不能用于检测超过 r 位的突发错误

19.可能，ACK 到达的时候，定时器超时的时候。这个情况会出现由于 CPU 的过载，使 ACK 延迟发送

20.要使效率达到 50%，必须使传输数据包的时间等于来回的传输延迟。在 4kbps 的速率下，160bit 需要 40ms(2 倍的传输延迟)。所以帧大于 160bit 时，才能获得 50%的效率

21.可能，假设帧的发送和 ACK 的回复非常迅速，主函数执行第二个循环的时候，当定时器还在运行的时候，帧已被发送出去

22.为使操作有效，序列空间必须足够大，使得在第一个 ACK 返回之前，其他数据还能继续传输。传播时间为 $3000\text{km} \times 6\mu\text{s}/\text{km} = 18\text{ms}$ 。T1 是速率是 1.536Mbps，64byte 的帧传输 需要 0.300ms。所以第一帧到达的时间是 18.3ms。ACK 回复需要 18ms。所以第一帧发送到收到应答需要 36.3ms。所以发送的串口大小必须大到足够保持 36.3ms 的传输时间，每个帧需要 0.3ms，所以在这段时间内可以传输 $36.3\text{ms}/0.3\text{ms} = 121$ 个帧。所以需要 7 位序列。

23.设发送者的窗口边界是(Sl,Su),接收者的窗口边界是(Rl,Ru)。窗口大小为 W。他们之间的

$$0 \leq S_u - S_l + 1 \leq W$$

$$R_u - R_l + 1 = W$$

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

关系是

24.这样协议是错，假设使用 3 位的序列，考虑以下场景

A 发送了帧 7

B 接收了帧并返回 ACK

A 收到 ACK 后，发送帧 0-6，所有的帧丢失

B 定时超时后，重发了 ACK 7。

当 r.ack = 7 到达 A 收到 ACK 之后，A 的 AckExpected = 0, r.ack=7 NextFrameToSend=7。使 A 认为丢失的帧是已经回复了 ACK。

25. 影响了协议正确性，可能造成死锁。假设一批帧已经到达并且被接收。接收者会推进它的窗口。如果所有 ACK 丢失，发送定时器会超时，并重新发送一个帧，接收者会发送 NAK。如果这个包丢失，那么发送者会保持超时，并发送第一个已经被接收帧，而接收者不再管它，那么发送者就会不断发送，最终造成死锁

26.这会造成死锁，这是唯一用来处理 ACK 的进程，如果没有这段代码，那么发送者会保持超时，并不做任何事。

27.信道利用率为 $1/(1+2BD)$

BD = 带宽延迟输出/帧大小

延迟 = $9 \times 10^{10} / 3 \times 10^8 = 300s$

带宽延迟输出=64Mbps *300=19.2GB

BD = 19.2GB / 32KB = 600000

信道利用率= 8.33×10^{-7}

28.发送窗口大小为 w 信道利用率为 $w/(1+2BD)$ 所以需要 $w=1200001$

29.考虑一下场景 A 发送 0 到 B，B 接收后返回 ACK 但 ACK 丢失，A 超时重发 0，但现在 B 期望的是 1，所以 B 返回了 NAK。如果此时 A 将 r.ack+1，那么他会发送 1，错误就被纠正过来了。

30.假设 A 向 B 发送一个帧，并且正确到达了，但此时确认定时器。A 超时重发，B 会注意到序列号出错了，它就会发送 NAK。所以每个包平均发送两次。

31.不能，MAX_SEQ=4 时，NrBufs=2，偶数序列使用 buffer0，奇数序列使用 buffer1。这样的规划意味着，帧 4 和 0 使用同一个 buffer。假设帧 0-3 已经接收并确认。接收者的窗口包含 4 和 0，如果 4 丢失了，而 0 到达，这将被放入 buffer0，并且 arrive[0]也会标记为真。这样循环在代码中被执行一次，一个不规则的消息就会被传送到主机。这个协议要求 MaxSeq 必须是偶数。但是其他滑动窗口协议不一定都有这个特性。

32.帧发送时间需要 $1000bit/1Mbps=1s$ ，假设 $t=0$ ，在 $t=1ms$ 时，第一个帧被发送出来。在 $t=270+1=271ms$ 时，第一个帧达到。T=271*2=542ms 时，第一个帧的 ACK 到达。所以循环周期是 542ms。总共有 k 个帧在 542ms 被发送，信道利用率= $k/542$ 。

- A. $k=1$, 信道利用率为 $1/542=0.18\%$ (k 必须=1)
 B. $k=7$, 信道利用率为 $7/542 = 1.29\%$ ($k=2^n-1 = 7$)
 C. $k=4$, 信道利用率为 $4/542=0.74\%$ (窗口空间不应超过序列空间的一半为 4))

33. 50kbps 的信道上使用 8 位的序列号, 重传率为 0.01 (错误率为 1%), 每个安全到达的帧会浪费 40bit (header)。每 100 帧需要增加 40bit 的 NAK 帧, 平均每帧需要付出 0.4bit。平均每个帧需要付出 $1\% \times 4000\text{bits} = 40\text{bit}$ 的代价。所以平均每帧需要浪费 $40+40+0.4=80.4$ 。所以浪费的带宽和开销占 $80.4/(80.4+3960)=1.99\%$ 。

34. 假设传输开始时间 $t=0$, 第一个帧发送时间为 $512/64\text{kbps} = 8\text{ms}$ 。 $t=8+270=278\text{ms}$ 时, 到达。 $t=278+270=548\text{ms}$ 时, ACK 返回。这里数据吞吐量为 $512/548\text{ms}=934\text{bps}$ (窗口大小为 1)。若窗口大小为 7, 在 548ms 内, 可以传输 $7 \times 512=3584\text{bit}$, 吞吐量为 $3584/548\text{ms}=6.54\text{kbps}$ 。若窗口大小为 15 在 548ms 内, 可以传输 $15 \times 512 = 7680\text{bit}$, 吞吐量为 $7680/548\text{ms} = 14\text{kbps}$ 。窗口大小为 127 时, 已经超过卫星信道全速, 所以吞吐量为 64kbps

35. 线缆传播速度是 200km/ms。所以 100km, 需要传输时间为 500us。每个 T1 帧为 193bit, 在 125us 内发送出去, 所以线上的帧总是为 4 个帧为 772bit

36. PPP 是被设计用来软件处理的, 并不是用硬件处理的。对于软件来说处理 byte 数据, 显然比处理 bit 数据要简单的多。另外 PPP 是设计用在 modem 上, 而 modem 允许按字节传输而不是按 bit 传输

37. PPP 至少含有 2 个标志字节, 1 个协议字节, 2 个校验字节, 总共 5 字节开销。最大含有 2 个标志字节, 地址和控制位各需 1 个, 2 位协议字节, 4 位校验字节, 总共 10 字节开销

38. AAL5 帧含有 2 个 PPP 协议位, 100 个有效负载字节, 一些填充字节, 和 8 个帧尾。要使这个帧长度为 48 的整数, 填充字节需要 34 个。这使得最终 AAL5 帧长为 144bytes。可以分成 3 个 ATM 信元。第一个信元包含 2 个 PPP 协议字节, 46 字节的 IP 包。第二个信元包含后继的 48 字节 IP 包。第三个信元包含最后 6 个字节 IP 包, 34 个填充字节和 8 个帧尾

1. 第四章

1. 根据 4.1.1 标准排队理论 $T = 1/(\mu C - \lambda)$. $C=100\text{Mbps} = 10^8$ 。 $1/u = 10000\text{bit/frame}$, $u=10^4$ 。 $\lambda=90\text{frame/s}$ 时, $T = 0.1\text{ms}$ 。 $\lambda=900\text{frame/s}$ 时, $T = 0.11\text{ms}$ 。 $\lambda=9000\text{frame/s}$ 时, $T = 1\text{ms}$ 。

