

第七章习题参考答案

7.1 解答

- a) 按照题意, 分组长度大于帧长度, 分组需分段形成一些帧。如果分组长度增加为所允许的最大帧长度的倍数, 可达到当其他因素不变时的最大线路利用率以及最大传输效率 (帧的额外开销与确认所花的传播时延都最小)。如分组的增加使得帧的数目增加, 当其他因素不变时, 传输效率降低。
- 举例说明, 假定帧的最大有效长度 (数据字段) 为 500 个八比特组, 现要发送 10000 个八比特组, 如果将分组大小增加为 1000 个八比特组, 分为 10 个分组, 正好发送 20 个帧, 每个分组正好分为两帧。
- 第二种情况。如将分组大小增加为 700 个八比特组, 则分为 15 个分组, 最后 1 个分组只有 200 个八比特组。而前 14 个分组都分为两帧传送, 一帧 500 个八比特组, 一帧 200 个八比特组, 需发送 28 个帧, 最后 1 个分组也需要一帧来封装发送, 共发送 29 帧。因此传输效率比前一种情况低, 而且线路利用率也比前一种情况低。
- b) 如果报文长度固定而增加帧数, 即把帧分得更小, 帧长度减小, 线路利用率降低。而且对于停止等待协议来说, 则发送确认帧的次数增加, 其时间 (主要是传播时间) 也增加, 传输效率降低。
- c) 线路利用率与帧的实际长度成正比。增加帧长度, 线路利用率可提高。而且, 对于相同长度的分组, 发送的帧数就可以少一些 (如果帧的有效长度是分组长度的因数, 发送的帧数最少), 发送确认帧的次数也相应减少, 其传播时间也减少, 因此传输效率增加。

7.2 解答

解法 1: 根据

$$U = \frac{1}{1+2a}$$

如要 $U=50\%$, 则 a 必须为 $1/2$ 。

将已知条件代入 $a = \frac{d/v}{L/R}$, 其中传播时延 $= d/v$, 即有

$$\frac{20 \times 10^{-3}}{L/(4 \times 10^3)} = \frac{1}{2}$$

$$L = 2 \times 20 \times 10^{-3} \times 4 \times 10^3 = 160 \text{ 比特}$$

即, 帧长度大于 160bit 时停等协议才至少有 50% 的效率。

解法 2: 换一种分析方法。 $a=1/2$ 时, 也就是发送一帧的传输时间等于信道的传播延迟的 2 倍时, 信道利用率是 50%。或者说, 当发送一帧的传输时间等于来回路程的传播延迟时, 效率将是 50%。即

$$20\text{ms} \times 2 = 40\text{ms}$$

传输速率是每秒 4000 比特, 即发送 1 比特需 0.25ms, 则帧长度

$$L = 40\text{ms} \div 0.25\text{ms/比特} = 160 \text{ 比特}$$

7.3 解答

停等流控协议可视为 $W=1$ 时的滑动窗口协议, 因此最大线路利用率都用 $U=W/(1+2a)$ 计算。

$$\text{由于 } a = \frac{d/V}{L/R} = \frac{270 \times 10^{-3}}{1000/1 \times 10^6} = 270$$

所以有

- a) $U=1/541=0.185\%$
- b) $U=7/541=1.29\%$
- c) $U=127/541=23.475\%$
- d) $U=255/541=47.135\%$

7.4 解答

要使节点 B 的缓存不致溢满，进入 B 和离开 B 的平均帧数在一个长的时间间隔内必须相同。

首先计算出 A 至 B 的链路上帧的传输时间与传播时间：

- 已知 A 与 B 之间传输速率为 $R = 100 \times 10^3 \text{ bps}$ ，帧长度都为 1000 比特，
- 则因此在该链路上传输一帧的时间为 $t_F = L/R = 1000/100,000 = 10^{-2} \text{ s} = 10 \text{ ms}$ 。
- 当 A 传输帧到 B 时，其传播时间为 $t_P = 4000 \text{ km} \times 5 \mu\text{s/km} = 20 \text{ ms}$ 。

然后计算滑动窗口协议的最大传输时间：

- 已知 A 与 B 之间使用滑动窗口协议，窗口大小为 3。即 A 最多发送 3 帧就必须等待对第 1 帧确认，然后才能发送随后的帧，该 3 帧的传输时间为 $3 \times t_F = 30 \text{ ms}$ 。

