计算机网络作业答案 (2020)

刘威

华中科技大学电子信息与通信学院

Email: liuwei@hust.edu.cn

2020.10

目录

Chapter 2

第二章　开始连接

2.1　差错检测 (Error Detection)

2.1.1　[1] 2-11

〔题目〕

说明为什么二维奇偶校验可以检测到所有的 3 比特错误。

〔解答〕

需要说明的是，检测错误 (Error Detection) 是发现是否存在错误，而非定位并纠正错误 (Error Correction)。即，只知道有误，但是并不知道具体的错误比特。与一维奇偶校验一样，二维奇偶校验只能发现错误并要求重传而不能纠正错误。

下面区分不同的情况进行具体分析：

(1) 如果三比特错误发生在同一行，那么一定是有三列，每列包含一个一比特错误，那么根据一维的奇偶校验可以检测到每一列中的错误比特。

(2) 如果三比特错误发生在两行，且不同的三列，则等同于情况 (1)；

(3) 如果三比特错误发生在两行的两列，例如表2.1所示。当行或者列出现偶数个错误时，奇偶校验无法检测相关错误。不过在这种情况下，还是存在行或者列有奇数个错误的，因此奇偶校验还是会报错，并请求发送方重传，实现了检测是否有错误的目的。

(4) 如果三比特错误发送在三行，则等同于情况 (1)。

综上，二维奇偶校验可以检测到所有的 3 比特错误。

表 2.1: 3 比特错误示意图

		×	×				
			×				

2.1.2 [1] 2-18

〔题目〕

假设我们想要传输消息 11001001，并用 CRC 多项式 x^3+1 防止它出错。

(a) 使用多项式长除法确定应传输的消息。

(b) 假设由于传输链路上的噪声使得消息最左端的比特发生反转。接收方的 CRC 的计算结果是什么？接收方如何知道发生了一个差错？

〔解答〕

在系统方法教材 [1] 中对 CRC 基本原理进行了介绍，在吴功宜教材 [2]P109，给出了较为清晰的 CRC 校验案例，有兴趣的同学可以参阅。

(a) 原始消息 $M = 11001001$，$C(x) = x^3+1$ 可知阶数为 3，所以 $T = 11001001|000$，用 T 除以 $C = 1001$, 得到 $R = 011$，运算过程如下图2.1 所示。则应传输的消息 $P = T\ XOR\ R = 11001001|011$。

(b) 接收方接收到的消息 $T' = 01001001011$, 除以 $C = 1001$, 计算得到商为 01000001，余数为 010，运算过程如下图2.2 所示。由于 T' 不能被 C 整除，所以接收消息中有比特出错。