2. 使用纯 ALOHA, 最大吞吐量为 $0.184 \times 56\text{kbps} = 10.3\text{kbps}$ 。每个站需要 $1000\text{bit}/100\text{s} = 10\text{bps}$ 。所以 $N = 10.3\text{kbps}/10\text{bps} = 1030$ 个站

3. 纯 ALOHA 可以立即开始发送, 在负载低的情况下, 碰撞小, 传输成功可能性大, 基本上没有延迟。在分槽 ALOHA, 需要等待下一个时间槽到达次才能发送。会产生半个时间槽的延迟。

4.a. 请求频率 50/s。 $G = 40\text{ms} \times 50/\text{s} = 2$, 根据泊松分布第一次发送成功的概率是 $e^{(-2)}$, 课本 205 公式 $P_k = \dots$ 。

B. 同上题公式, $(1 - e^{-G})^k e^{-G} = 0.135 \times 0.865^k$.

C. 课本 205 期望值公式 $E = \dots e^G = 7.4$

5. 传输次数期望值 $E = e^G$, E 次传输被分成 $E-1$ 个 4 时间槽的间隔。所以延迟时间是 $4(e^G - 1)$, 吞吐量为 $S = Ge^{-(G)}$

6.a. 信号传播速度为 $(3 \times 10^8) \times 82\% = 2.46 \times 10^8 \text{m/s}$ 。信号传输时间为 $2\text{km} / (2.46 \times 10^8 \text{m/s}) = 8.13\mu\text{s}$, 所以时间槽长度为 $2 \times 8.13 = 16.26$ 。

B. 计算方法同上 得出信号传输时间为 $205.13\mu\text{s}$, 所以时间槽为 $410.26\mu\text{s}$

7. 最糟糕的是所有的站都要发送数据, 而下一站 s 是最低编号的站, 等待时间为 $N\text{bit}$ 的竞争时间 + $(N-1) \times d \text{ bit}$ 的帧传输时间。总共 $N + (N-1)d \text{ bit}$

8. 如果高序的站和低序的站同时有数据要发送, 高序的站总是可以获得信道, 如果高序的站有连续的数据流发送, 那么低序的站就一直获不到发送数据包的机会。

9. 不明白

Stations 2, 3, 5, 7, 11, and 13 want to send. Eleven slots are needed, with the contents of each slot being as follows:

Slot 1: 2, 3, 5, 7, 11, 13
Slot 2: 2, 3, 5, 7
Slot 3: 2, 3
Slot 4: 2
Slot 5: 3
Slot 6: 5, 7
Slot 7: 5
Slot 8: 7
Slot 9: 11, 13
Slot 10: 11
Slot 11: 13

10.A. 所有站都可以接收到 A 发送的包, 所以此时没有其他通信可以存在

B. B 站的包可以被 A、C、E 接收到。所以只有 D 可以接收数据, 所以进行的通信是 C 发送给 D, 和 E 发送给 D。

C. 与上题同

11. 可以, 假设他们分布在一条直线上, 并且每个站只可以发送给它的邻居节点。所以当 A 发送给 B 时, E 仍可以给 F 发送

12.A. 星型结构中, 该路由节点放在 (4,8) 位置 (4 层 8 号房)。所以线缆长度为

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

等于 1832 米

B. 802.3 线行结构, 每一层需要 $14 \times 4 = 56\text{m}$ 电缆总共 7 层 $56 \times 7 = 392\text{m}$ 。层与层之间需要一条 4m 长的电缆, 7 层需要 6 条 总共 24m。总共是 $392\text{m} + 24\text{m} = 416\text{m}$ 。

13.经典以太网使用的是曼切斯特编码，每个位可以传输 2 个信号周期，所以波特率是比特速率的 2 倍 20M。

14.LH 代表比特 0，HL 代表比特 1 所以输出为 LHLHLHHLHLHLLHLLHHL

15.来回传播时间为 $1000 \times 2 / 200 \text{m/us} = 10 \text{us}$ 。所以包含以下时间，发送者抓住线缆的时间 10us，数据发送时间为 $256 \text{bit} / 10 \text{Mbps} = 25.6 \text{us}$ ，最后 1 位结束延迟时间 5.0us(不知道哪里得出来的)，接收者抓住线缆时间 10us，ACK 发送时间 3.2us，最后一位延迟时间 5.0us。总共 58.8us，其中有效数据 224 位，有效数据率 $224 \text{bit} / 58.8 \text{us} = 3.8 \text{Mbps}$ (解释 CSMA/CD 参考 208 面 传输期和竞争期是交替出现的，竞争期等于 2 倍的单向传播时间，在这里是 10us)

16.二进制指数回退算法 220 页。假设第一次尝试获取信道为 1。第 i 次尝试是在 $2^{(i-1)}$ 个时间槽中随机选取。所以第 i 次冲突的概率是 $1/(2^{(i-1)})$ 。k-1 次尝试都失败了，第 k 次尝试成功的概率是

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

功的概率是

化简得

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

期望值为 $\sum k P_k$ 。

17.最小以太网的包长为 64 字节(包括包头，有效数据，地址，校验等)。这里包头长度为 18 个字节，数据 60 字节，总 78 个字节，超过以太网最小数据包长度，所以不需要填充字节

18.快速以太网的最大线延迟是 1/10 的经典以太网

19.有效负载是 1500 字节，要是加上地址，校验位等字节总共有 1522。如果是 VLAN，总共是 1518 字节

20.前兆以太网最小以太网帧为 512bit，所以在 1Gbps 的速率下，每秒大概可传输 1953125 帧，但这只是出现在帧突发的情况下。如果没有帧突发，小帧需要填充到 512bit。如果按照最大帧 12144bit，可传输 82.345 帧每秒。

21.千兆以太网和 802.16 都有这个机制，这有助于在帧长度有最小限制提高带宽效率。

22.C 离 A 最近，因为它监听到了 RTS 并且用 NAV 信号应答，而 D 没有应答，说明它在的通信范围外。

23.RTS/CTS 机制在 802.11 中对暴露终端问题没有效果，所以在如 4-11(b)的场景中，MACA 允许并行传输 B 传输到 A，C 传输到 D。但 802.11 只允许其中一对传输

24.没有用 TXOP 时，每 10 个帧当中，每个站都有一个帧，所以每个站都有 $54/50 \text{Mbps} = 1.08 \text{Mbps}$ 。用了 TXOP 之后，每个站都可以获得相同的时间传输，所以 6Mbps 可以获得 0.6Mbps, 18Mbps 的站可以获得 1.8Mbps, 54Mbps 站可以获得 5.4Mbps。

25.每个帧包含 512bits，比特错误率 $p = 10^{-7}$ ，所有 bit 都正确的概率是 $(1-p)^{512} = 0.9999488$ 。

所以帧错误率为 $1 - 0.9999488 = 5 \times 10^{-5}$ 。帧速率是 $11 \times 10^6 / 512 = 21484$ 帧/s, 所以 $21484 \times 0.00005 = 1$ 个每秒

26.这取决于用户距离, 如果用户距离相近, QAM-64 可以有 120Mbps, 如果中度距离, QAM-16 可以获得 80Mbps。如果吉利遥远, QPSK 可以获得 40Mbps。

27.1) 服务的实时性要求, 如果使用检错机制, 那么没有时间重传。

2) 如果传输质量比较差, 那么错误率会非常高, 几乎所有的帧都要重传, 在这种情况下纠错比检错重传效率更高

28.相同点: 1) 与 802.11 一样 WiMAX 被用来提供包括移动设备在内的设备的网络连接, 速度在 Mbps 以上。2) WiMAX 与 802.11 使用 OFDM 和 MIMO 技术。