下面计算 ACK 到达 A 的时间：

- A 发送第 1 帧所花的时间为 $t_F = 10 \text{ ms}$ ，第 1 帧最后一个比特在发送后经过时延 $t_P = 20 \text{ ms}$ 才到达 B，因此在该帧开始发送后经过 30ms 其全部比特到达 B。
- ACK 还要经过另外的 $t_P = 20 \text{ ms}$ 才能返回给 A。
- 因此从第 1 帧开始发送到该帧的 ACK 到达 A 共需 50 ms。
- 得到以下结论：在 50 ms 期间，A 发送了 3 帧，在接下来的 50 ms 中将发送另外 3 帧。因此，每 50ms 中，A 发送 3 帧，B 接收 3 帧。

然后考虑 B 到 C 的传输，先计算 B 与 C 之间的传播时间：

- 当 B 传输帧到 C 时，其传播时间为 $t_P = 1000 \text{ km} \times 5 \mu\text{s/km} = 5 \text{ ms}$ 。

在计算出 B 发送一帧给 C 至 B 收到 C 返回的 ACK 所需时间：

- B 和 C 之间使用停止等待协议，因此，B 每次发送一帧给 C，需花 $t_F + t_P \text{ ms}$ 才能被 C 收到。C 对该帧的确认还需要另外的 $t_P \text{ ms}$ 才能返回给 A。因此 B 发送一帧需要 $t_F + t_P + t_P = (t_F + 10) \text{ ms}$

最后，计算出 B 与 C 之间的传输速率：

- 要使节点 B 的缓存不溢出，B 必须以帧从 A 到达 B 的相同速率发送这些帧给 C，即，每 50ms 发送 3 帧。又由上面的时间知发送 3 帧的时间为 $3(t_F + 10) \text{ ms}$ ，因此有

$$(30 + 3 t_F) \text{ ms} = 50 \text{ ms}$$

$$t_F = (50 - 30) \div 3 = 6.66 \text{ ms}$$

- 传输速率 $R = 1000/t_F = 150 \text{ kbps}$

7.5 解答

根据无差错的滑动窗口流量控制的最大线路利用公式，知当线路利用率最大即 $U=1$ 时，

$W = 2^{a+1}$ 。因考虑是帧序号字段最小长度，所以取 $W=2^{a+1}$ 。该协议的窗口大小 $W=2^n-1$ ，

其中 n 为帧序号字段长度（比特数）。又据题意可推得 $a = \frac{t_s L}{B/R}$ ，综合二式，得到

$$2^n - 1 = 2 \frac{t_s L}{B/R} + 1$$

$$2^n = 2 \left(\frac{t_s L}{B/R} + 1 \right)$$

$$n = \log_2 [2 \left(\frac{t_s L}{B/R} + 1 \right)] = 1 + \log_2 \left(\frac{t_s L}{B/R} + 1 \right)$$

7.6 解答

增加一个检验比特并不能增加接收到正确报文的概率，反而减小接收到正确报文的概率，见 7.8(b)的分析。

7.7 解答

在计算 FCS 时使用模 2 运算而不是二进制运算的目的在于，使用模 2 运算，在加法或减法中不需要考虑进位与借位，使各比特相互之间具有无关性。而且因此使得加法与减法的计算结果相同，加减法等效，这使得 CRC 检验成为可能，在发送方将模 2 除法的余数（CRC）加到数据后，在接收方检测器进行模 2 除法时，无错情况下，模 2 减法正好将加上的余数减为 0。

7.8 解答

a) 可直接利用公式计算出 $P_2 = 1 - (1 - P_b)^F = 1 - (1 - 10^{-3})^8 = 8 \times 10^{-3} \quad (7.97 \times 10^{-3})$

可以验证，当 $P_b = 10^{-3} = 1/1000$ ，即平均每 1000 个比特出现一个比特错，由于每帧两个 4 比特字符，即包含 8 个比特，也就是平均每 125 帧出现差错率为 $1/125 = 8 \times 10^{-3}$ 。

b) 每个字符增加一个检验比特，每帧增加 2 个比特，帧长变为 10 比特，如 1000 个比特出现一个比特错，则平均每 100 帧出现至少含有 1 个比特错的 1 帧。比特差错率增加。正如教材 155 页倒数第二段中的结论：一个无比特差错的帧到达的概率随着帧长度的增加而减小，

即 $P_2 = 1 - (1 - P_b)^F = 1 - (1 - 10^{-3})^{10} = 1 \times 10^{-2} \quad (9.96 \times 10^{-3})$