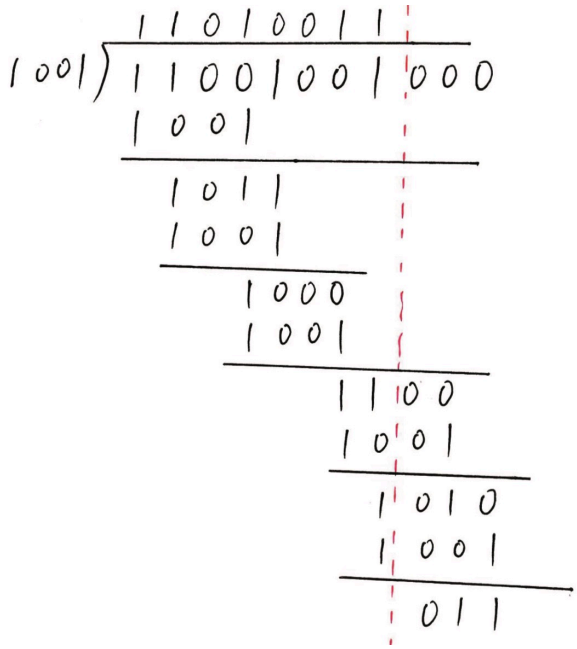

图 2.1: 发送方利用二进制长除法计算获得待传输的余数

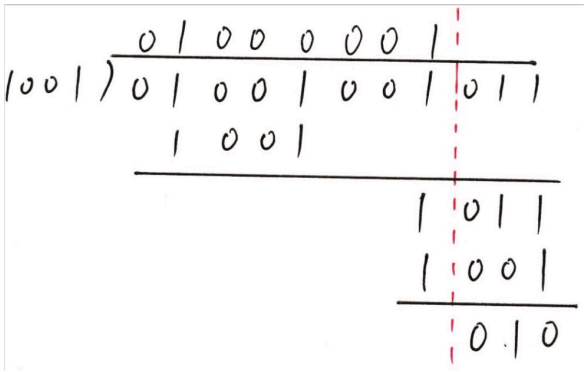

图 2.2: 接收方利用二进制长除法校验是否整除

2.2 可靠传输 (Reliable Communication)

2.2.1 GBN 协议计算

〔题目〕

在带宽 10Mbps、单向传播时延为 80ms 的链路上采用后退 N 帧协议传输数据。发送方所采用的发送窗口为 1000 帧，数据帧长度 1000Byte；接收方每收到一个数据帧即用一个短帧进行确认，求收发双方的可以达到的最大数据传输速率。

〔解答〕

首先，核实该协议的设计在是否满足链路传输的物理容量限制，即在单次往返时间内能

否将一个发送窗口的数据全部发送出去

该试题的往返时延考虑一个传输周期，即以一个数据帧抵达被确认的总时延计算，忽略确认帧的数据大小、接收方的处理时延等：

$$\begin{aligned} RTT &= T_{prop} + T_{frame} + T_{prop} \\ &= 80 * 10^{-3} + \frac{1000 * 8}{10 * 10^6} + 80 * 10^{-3} = 160.8 * 10^{-3}(s) \end{aligned}$$

这段时间内，以 10Mbps 的发送速率，发送方可以发送的数据帧数量为：

$$NumFrame = \frac{DataSize}{FrameSize} = \frac{10 * 10^6 * 160.8 * 10^{-3}}{1000 * 8} = 201(frame)$$

可见，该协议设计的最大发送窗口为 10000 帧在单次往返时延内是来不及发送出去的，该协议设计无效。

其次，测算其数据传输速率。当协议设计的发送窗口大小小于 201 帧时，不能达到链路容量；大于 201 帧时，可以近似达到链路容量，即 10Mbps。

假设总流量 Traffic 为 X，传输吞吐率为：

$$Throughput = \frac{DataSize}{RTT} = \frac{X}{2 * T_{prop} + \frac{X}{Rate}} = \frac{1}{\frac{2 * T_{prop} * Rate}{X} + 1} * Rate$$

当数据量比较大时，即 $X \longrightarrow \infty$，该链路可以近似获得带宽传输 10Mbps。

2.2.2 卫星中继链路

〔题目〕

通过卫星中继实现两地之间的通信，双向数据传输率为 100kbps，单向传播时延为 270ms。支持数据帧捎带确认的机制，帧长度设计为 130Byte，其中首部 5Byte（含帧序号字段 4bit，确认字段 4bit），数据部分 125Byte。以一个发送周期内有效发送数据的时间占整个发送周期的比率作为信道利用率。问对于下面三种协议，地面站甲经由卫星中继向地面站乙发送数据的信道利用率最大是多少？（1）停止-等待协议；（2）后退 N 帧协议；（3）选择重传协议（假设发送窗口和接收窗口相等）

〔解答〕

卫星中继链路中的传输时延：卫星在 36000 公里的高空，电波的从地面到卫星再回到地面的时间大约是 0.27 秒（30 万公里/秒），即 270ms。

（1）停止-等待协议：一个发送周期内，仅仅发送一个数据帧。

发送数据帧的传输时延 ($T_{tran,frame}$) 为

$$T_{tran,frame} = \frac{FrameSize}{Rate} = \frac{130 * 8}{100 * 10^3} = 10.4 * 10^{-3}(s) = 10.4(ms)$$