不同点: 1) WiMAX 的节点功率要远大于 802.11。2) WiMAX 为用户自己规划了基站, 所以不像 802.11 使用 CSMA/CA 会产生大量的碰撞

29.如果一个设备是两个微网的主节点, 会产生两个问题: 1) 头部只有 3 个位的地址位, 而每个微网有至多 7 个从节点, 如果设备是两个微网的主节点那么没有足够的数量为每个节点分配唯一地址。2) 访问码标识了主节点的身份, 这会产生一个疑问, 到底信息是来自于哪个微网。如果两个微网都使用了来自相同主机的访问码, 那么就没有办法区分两个微网的帧。另外如果这样做, 为什么不将 2 个网络并入到一个网络。

30.蓝牙的帧包含 126bit 的开销用作访问码和头, 每跳有 250-260us 的稳定时间。在基本速率 1Mbps 下, 250-260us 可以对应 250-260bit。每个时间槽有 625us, 相当于在 1Mbps 下 625bit 的数据。所以在 3 槽帧的数据长度是 $625 \times 3 = 1875\text{bit}$ 。在这之中有 250bit+126bit 到 260bit+126bit 即 376bit-386bit 用于其他开销 所以数据段长度有 $1499(1875-386)$ 到 $1509(1875-376)\text{bit}$

31.蓝牙用的是 FHSS, 类似于 802.11。最大的区别在于蓝牙的跳速率为 1600hops/sec, 要比 802.11 快的多

32.5 槽蓝牙在 1Mbps 的基本速率下可以传输 3125bit(625×5)。其中 2744bit 用于有效数据, 重新编码后, 内容被重复了 3 次(书上 252 面有提到)所以实际的数据是 914bit。效率为 $914/3125 = 29\%$

33.不包含, 停留时间在 802.11 并不是标准呢的, 所以需要有一个变量去声明它。在蓝牙中, 一般是 625us, 所以不需要声明它。所有的蓝牙设备已经将这机制固化在芯片中。

34.我们想要的结果是在一个时间槽内最多只有一个 RFID 标签想用。对 10 个标签来说最好的概率是 1/10, 这个情况出在 $Q=10$, 所以无冲突相应的概率是 40%(根据图 4-0, 找不到这个图)

35.1) 最主要担心的还是 RFID 标签被未经授权跟踪。他人可以使用 RFID 读卡器可以窃取标签内的信息, 如果标签是敏感的信息的话, 如通行证、身份证等, 这会成为非常严重的问题。

2) RFID 可以改变标签内的信息, 如改变商品价格, 这对零售商来说将会是灾难

36.最差的情况是无穷无尽的 512bit 长度的帧被发送, 如果背板的速率是 10Gbps, 每秒可以处理 $10^9/512 = 1953125\text{frame/s}$

37.存储转发交换机可以等到存储帧的全部信息后,再进行检测并转发。而直通型交换机在包完全到达之前就已经开始检测,一检测到目的地址,转发就开始

38.A. B1 使用端口 2 3 4 B2 使用 1 2 3

B. B2 使用 1 3 B1 使用 1 2 3

C. B2 不会转发数据包, B1 自然也不会(上题已经知道 E-F 的路径)

D. B2 会使用端口 2, B1 不会转发(通过以上题目已经知道了各节点的位置)

E. B2 使用 4 端口, B1 使用端口 1

F. H 是集线器 所以 B1 会使用 1 3 4 B2 使用 2

39.存储转发可以在转发之前先存储整个帧。等到一个帧全部储存口,会验证校验和。如果帧是损坏的,那么会立即被交换机丢弃。直通型的损坏帧不会被交换机丢弃,因为帧错误被发现的时候,帧已经被转发出去了。这就像小偷逃走后,才把门锁掉,不会有作用。

40.没有任何节点直接连接到网桥的端口或者或者网桥本身是环路的一部分,这会出现在到达跟的最短路径没有包含这个网桥。

41.不用,集线器只是将所有的线用电路方式连接在一起,不需要配置表,集线器中也没有路由。所有进入集线器的帧都会从其他线出来。

42.如果使用传统交换机也可以工作。那些进入核心区域的帧都是遗留帧,这需要依靠第一个中心交换机标记它们,而这可以通过 MAC 地址或者 IP 地址。类似的,交换机也必须为输出的帧去除标记

43.程序题

第五章

1.文件传输、远程登录、视频点播需要使用面向连接的服务。信用卡核对及其他销售终端,电子资金转账和其他远程数据库接口最好使用无连接服务

2.虚电路网络需要具备这样的能力,因为路由连接的建立需要数据包从任意源头到任意目的的能力。

3.需要通过协商给出窗口大小,最大包长,速率和定时值等参数

4.有可能,噪声干扰会篡改数据包。如果使用 k 位的校验,也有可能出现 $2^{(-k)}$ 的错误,导致错误无法检测。如果目的地址或者虚电路号被改变,数据包可能被传送到错误的目的地。

5.使用最短路径算法找到一条路径。然后移除所有刚才已找到的路径的参数,然后再次运行最短路径。第二条路径不存在与刚才第一条路径重合的部分。当然即使两条路径都存在,这个算法也有失败的可能,所以算法的最大溢出值需要被使用。

6.解析: B 的矢量(5,0,8,12,16,2)代表从 B 到 ABCDEF 的成本,所以

C 通过 B 到达其他节点的成本(11,6,14,18,12,8),计算方法每个值加上 B C 的成本

通过 D (19,15,9,3,9,10)

通过 E(12,11,8,14,5,9)

其中到达除了到达自身的链路成本为0,其他值选出三个表对应位置最小的值为(11,6,0,3,5,8)
出去的线路分别为(B,B,-,D,E,B)

7.路由表有 $50 \times 8 = 400\text{bit}$ 。这个表将以每秒 2 次的频率在各自线路上传输,所以 800bps 被该算法吞噬掉

8.这是在所有网络成立的。发送标志表明该数据包必须在所指示的线路上发送,确认标志表明它必须在这条线路上得到确认。如果一条线路它的发送标志和确认标志都为 0,说明数据包既不从这条线路转发出去,也不从这条线路返回确认值。如果都为 1,说明数据包又沿着返回 ACK 的线路返回给了源,这两个都是错误的,不可能存在的。

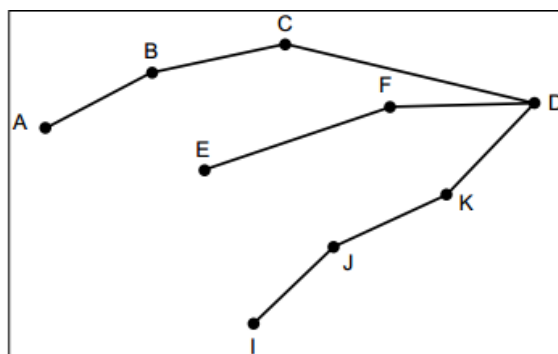
9.最小的是分成 15 个簇 每个簇 16 个区域,每个区域 20 个路由,总共需要路由表大小
 $15 \times 16 \times 20 = 4800$

10.家乡代理通过欺骗路由,使路由认为是移动主机回复了 ARP 包,来截获数据包。当路由获取到向移动主机发送的 IP 包时,它会广播一个 ARP,询问该 IP 的物理层地址。当主机不在附近时,家乡代理会回复该 ARP,所以路由就将移动主机的网络地址与家乡代理的 MAC 绑定。

11.逆向路径算法执行了 5 轮之后才结束。依次广播顺序为
AC,DFIJ,DEGHIJKN,GHKN,LMO。总共 21 个包
汇集树需要 4 轮 14 个包。

12.因为 IFG 没有在汇集树上,所有不用添加圆圈,只是在 F 的子节点增加了 G,在 G 的子节点上增加 F,当然也不用添加圆圈,因为该路径也没有出现在汇集树上

13.