这说明了增加了冗余的检验比特，传输信息的比特差错率（误码率）并不减小，反而增加，冗余编码的目的使编码后的码字具有某种规律或特征，当出现差错时会破坏这种规律或特征，能够很容易地被检测出差错，甚至自动予以纠正。

7.9 提示

a) 报文为 1000000000000000 将生成多项式 CRC-CCITT 写成二进制为 10001000000100001 作为除数，将报文后面补 16 个 0 作为被除数，进行二进制除法，得到 16 个比特的余数就是所求的 CRC 码。

b) （略）

7.10 解答

对于图 7.6 上发送方的移位寄存器电路，接收方的移位寄存器电路与之完全相同。只是输入的报文后面不是增加的 5 个 0，而是 CRC，在该例中为 01110。可将其代入该图 7.6 中进行验证，通过移位寄存器电路的移位操作和异或运算后，相当于移位寄存器电路最后 5 步操作实现的是两个 01110 的异或运算，显然结果为全 0。

7.11 解答

CRC=11010

7.12 提示

很容易实现和得到运算结果（略），a) 参照图 7.6，按生成多项式中画出有 C_0 、 C_1 、 C_2 、 C_3 四个移位寄存器；有两个异或门，在 C_0 右端以及 C_2 与 C_3 之间各一个。

7.13 解答

（略）

7.14 解答

在停止等待协议的实现中，当接收方检测到帧出错时，可以发送 REJ（也称为 NAK），但也可以通过不发确认，从而使得发送方超时重发该帧，因此可以不需要 REJ。即使采用 REJ，也不需要像 ACK 那样要用 ACK0 和 ACK1 来区分，ACK0 和 ACK1 主要是供发送方判断 ACK 是否丢失，使接收方避免重复帧和正常帧的混淆。而 REJ 本身就是希望重传，即使丢失，发送方也会重传，所以不管 REJ 是否丢失，接收方都能接收到出错帧的重发帧，效果相同，因此不需要以 REJ0 和 REJ1 来区分。

7.15 解答

对于经典的选择拒绝 ARQ，因为帧序号范围为 $2^3=8$ ，其窗口最大值为 4，当前连续发送的帧数 $N=4$ ，所以，序号字段长度至少为 3 比特。对于 HDLC 中的实现，窗口最大值为 2^k-1 ，如 $k=2$ ，则窗口最大值为 3，而现在连续发送的帧序号 $N=4$ ，显然 k 至少为 3。

7.16 提示

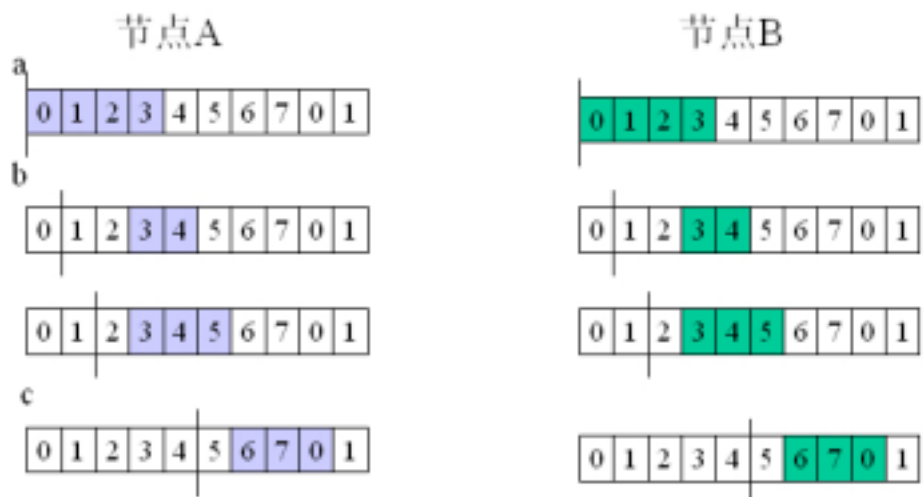
$$\text{停止等待协议线路利用率 } U = \frac{1-p}{1+2a},$$

$$\begin{aligned} U &= \frac{1-p}{1+2aP} & W \geq 2a+1 \\ \text{回退 N 帧协议线路利用率} \\ U &= \frac{W(1-P)}{(2a+1)(1-P+WP)} & W < 2a+1 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} U &= 1 & W \geq 2a+1 \\ \text{选择拒绝协议线路利用率} \\ U &= \frac{W(1-p)}{1+2a} & W < 2a+1 \end{aligned}$$