上行链路传播时延为 (T_{uplink}) 为

$$T_{uplink} = T_{prop} + T_{tran,frame} = 270 + 10.4 = 280.4(ms)$$

回复确认帧的传输时延 ($T_{tran,ack}$) 为 (假设返回无数据，仅有 ACK)

$$T_{tran,ack} = \frac{FrameSize}{Rate} = \frac{5 * 8}{100 * 10^3} = 0.4 * 10^{-3}(s) = 0.4(ms)$$

下行链路传播时延为 ($T_{downlink}$) 为

$$T_{uplink} = T_{prop} + T_{tran,ack} = 270 + 0.4 = 270.4(ms)$$

此时一个传输周期内的往返时延 RTT 为

$$RTT = T_{uplink} + T_{downlink} = 280.4 + 270.4 = 550.4(ms)$$

仅考虑地面站甲向地面站乙的单向传输，链路的信道利用率为：

$$\eta = \frac{T_{tran,data}}{RTT} = \frac{10.4}{550.4} = 1.89\%$$

（2）后退 N 帧协议：一个发送周期内，可以连续发送窗口内的数据帧，接收方对于一个窗口内的数据帧进行确认。本题中帧序号有 4 比特，则可以表达的数据帧有 $2^4 = 16$ 个，GBN 协议中发送方可以连续发送的帧数为 $16 - 1 = 15$ 个。

发送窗口内所有数据帧的发送时延 ($T_{tran,win}$) 为

$$T_{tran,win} = T_{tran,frame} * WinSize = 10.4 * 15 = 156(ms)$$

上行链路传播时延为 (T_{uplink}) 为

$$T_{uplink} = T_{prop} + T_{tran,win} = 270 + 156 = 426(ms)$$

此时一个传输周期内的往返时延 RTT 为

$$RTT = T_{uplink} + T_{downlink} = 426 + 270.4 = 696.4(ms)$$

仅考虑地面站甲向地面站乙的单向传输，链路的信道利用率为：

$$\eta = \frac{T_{tran,win}}{RTT} = \frac{156}{696.4} = 22.40\%$$

（3）选择重传协议：一个发送周期内，可以连续发送窗口内的数据帧，接收方对于一个窗口内的数据帧进行确认。本题中帧序号有 4 比特，则可以表达的数据帧有 $2^4 = 16$ 个，SA 协议中发送方和接收方的窗口大小一致，即为 8 个。

发送窗口内所有数据帧的发送时延 ($T_{tran,win}$) 为

$$T_{tran,win} = T_{tran,frame} * WinSize = 10.4 * 8 = 83.2(ms)$$

上行链路传播时延为 (T_{uplink}) 为

$$T_{uplink} = T_{prop} + T_{tran,win} = 270 + 83.2 = 353.2(ms)$$

此时一个传输周期内的往返时延 RTT 为

$$RTT = T_{uplink} + T_{downlink} = 353.2 + 270.4 = 623.6(ms)$$

仅考虑地面站甲向地面站乙的单向传输，链路的信道利用率为：

$$\eta = \frac{T_{tran,win}}{RTT} = \frac{83.2}{623.6} = 13.34\%$$

2.2.3 ARQ 算法总结

〔题目〕

通过表格对比几种 ARQ 算法（Stop-and-wait 算法、Go-back-N 算法、Selective-ACK 算法）的共性和区别，内容包括设计目标、主要机制、窗口大小限制、优势、劣势等方面。

〔解答〕

表 2.2: ARQ 算法的对比

算法名称	设计目标	主要机制	窗口设置	优势	劣势
停止等待算法 (Stop-and-wait)	可靠传输	发送方收到接收方的 ACK 后发送下一个数据帧；如果超时未收到 ACK 则重传	无窗口	简单可靠，在链路质量较差的情况下可以使用	一次 RTT 往返仅能传输一个数据帧，链路资源利用率很低
回退 N 帧算法 (Go-back-N)	可靠传输，提高链路的资源利用率	发送方可以连续发送窗口内的数据帧，接收方对按序收到的数据帧进行 ACK 确认，发送方发现帧丢失后重发该帧及其窗口内所有后续帧；	接收方窗口为 1，发送方窗口设置不应超过带宽时延积	接收方不需要缓存接收到的乱序帧，接收方实现机制简单	乱序帧被丢弃，链路的资源利用率不高
选择确认算法 (Selective-ACK)	可靠传输，提高链路的资源利用率	发送方可以连续发送窗口内的数据帧，接收方对每个收到的数据帧进行 ACK 确认，发送方发现帧丢失后重发该帧；	接收方和接收方的窗口总和设置不应超过带宽时延积	链路的资源利用率较高	接收方实现机制复杂