14.H 离 B 有 3 跳距离,所以需要发送 3 轮广播。

15.这种协议非常差,将时间按照时间 T 分槽,在槽 1 中,源路由发送第一包,在槽 2 时,第二个路由收到了数据包,但没有立即返回确认,在槽 3 时,第三个路由收到数据包,也没返回确认包,所有再次之后的路由都挂起中,第一个确认包只有当目的主机从目的路由上收到数据包后才能发送。当确认包返回时,花费了 2 倍的网络传输时间 $2(n-1)$ 秒。所以吞吐量为每 $(2n-1)$ 秒一个数据包

16. 拓扑为 源——源路由——目的路由——目的

1) 数据包只传了 1 跳的概率为 p (源路由丢弃), 传了 2 跳的概率为 $p(1-p)$ (目的路由丢弃), 传了 3 跳的概率为 $(1-p)^2$ (安全到达目的)。所以传输跳数的期望值为

$$p + 2p(1-p) + 3(1-p)^2$$

$$= p^2 - 3p + 3。$$

2) 数据包成功传输的概率为 3 跳的概率为 $(1-p)^2$, 将其设为 α , 可得数据包平均传输次数为

$$\alpha + 2\alpha(1-\alpha) + 3\alpha(1-\alpha)^2 + \cdots = \frac{1}{\alpha} = \frac{1}{(1-p)^2}$$

3) 每个接收到的数据包所需的平均跳数 $(p^2 - 3p + 3)/(1-p)^2$.

17. ECN 是通过在数据包中标记位向数据包发送拥塞指示。RED 通过随机丢弃数据包向源暗示拥塞。ECN 只有在没有缓存时才会丢弃数据包, 而 RED 在缓存耗尽之前就开始随机丢弃数据包

18. 每 5us 一个令牌环 每秒有 200000 个令牌环被发送, 每个数据包 48byte = 384bit, 那么有 $384\text{bit} * 200000\text{frame/s} = 76.8\text{Mbps}$

19. $S = C/(M - \rho)$. $S = 8/(6 - 1)$ 答案为 1.6s

20. A: 2Mbps B: 0Mbps C: 1Mbps E: H: J: 3Mbps K: 2Mbps L: 1Mbps

21. 根据课本 321 页公式, $\rho = \lambda/\mu$; μ is 2 million λ is 1.5 million, 每个包所经历的延迟为 $T = (1/\mu) * (1/(1-\rho)) = 2\text{us}$ 的延迟, 这里有 10 个路由, 所以路由器花在排队和服务的时间为 $10 * 2\text{us} = 20\text{us}$

22. 加速转发(P325)不能保证, 如果太多的数据包采用加速转发, 他们的信道性能可能比一般信道要差

23. A-R1 可支持 1024bytes, 所以不需要分包 头部长度 900bytes 数据+20bytes TCP 头 +20bytes IP 头 = 940 个

$$Length = 940; ID = x; DF = 0; MF = 0; Offset = 0$$

R1-R2 可支持 512bytes, 需要分包, 并且在另一个包头再添加一次 IP 头

$$(1) Length = 500; ID = x; DF = 0; MF = 1; Offset = 0$$

$$(2) Length = 460; ID = x; DF = 0; MF = 0; Offset = 60$$

R2-B 支持 512bytes, 与上题一样

$$(1) Length = 500; ID = x; DF = 0; MF = 1; Offset = 0$$

$$(2) Length = 460; ID = x; DF = 0; MF = 0; Offset = 60$$

24. 假设线路速度是 b , 那么每秒能传输的数据包个数是 $b/(1024*8)$, ID 重绕需要 ID 号溢

出也就是要发送 65536 个包。需要 $65536/(b/(1024*8)) = 2^{29}/b$ ，这个时间需要大于等于数据包的生存期 才能产生 ID 编号空间重绕 $2^{29}/b = 10$ ， $b=53687091\text{bps}$

25.因为每个片段路劲都需要该信息，所以选项需要被复制到每个段中

26.B 类地址前缀是固定的 10(P345 IP 地址格式)，去除这 2 位有 18 位的网络地址，所以网络个数有 $2^{18} = 262144$

27.地址为 194.47.21.130

28.掩码有 20 位，所有网络部分占了地址的 20 位，剩下 12 位留给主机，所以主机数量有 $2^{12}=4096$

29.每个在商店里出售的以太网适配器（网卡）都有固定的 MAC，生产者无法知道是哪个地方使用了这个卡，这个地址对路由选择来说就变得没有意义了。相反 IP 地址既可以是动态的也可以是静态，可明确的知道每个主机获取的 IP 地址

30.A 需要 4000 个地址，所以需要 12 个主机地址位，20 个网络位，所以 A 地址为 198.16.0.0 - 198.16.15.255 写成 198.16.0.0/20 形式

B 需要 2000 个地址，所以需要 11 个主机地址位，21 个网络位，所以 B 地址为 198.16.16.0-198.16.23.255 写成 198.16.16.0/21

C.需要 4000 个地址，所以需要 12 个主机地址位，20 个网络位，所以 C 地址为 198.16.32.0-198.16.47.255，写成 198.16.32.0/20

D.需要 8000 个地址，所以需要 13 个主机地址位，19 个网络位，所以 D 地址为 198.16.64.0-198.16.95.255 写成 198.16.64.0/19

31.可以被聚合到 587.6.96.0/19 的地址上，这个地址可以包含 3 个 IP 地址

32.需要添加一个新的表入口 29.18.60.00/22 提供给这块新的空闲地址，如果收到的数据包同时满足 29.18.0.0/17 和 29.18.60.00/22。所以不必和聚合地址分割成几块，只要添加新的地址块就可以。

33.(a)该地址在 135.46.60.0/22 内，所以通过 interface0 输出

- (b) Interface 0
- (c) Router 2
- (d) Router 1
- (e) Router 2

34.NAT 安装之后，最主要的是所有数据包从一个路由出，也会从同一个路由返回。如果每个路由都有自己 IP 地址，并且所有的流量都通过同一个路由，NAT 安装之后仍然可以工作。

35.ARP 不是向网络层提供服务，二是本身是网络层的一部分，并且向传输层提供服务。链路层不会处理 IP 地址信息。

36.分段可能到达的时间是乱序，甚至其中有一些丢失。在传输过程中，数据报文可能被分成不同大小的部分。总大小在最后数据包到达和之前也无法知道。唯一重组报文的方法是设定一个缓冲区，存储所有的分片知道最后一个分片到达后，大小可知。在建立一个正确大小

缓冲区，将所有分片放入缓冲区，并且设置为每个分段设置标志位追踪发片的到达情况，当所有标志都置 1 时，数据报文传输完成

37.最后一段也应该等待其他段的到来，如果其他段没有到来，那么最后一段也会超时丢弃

38.包头出错的后果比数据出错的后果要严重的多，一个出错的地址，可能导致数据包被送到错误的主机上，许多主机并不会验证收到的数据包是不是真正发给他们的。他们假设网络不会送给他们发送到其他主机的数据包。数据不校验是因为其开销太大，而且其他层也有先关的校验，没有必要在网络层上做这件事情

39.需要，Minneapolis 的无线继续网并不会将原来应该发送到 Boston 的数据包直接发送到 Minneapolis，在 Boston 的家庭代理会将数据包转发到在 Minneapolis 的外国代理。

40.16 个字节 $2^{128} = 3.4 \times 10^{38}$ 个地址，如果每秒分配 10^{18} 个，大概可以持续 10^{13} 年。当然地址分配不会是线性，但这说明即使线性分配，也几乎不会分配光

41.Protocol 高速目的终端该数据包是发往哪个传输层处理的，路由器不需要知道这个信息，所以不需要存在固定头中。事实上该字段被隐藏了。在拓展头中下一个头字段的功能与 protocol 功能是一样的。