在各种情况下 $P=10^{-3}$ ，设 $W=N=7$ 或 127， a 分别取值 0.1、1、10、100，求线路利用率。

7.17 解答



7.18 提示

（该题的中文是直接从该教材第五版中译本中抄来的，按照第六版原文应将“在 6.3 节中曾提到”这几字删除。也可将 6.3 改为 7.3）

此题是问选择拒绝 ARQ 的机制的缺陷。题目的后半段是前半段一种可能的推论（不是改进）。是对教材 165 页选择拒绝 ARQ 的情况换一个角度来分析，也就是说，当发送方收到接收方发来的 I 帧（捎带确认）或 RR 帧（专门的监控帧）中的 $N(R)=j$ 时，则认为第 j 帧之前的所有帧都被接收方认可。问这种认为有什么问题，也就是有无意外情况发生。

7.19 解答

（略）

7.20 解答

已知卫星信道端到端的传播延迟是 270ms。以 1Mbps 传输速率发送 1024 比特 HDLC 帧占据信道的的时间是

$$1024 \text{ 比特} \div 10^6 \text{ bps} = 1024 \times 10^{-6} \text{ s} = 1024 \mu\text{s}$$

$t=0$ 时，数据帧传输开始

$t=1024 \mu\text{s}$ ，数据帧传输完毕

$t=1024+270000=271024 \mu\text{s}$ ，数据帧完全到达接收站

$t=271024+270000=541024 \mu\text{s}$ ，确认帧完全到达发送站

（不考虑确认帧发射时间）

因此发射一个数据帧的周期为 0.541024s，我们需要窗口为 $541024/1024=528$ 帧才能保持信道不空。（541.024kbps）

具有 3 个比特序号的窗口大小为 7，其最大数据吞吐率为

$$102 \text{ 比特} \div 0.541024 \text{ s} \times 7 = 13249 \text{ bps} = 13.25 \text{ kbps}$$

7.21 解答

对于 16 比特的控制字段，有可能出现连续 6 个 1，比如，帧序号最多连续 7 个 1，表示十进制 127，因此需要比特填充。而对于 8 比特的控制字段，不会出现连续 6 个 1 的情况，所以不需要比特填充

7.22 提示

当进行比特填充后，除帧标志以外的其它信息最多不超过连续 5 个 1，如果因单比特错误使填充的比特由 0 改变为 1，此时其后又是一个 0，则可能将该连续的 1 作为帧标志解释，将一帧分为两帧。

为避免此情况，你可以提出自己改进的比特填充算法。

7.23 解答

图略。的确对 NRZ-L 编码有额外的好处，减少了直流分量，并且使连续 1 的同步问题得到改善。

7.24 解答

根据题意知窗口序号为 3 比特，以 8 为模。因可以连续发送 6 帧，可断定采用回退 N 帧 ARQ 而不是选择拒绝 ARQ（指教材上经典的选择拒绝 ARQ 方法而不是 HDLC 中的实现）。

因是无差错操作，当发送的第 6 帧信息帧的轮询比特置 1，从站将给予 RR 或 RNR 应答，由于发送 6 帧信息前主站的 $N(S)$ 为 3，之后发送的信息帧的 $N(S)$ 从 4 开始，因此，从站返回的 $N(R)$ 计数值为 2，表示已接收到了 4、5、6、7、0 和 1 帧，可以接收的下一帧的序号是 2。

7.25 提示

每个站点建立一个发送 FIFO 队列，可为每条链路设置一个滑动窗口，依次从 FIFO 队列按当前各窗口空闲容量取出帧依次送各滑动窗口，各链路的接收窗口按帧序号排队送接收方 FIFO 队列。

7.26 解答

该题实际上是问该 B/S 模式应用究竟是回退 N 帧 ARQ 还是选择拒绝 ARQ 效率更高？

回退 N 帧 ARQ 会增加网上流量和服务器重传的负荷，尤其当线路质量不好时，服务器发送的数据量会剧增。

选择拒绝 ARQ 会使接收和发送逻辑更复杂一些，尤其会加重服务器接收缓冲的负担。

WEB 服务器因接收信息量小，发送信息量大，选择拒绝 ARQ 的缺点对其影响相对较小，而重传的信息量倒是其主要问题。因此选择拒绝 ARQ 对减轻 WEB 服务器负担可能更好一些。