42.ARP 并没有根本的改变，只是 IP 地址更长了，所以需要更长的字段代替原有的地址区。

第六章

1、答：不是。事实上，LISTEN 调用可以表明建立新连接的意愿，但不封锁。当有了建立连接的尝试时，调用程序可以被提供一个信号。然后，它执行，比如说，OK 或 REJECT 来接受或拒绝连接。然而，在原先的封锁性方案中，就缺乏这种灵活性。

2、从“被动连接建立在进行中”到“已建立”的虚线不再依确认的传输情况而定。该变动可立即发生。实质上，“被动连接建立在进行中”状态已经消失，因为它们什么时候都不可见。

3、答：虚线从 Passive establishment pending 到 Established 不再取决于单独的确认。将立即发生转换。其本质上是：它在任何层次上都不可被预见，Passive establishment pending 状态将消失。

4、答：如果客户端发送一个数据包到服务器端口，服务器没有监听这个端口，数据包将无法到达服务器。

5、答：如果服务器未接受执行监听命令，连接将失效。

6、另外一个标准是客户端受到服务器执行过程中的外部延时的影响是怎么样？客户端请求服务时，所请求的服务器的服务必须先被加载和初始化。

7、答：在具体解答这个问题之前，需要先熟悉一下时钟驱动方案的内容。首先我们引入参数 T ，假定在发送出一个分组之后等待长度等于 T 的时间，我们就可以肯定，所有关于该分组的踪迹都已消失，不管是该分组本身，还是对于它的确认都不会再以外的出现。我们还假定，每个主机都配有一个表示一天的时间的时钟，不同主机上的时钟不必同步。每个时钟都采用二进制计数器的形式，并且以长度一致的间隔时间递增。而且，

计数器的比特数必须等于或超过序列号所使用的比特数。最后一点，时钟被假定是连续运行，即使主机关闭时也不间断。

时钟驱动方案的基本思想是同一时间不会有两个活动的 TPDUs 使用相同的序列号。在一条连接建立的时候，时钟的低端 k 个比特被用作初始序列号（也是 k 位）。因此，每条连接可以从不同的序列号开始为 TPDUs 编号。序列号空间应该足够大，使得当编号循环一周时，具有相同号码的旧的 TPDUs 已经不复存在。

当主机系统崩溃时会产生一些问题。在重新启动后，主机的传输层实体不知道它曾经处在序列号空间的什么位置。一种解决方法是要求传输实体在恢复后的 T 秒内处于空闲状态，让所有老的 TPDUs 都消失。然而，在一个复杂的互联网上， T 值可能很大，所以这不是一个好的解决方法。

为了避免从崩溃恢复后的 T 秒不工作状态，需要对序列号的使用施加新的限制。在一些编号可能被用作初始序列号之前，必须在长度为 T 的时间内禁止使用这些编号。在任何连接上发送 TPDUs 之前，传输层实体必须读一次时钟，检查该 TPDUs 的编号是否在禁止区内。

显然，在任何连接上的最大数据率是每个时钟滴答发送一个 TPDUs。在系统崩溃后重新启动时，在打开一条新的连接之前，传输实体必须等待到下一个时钟滴答，以避免同样的号码重复使用。如果数据速率低于始终速率，实际使用的序列号对于时间的曲线将最终从左边进入禁止区。如果这样的情况发生了，要么延迟 TPDUs 达 T 长度时间，或者重新同步序列号。

作为例子，如果在坐标起点发 1 号 TPDUs，到接近时钟大循环编码的末尾才发送第 2 个 TPDUs，此时为避免在下一大循环开始重复使用序列号，就需要在大循环接近末尾处重新同步，使用大的初始序列号，以避免使用禁止区号码。（可以不写）

（a）时钟大循环周期是 2^{15} ，即 32768 滴答，每滴答 100ms，即 0.1 秒，所以大循环周期是 3276.8s。假定数据产生速率非常低（接近零），那么发送方在 3276.8-60=3271.8 秒时进入禁止区，需要进行一次重新同步。

（b）每分钟使用 240 个序列号，即每秒使用 4 个号码，如果时间以 t 表示（以秒为单位），那么实际的序列号是 $4t$ 。当接近大循环的末尾时以及在下一大循环的开始阶段， $4t$ 有一定的大小，位于禁止区的上方，现在由于每秒钟 10 个滴答，禁止区的左边是 $10(t-3276.8)$ 。令 $4t = 10(t-3276.8)$ ，得 $t=5316.3$ 秒。即当 $t=5316.3$ 时，开始进入禁止区，因此当 $t=5316.3$ 时需要进行一次重新同步。

8、课本 P398

先看三次握手过程是如何解决延迟的重复到达的分组所引起的问题的。正常情况下，当主机 1 发出连接请求时，主机 1 选择一个序号 x ，并向主机 2 发送一个包含该序号的请求 TPDUs；接着，主机 2 回应一个接受连接的 TPDUs，确认 x ，并声明自己所选用的初始序列号 y ；最后，主机 1 在其发送的第一个数据 TPDUs 中确认主机 2 所选择的初始序列号。

当出现延迟的重复的控制 TPDUs 时，一个 TPDUs 是来自于一个已经释放的连接的延迟重复的连接请求（CONNECTION REQUEST），该 TPDUs 在主机 1 毫不知情的情况下到达主机 2。

主机 2 通过向主机 1 发送一个接受连接的 TPDUs（CONNECTION ACCEPTED）来响应该 TPDUs，而该接受连接的 TPDUs 的真正目的是证实主机 1 确实试图建立一个新的连接。在这一点上，关键在于主机 2 建议使用 y 作为从主机 2 到主机 1 交通的

初始序列号，从而说明已经不存在包含序列号为 y 的 TPDU，也不存在对 y 的应答分组。当第二个延迟的 TPDU 到达主机 2 时， z 被确认而不是 y 被确认的事实告诉主机 2 这是一个旧的重复的 TPDU，因此废止该连接过程。在这里，三次握手协议是成功的。

最坏的情况是延迟的“连接请求”和对“连接被接收”的确认应答都在网络上存活。可以设想，当第 2 个重复分组到达时，如果在网上还存在一个老的对序列号为 y 的分组的确认应答，显然会破坏三次握手协议的正常工作，故障性的产生一条没有人真正需要的连接，从而导致灾难性的后果。

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

现在把三次握手改成仅需要两次握手，死锁是可能发生的。作为例子。考虑计算机 A 和 B 之间的通信。假定 B 给 A 发送一个连接请求分组，A 收到了这个分组，并发送了确认应答分组。按照两次握手的协定，A 认为连接已经成功的建立了，可以开始发送数据分组。

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

10、不存在，对于多于两支部队的情况，问题在实质上是同样的。

11、如果 AW 或 WA 间隔时间很短，事件 AC(W) 和 W(CA) 就不太可能发生。此时的最好发送方策略是，如果崩溃恢复时处于状态 S1，应该重传最后一个 TPDU，接收方采用顺序 AW 或 WA 则无关紧要。

12、流量分配 A 的 $1/2$ 连接 R1 R2 和 $1/2$ 连接 R2 R3。流量分配 E 0.5 连接 R1R2 和 R2R6。其他所有的分配将保持原来的。

Allocation for flow A will be $1/2$ on links R1R2 and R2R3. Allocation for flow E will $1/2$ on links R1R2 and R2R6. All other allocations remain the same.

13、滑动窗口协议比较简单，仅需要管理窗口边缘一组参数，而且，对于到达顺序有错的 TPDU 不会引起窗口增加和减少方面的问题。然而，信用量方案比较灵活，允许独立于确认，动态的管理缓冲区。

14、在 AIAD 和 MIMD 中，用户的效率线出现震荡，但不会收敛。MIAD 和 AIMD 会收敛。这些规则都不是固定的。在 AIAD 和 MIAD 中减少规则是将其使得其不收敛，在 MIAD 和 MIMD 中添加规则效率震荡将变得更加严重。

15、仅仅使用 IP 分组还不够。IP 分组包含 IP 地址，该地址指定一个目的地机器。一旦这样的分组到达了目的地机器，网络控制程序如何知道该把它交给哪个进程呢？UDP 分组包含一个目的地端口，这一信息是必须的，因为有了它，分组才能够被投递给正确的进程。

16、客户端可能获得一个错误的文件，假定客户端 A 发送一个文件 f1 的要求后崩溃，另外一个客户端 B 使用相同协议去请求另外一个文件 f2。假定客户端 B 在与 A 相同的机器上运行程序（他们具有相同的 IP），捆绑它的 UDP 数据包到相同的端口比 A 更先占用。此外假定 B 的请求失败，服务器的对 A 请求的应答到达时，客户端接收该应答并将其作为自己的请求的应答。

17、128 字节等于 1024 位，在 1Gb/s 的线路上发送 1000 位需要 1 的时间。光在光导纤维中的传播速度是 200km/ms，请求到达服务器需要传输 0.5ms 的时间，应答返回又需要 0.5ms 的传输时间。总的看来，1000 位在 1ms 的时间内传输完成。这等效于 1Mb/s，即线路效率是 0.1%。

18、在 1Gb/s，响应时间由光的速度决定。可以取得的最好情况是 1ms。在 1Mb/s，发射 1024 位需要大约 1ms 的时间，再经过 0.5ms 最后一位到达服务器，还需要另外 0.5ms 应答才能返回，这是最好的情况。因此，最好的 RPC 时间是 2ms。结论是，线路速度改善到 1000 倍，性能仅改善到 2 倍。对于这种应用，除非千兆位线路特别便宜，否则是不值得拥有的。

19、这里有三种原因，第一，进程 ID 是操作系统的特征，使用进程 ID 将使这些协议在操作系统上独立。第二，一个单进程将简化多通道的通信。一个单独的进程 ID 的目的标示符不能被用于判别这些信道。第三，进程监听大家所熟知的端口是简单的，但是选用 well-know 的进程 ID 是不可能的。

20、

20. A client will use RPC over UDP if the operation is idempotent and the length of all parameters or results is small enough to fit in a single UDP packet. On the other hand if the parameters or results are large, or the operation is not idempotent, he will use RPC over TCP.

21、

20. A client will use RPC over UDP if the operation is idempotent and the length of all parameters or results is small enough to fit in a single UDP packet. On the other hand if the parameters or results are large, or the operation is not idempotent, he will use RPC over TCP.

22、默认的段是 536bytes，TCP 需增加 20bytes 所以最小的 TCPMTU 的总长度为 576bytes

23、尽管到达的每个数据报都是完整的，但可能到达的数据报的顺序是错误的，因此，TCP 必须准备适当的重组报文的各个部分。

24、每一个采样占 4bytes，每个包总共 256 个采样，采样频率为 44100 次/s，所以每一秒钟需要 44100/256 个包。

25、可以，访客需要提供所有需要的信息，但这里 RTP 能够在 Kernel 中，UDP 也是一样。Sure. The caller would have to provide all the needed information, but there is no reason RTP could not be in the kernel, just as UDP is.

26、不可以。一条连接仅仅用它的套接口标识。因此，(1, p) - (2, q) 是在这两个端口之间唯一可能的连接。

27、The ACKbit is used to tell whether the 32-bit field is used. But if it were not there, the 32-bit field would always have to be used, if necessary acknowledging a byte that had already acknowledged. In short, it is not absolutely essential for normal data traffic. However, it plays a crucial role during connection establishment, where it is used in the second and third messages of the threeway handshake.

28、整个 TCP 报文段必须适配 IP 分组 65,515 字节的载荷段。因为 TCP 头最少 20 个字节，所以只剩下 65,495 字节用于 TCP 数据。

29、一条途径是从 LISTEN 开始。如果收到一个 SYN，那么协议进入 SYN RECD 状态。另一条途径是一个进程试图做一个主动打开操作，并发送一个 SYN。如果另一方也做打开操作，并收到一个 SYN，那么也将进入 SYN RECD 状态。

30、按照慢启动算法，经过 10、20、30、40ms 后拥塞窗口大小分别为 4、8、16、32，所以在 40ms 后将按照 $\min\{24, 32\}=24\text{KB}$ 发送数据。

31、由于发生了超时，下一次传输将是 1 个最大报文段，然后是 2 个、4 个、8 个最大报文段，所以在 4 次突发量传输后，拥塞窗口将是 8K 字节。

32、对于每一条连接，TCP 都维持一个变量 RTT，它是当前到达目的地的最佳估计值。当发送一个报文段的时候，启动计时器，察看应答要花多长时间，如果时间太长，就要重发报文段。如果应答在超时前返回，TCP 就测量应答花了多长时间，比如说是 M，然后用下列公式更新 RTT 值：

$$RTT = \alpha RTT + (1 - \alpha)M$$

现在， $\alpha=0.9$ ， $RTT=30\text{ms}$ ， $M_1=26$ ， $M_2=32$ ， $M_3=24$

所以，

$$RTT_1 = 0.9 \times 30 + (1 - 0.9) \times 26 = 29.6$$

$$RTT_2 = 0.9 \times 30 + (1 - 0.9) \times 32 = 29.84$$

$$RTT_3 = 0.9 \times 30 + (1 - 0.9) \times 24 = 29.256$$

因此，新的 RTT 估算值分别是 29.6ms、29.84ms、29.256ms。

33、

答：10ms*2=20ms

每 20ms 可以发送一个窗口大小的交通量，因此每秒 50 个窗口。

$$65536 \times 8 \times 50 = 26.2 \quad \text{Mb/s}$$

$$26.2/1000 = 2.6 \%$$

所以，最大的数据吞吐率为 26.2Mb/s，线路效率为 2.6%。

34

34. The goal is to send 2^{32} bytes in 120 sec or 35,791,394 payload bytes/sec. This is 23,860 1500-byte frames/sec. The TCP overhead is 20 bytes. The IP overhead is 20 bytes. The Ethernet overhead is 26 bytes. This means that for 1500 bytes of payload, 1566 bytes must be sent. If we are to send 23,860 frames of 1566 bytes every second, we need a line of 299 Mbps. With anything faster than this we run the risk of two different TCP segments having the same sequence number at the same time.

35、

IP is a network level protocol while TCP is an end-to-end transport level protocol. Any change in the protocol specification of IP must be incorporated on all routers in the Internet. On the other hand, TCP can work fine as long as the two end points are running compatible versions. Thus, it is possible to have many different versions of TCP running at the same time on different hosts, but not this is not the case with IP.

36、30 秒钟内，发送最大 255 个段，最大段 128 字节，每个字节 8bit，所以

255*128*8bits, 最大数据率为 8.704kbps

37、计算平均值: $(270000*0+730000*1 \text{ msec}) / 1000,000 = 730\mu\text{s}$

38、拷贝 64 比特, 即 8 个字节要用 $2*6=12$ 条指令。12 条指令花 120ns, 因此每个字节需要 15ns 的 CPU 时间。1000/15=66.67MB/s, 即系统的处理能力是 66.67MB/s, 也就是约 533Mb/s, 这远远小于 1Gb/s 的处理需求, 所以, 这个系统不能够处理 1Gb/s 的线路。

39、

答: 顺序号空间的大小是 2^{64} 个字节, 约为 2×10^{19} 字节。75/8=9.375, 即 75Tb/s 的发送器每秒钟消耗 9.375×10^{12} 个顺序号。 $(2 \times 10^{19}) / (9.375 \times 10^{12}) \approx 2 \times 10^6$, 所以顺序号循环一周所花的时间为 $2 \times 10^6 \text{ s}$, 约为 23 天。因此, 最长的分组生命周期小于 3 个星期可以避免顺序号循环重复的问题。

40、

$$\frac{1}{10^9 / (128 \times 8)} \approx 10^{-6}$$

1μs 可以处理完一个分组。考虑一半的 CPU 时间, 要求 0.5μs 处理一个分组。在 0.5μs 内 100MIPS 的计算机可以执行 50 条指令。

With a packet 11.72 times smaller, you get 11.72 times as many per second, so each packet only gets 6250/11.72 or 533 instructions.

41、光在光纤和铜导线中的速度大约为每毫秒 200km。对于一条 20km 的线路, 单向延迟是 100 , 往返延迟是 200 。1K 字节就是 8192 位。如果发送 8192 位的时间为 200 , 那么发送延迟就等于传播延迟。设 W 是发送 1 位的时间, 那么

$$W = \frac{200 \times 10^{-6}}{8192}$$

则 $1/W = 8192 / (2 \times 10^{-4}) = 40 \times 10^6$ 。所以, 数据传输速率为 40Mb/s。

42、

The answer are: (1) 18.75 KB, (2) 125 KB, (3) 562.5 KB, (4) 1.937 MB. A 16-bit window size means a sender can send at most 64 KB before having to wait for an acknowledgement. This means that a sender cannot transmit continuously using TCP and keep the pipe full if the network technology used is Ethernet, T3, or STS-3.

43、

43. The round-trip delay is about 540 msec, so with a 50-Mbps channel the bandwidth-product delay is 27 megabits or 3,375,000 bytes. With packets of 1500 bytes, it takes 2250 packets to fill the pipe, so the window should be at least 2250 packets.

第七章

1、DNS 域名、IP 地址、以太网地址

2、它不是一个绝对的名字, 但相对于 .cs.vu.nl。这是真的只是一个 laserjet.cs.vu.nl 速记符号。

3. 的 DNS 服务器提供域名和 IP 地址, 以使得接收到用于 Web 页面的请求时, 浏览器可以

查找在 DNS 服务器对应于所请求页面的域名的 IP 地址，然后下载之间的映射被请求的页面从该 IP 地址。

如果世界上所有的 DNS 服务器都崩溃的同时，人们将无法域名和 IP 地址之间的映射。因此，要访问的 Web 页面的唯一办法是通过从主机服务器代替域名的 IP 地址。因为我们大多数人不知道我们访问服务器的 IP 地址，这种情况将使互联网的使用效率极低，如果不是几乎不可能对大多数用户。

4、DNS 是幂等。操作可重复无伤害。当一个过程使一个 DNS 请求，它启动一个定时器。如果超时，它只是再次发出请求。没有任何的损害。

5、生成的名称可能会是唯一的，因此应 allowed.However，DNS 名称必须少于 256 个字节，所要求的标准。由于与结束产生的名称将是超过 256 个字符的融为一体，这是不允许的。

6、是。事实上，在图 7-4，我们看到一个重复的 IP address.Remember 的一个例子，一个 IP 地址由网络号和主机 number.If 机器有两个网卡，也可以是在两个不同的网络中，如果是的话，就需要两个 IP 地址。

7、还有，很明显，许多方法。之一，是把顶层服务器到服务器场。另一种方法是，以具有 26 单独的服务器，一个用于名称与开始，一个用于 B，依此类推。引入新的服务器后的一段时间（比如 3 年），老人们可以继续操作给人们一个机会去适应他们的软件

8、它属于信封，因为递送系统需要知道它的值来处理无法传递电子邮件。

9、这是比你想象的要复杂得多。首先，全世界约一半的写入赐名第一，其次是姓，and the 另一半（例如，中国和日本）做它的其他方式。一个命名系统必须区分任意数量的赐名，加上姓氏，尽管后者可能有几个部分，如约翰·冯·Neumann.Then 还有人谁拥有中间初始，但没有中间名。Variou stitles，如先生，小姐，太太，小姐，博士，教授，或主，可以前缀名称。经常有人在几代人，所以小，老，III，IV，等等都包括在内。有些人用他们的学术头衔在名字上，所以我们需要 BA，学士，硕士，硕士，博士等学位。最后，还有人谁包括某些奖项和荣誉在他们的名字。英国皇家学会在英国的研究员可能追加 FRS，例如。现在，我们应该可以取悦甚至了解到：

10. 当然，该公司并不想提供额外的电子邮件帐户，为每一位员工。然而，需要做的唯一一件事就是别名 firstname.lastname 与用户现有的电子邮件帐户关联。这样一来，在 SMTP 守护进程与 TO 的形式 firstname.lastname@lawfirm.com 地址收到的电子邮件的时候，它需要做的是寻找了一下登录此别名对应的名字，[并指出该电子邮件到邮箱登录@lawfirm.com](#)。

11、该基地 64 编码将打破该消息为 1520 单位每 3 个字节。每个这些将被编码为 4 个字节，总共 6080 个字节。如果这些话被分解成 110 个字节线，56 线等，将需要补充 56 例 CR，56 LF 类。那么总长度将是 6192 个字节。

12、一些例子和可能的助手是应用程序/ msexcel 的（Excel）中，应用程序/ PPT（PowerPoint 中），音频/ MIDI（MIDI 声音），图像/ TIFF（任何图形预览），并且还视频/ X-DV（QuickTime 播放器

13. 是。使用消息/外部体亚型，只是发送实际的文件的文件的 URL，而不是

14、在约翰的工作电子邮件收件箱中收到的每封邮件将被转发到他的个人收件箱，从而产生一个自动回复的假期剂，发到他的工作的收件箱。此回复将由工作计算机作为一个新的消息中可以看出，并因此被转发到个人邮箱，这反过来，将发送另一个回复到工作收件箱。这样一来就会出现现在约翰的工作电子邮件地址收到的每封邮件消息的无休止的字符串（除非休假剂是足够聪明的回答只是一次每个发件人它看到）。但是，假设休假代理登录电子邮件地址，它已经做出回应，一个自动回复将由工作电子邮件收件箱中接收并转发回个人收件箱，并没有更多的罐头将生成消息。

15 第一个是一个或多个空格和/或制表的任何序列。第二，一个是任意序列的一个或多个空

格和/或制表符和/或退格的，受条件申请的所有退格的最终结果仍留下了至少一个空格或制表符

16、实际的答复必须由邮件传输代理完成。当一个 SMTP 连接进来，邮件传输代理必须检查放假代理是否被设置为响应传入的电子邮件，并且，如果是这样，请发送答案。用户传输代理不能因为这样做，它甚至不会被调用，直到用户回来休假

17 它可以做大概的，但不完全。假设有 1024 的节点标识符。如果节点 300 正在寻找节点 800，它可能是更好去顺时针方向，但它可能发生，有 300 和 800 之间的顺时针去和 20 实际的节点会逆时针它们之间只有 16 实际的节点。加密散列函数 SHA-1 的目的是产生一个非常平滑分布，以使节点密度大约相同均沿圆。但总会有统计涨落，所以直接的选择可能是错误的。

18、号的 IMAP 程序不实际接触远程邮箱。它发送命令给邮件服务器上的 IMAP 守护程序。只要是守理解邮箱格式，它可以工作。因此，邮件服务器可以从一种格式转换为另一种一夜之间改变没有告诉它的客户，只要它同时改变其 IMAP 守护进程，因此理解新的格式

19、在节点 1 中的指针表，在入口节点 4 开关 20~18。在手指表节点 12，在入口节点 2 的开关 20 至 18 的手指表节点 4 没有受到改变。

20、在节点 1 中的指针表，在入口节点 4 开关 20~18。在手指表节点 12，在入口节点 2 的开关 20 至 18 的手指表节点 4 没有受到改变。

21、浏览器必须能够了解该页面是否是文本，音频，视频，还是其他什么东西。 MIME 头提供这些信息。

22. 是的，这是可能的。开始它的辅助依赖于浏览器内的配置表，Firefox 和 IE 可能已经配置有所不同。另外，IE 需要文件扩展更认真比 MIME 类型和文件扩展可以指示一个不同的辅助比的 MIME 类型。

23 如前所述，一个 IP 地址是一组用点分隔的四个数字。使用 IP 地址的一个例子是 <http://192.31.231.66/index.html>。浏览器使用的事实，即一个 DNS 名称不能以数字结束，以便使用 DNS 名称，并使用一个 IP 地址，这将总是与位结束的 URL 的 URL 之间进行区分。

24 该 URL 可能是 <ftp://www.ma.stanford.edu/ftp/pub/forReview/newProof.pdf>。

25、做到这一点的方式汤姆斯赌场做：只是把客户 ID 的 Cookie，并存储在由客户 ID 索引的服务器上的数据库的喜好。也就是说，该记录的大小是无限的。

26、从技术上讲，它会工作，但它是一个可怕的想法。所有客户所要做的就是修改 cookie 来可以访问别人的银行账户。拥有小甜饼提供客户的身份证号码是安全的，但客户应该要求输入密码来证明自己的身份。

27、（一）浏览器使用的 TITLE 属性，当用户将鼠标悬停鼠标上面的字，'头 1'，并显示该属性为"，这是标题'的价值。

（二）的 ALT 属性仅对图像非常有用，而 TITLE 属性可以被包括在任何 HTML 标记。另外，ALT 属性时使用的浏览器不能找到应显示的图像，而 TITLE 属性被悬停期间使用。由于这些不同的用途，一个标签可以包括 alt 和 title 属性，但它们的值通常是相同的。

28、

31. 下面是做到这一点的一种方式：

```
<HTML>
```

```
<正文>
```

```
<a href="mailto:username@DomainName.com">点击这里给我发电子邮件</A>
```

```
</ BODY>
```

```
</ HTML>
```

当用户点击这个链接，用户的默认电子邮件写作程序打开

一个'撰写邮件'窗口包括地址'用户名@域名'。

在 COM'到域。

32、0. One way of writing the XML page is:

```
<?xml version="1.0" ?>
<?xml-stylesheet type="text/xsl" href="student list.xsl"?>
<student list>
<student>
<name> Jerry </name>
<address> 50 Farmington Av </address>
<sid> 11227766 </sid>
<gpa> 4.0 </gpa>
</student>
<student>
<name> Elaine </name>
<address> 5 Gumdrop Lane</address>
<sid> 37205639 </sid>
<gpa> 3.0 </gpa>
</student>
<student>
<name> Tessa </name>
<address> 6 Waterfall St </address>
<sid> 43720472 </sid>
<gpa> 3.8 </gpa>
</student>
</student list>
```

31（一）只有 14 年的日历，这取决于哪个 1 月 1 日下降，今年是否是闰年的星期几。因此，JavaScript 程序可以很容易地包含所有 14 日历和一个小型的数据库，其中今年获得的日历。一个 PHP 脚本，也可以使用，但它会更慢。

（二）这需要一个大的数据库。它必须在服务器上使用来完成 PHP。（三）双方的工作，但 JavaScript 的速度更快

32. There are obviously many possible solutions. Here is one:

```
<html>
<head> <title> JavaScript test </title> </head>
<script language="javascript" type="text/javascript">

function response(test□form) {

var n = 2;

var has□factors = 0;

var number = eval(test□form.number.value);

var limit = Math.sqrt(number);

while (n++ < limit) if (number % n == 0) has□factors = 1;

document.open();
```

```

document.writeln("<html> <body>");

if (has□factors > 0) document.writeln(number, " is not a prime");

if (has□factors == 0) document.writeln(number, " is a prime");

document.writeln("</body> </html>");
document.close();
}
</script>
</head>
<body>
<form name="myform">
Please enter a number: <input type="text" name="number">
<input type="button" value="compute primality"
onclick="response(this.form)">
</form>
</body>
</html>

```

Clearly, this can be improved in various ways, but these require a bit more knowledge of JavaScript.

33 是发送的命令如下:

GET/welcome.html HTTP/1.1

主持人: www.info-source.com

注意在最后的空行。它是强制性的。

34 最有可能的, HTML 页面比 JPEG 文件更频繁地更换。很多网站摆弄自己的 HTML 所有的时间,但不发生大的变化的图像。但效果有关,不仅命中率,而且回报。没有得到一个 304 的消息,并获得 500 行的 HTML 多大区别。的延迟本质上是在两种情况下相同,因为 HTML 文件是如此之小。图像文件比较大,所以没有派一个是一个巨大的胜利

35 号在运动的情况下,它被称为提前几个月将有一大群人在网站和副本都可以在这个地方建造。一个闪光的人群的本质在于它是意想不到的。有一大群人在佛罗里达州的网站,但不是在爱荷华州或明尼苏达州的网站。事先没有人能预测这一点。

36 当然。该 ISP 去一些内容提供商,并得到他们的许可复制其在 ISP 的网站内容。内容提供商甚至可能为此付出的服务。的缺点是,它需要大量的工作,为的 ISP 进行联系的许多内容提供者。这是比较容易让 CDN 做到这一点。

37、真值是罪 ($2\pi i/32$) 对于 i 从 1 至 3 数值上,这些都是正弦 0.195, 0.383, 0.556 和。它们被表示为 0.250, 0.500, 和 0.500, 分别。因此,百分误差 28, 31, 和 10%, 分别为。

38、在理论上,它可以使用,但因特网电话是实时的。对于音乐,没有反对花 5 分钟到 3 分钟的歌曲进行编码。对于实时语音,这是行不通的。心理声学压缩可以工作于电话,但只有当一个芯片存在,可能具有大约 1 毫秒的延迟执行压缩的飞行。

39、它需要 100 毫秒获得一个暂停命令到服务器,在这段时间 12500 字节将到达,所以低水位应该远远高于 12500,大概 5 万至是安全的。同样地,在高水位标记应该是从顶部至少 12500 个字节,但是,比如说,50000 将是更安全的。

40 这取决于。如果来电者是不是在防火墙后面，被叫方是普通电话，没有任何问题的。如果来电者是在防火墙后面，防火墙是不挑剔什么离开现场，也将正常工作。如果 thecallee 是一个防火墙不会让 UDP 数据包出的背后，是行不通的。

41 比特数/秒仅有 $1200 \times 800 \times 50 \times 16$ 或 768 Mbps 的。

42 是。在 I 帧的误差将在随后的 P 帧和 B 帧的重建会导致错误。事实上，该错误将继续传播，直到下一个 I-帧。

43、50,000 每个客户每月获得两部电影,,服务器输出每月 15 万的电影或每天约 5000。如果半数以上都是晚上 9 点，服务器必须同时处理约 3330 电影。如果服务器发送 3330 电影在每 6 Mbps 的，所需要的带宽为 20 Gbps 的。采用 OC-12 连接，以每 594 Mbps 的一个 SPE 能力，至少 34 连接将是必要的。

44 到第一 R 电影的所有参考文献的分数由下式给出

$$C/1 + C/2 + C/3 + C/4 + \cdots + C/r$$

Thus, the ratio of the first 1000 to the first 10,000 is

$$\frac{1/1 + 1/2 + 1/3 + 1/4 + \cdots + 1/1000}{1/1 + 1/2 + 1/3 + 1/4 + \cdots + 1/10000}$$

因为在 Cs 抵消。该评估数值，我们可以得到 7.486/9.788。因此，所有的请求的 0.764 将是在内存中的电影。值得注意的是，齐普夫定律意味着分布的相当数量是在尾部相比，比方说，以指数衰减。