2.3 媒体接入控制 (Media Access Control)

2.3.1 ETH 协议计算

〔题目〕

在 10Mbps 的 CSMA/CD 网络中，通信双方距离 150 米，信号在介质中的传播速度是 200000km/s。(1) 定义检测时延为发生数据冲突的情况下，从各自发送数据的时刻开始到双方都可以检测到冲突的时刻。检测时延最大值和最小值分别是多少？(2) 假定只有两个站点接入该网络并以停止等待模式通信，数据帧长 1500byte，确认帧长 64byte，可以获得的有效数据传输率是多少？

〔解答〕

（1）检测冲突的时延

最小值的情况是通信双方同时发送数据，数据帧在半途冲突，经过单程传播后可以被各自检测到，此时的检测时延为：

$$D_{min} = \frac{Distance}{SingalSpeed} = \frac{150}{2 * 10^8} = 0.75 * 10^{-6}(s) = 0.75\mu s$$

最大值的情况是通信一方发送的数据快要抵达另一方时，另一方也发送了数据，待后者

被原发送方检测到时需要双程传播，此时的检测时延为：

$$D_{min} = \frac{Distance}{SingalSpeed} = \frac{150 * 2}{2 * 10^8} = 1.5 * 10^{-6}(s) = 1.5\mu s$$

（2）实际吞吐量

停止等待协议的往返总时延 D 为：

$$Delay = T_{prop} + T_{tran,data} + T_{prop} + T_{tran,ack} = T_{prop} * 2 + (S_{data} + S_{ack})/Rate$$
$$= 1.5 * 10^{-6} + (1500 + 64) * 8/(10 * 10^6) = 1252.7 * 10^{-6}(s) = 1252.7(\mu s)$$

该协议的有效数据传输率为：

$$Throughput = \frac{DataSize}{Delay} = \frac{1500 * 8}{1252.7 * 10^{-6}} = 9.58 * 10^6(bps) = 9.58(Mbps)$$

2.3.2 CSMA/CD 与 CSMA/CA

〔题目〕

无线局域网能否用以太网的 CSMA/CD 协议，为什么？有什么解决方法？

〔解答〕

无线局域网不能采用有线局域网（IEEE 802.3 以太网）的 MAC 协议，难以实现 CSMA/CD 协议，主要原因是无线介质的特性使得载波侦听、冲突检测等机制失效。由于电磁波在空气传播中存在着遮挡、折射、衍射等多种传播特征，无线局域网信号有效传播区域内的各站点的实际接收信号的强度和时延都有差异，存在着隐藏终端、暴露终端等问题。CSMA/CD 的载波侦听（Carrier Sense, CS）和冲突检测（Collision Detection, CD）的实现前提是各站点对于当前共享介质的检测结果相同，即可以通过侦听或者检测的方式判断当前是否有站点正在发送数据。在无线介质中，这种前提不成立，因此 CSMA/CD 不能在无线介质中实现。

解决思路是采用 CSMA/CA 算法，该算法被 IEEE 802.11 相关标准所采用。在无线的介质中无法实现类似有线电缆上的载波侦听，为此 CSMA/CA 设计了冲突避免 (Collision Avoidance) 机制，即在发送数据之前，引入一个多站点的协商过程。需要通信的站点双方采用 RTS-CTS-Data-ACK 的信令预约信道，其它站点根据听到的信令计算 NAV(Network Allocation Vector) 估计当前信道被占用的时间。这种协商机制达到了载波侦听的效果，也被称为虚拟载波侦听。

2.3.3 MAC 算法总结

〔题目〕

通过表格对比几种 MAC 协议（Aloha 协议、CSMA 协议、p-坚持 CSMA 协议、CSMA/CD 协议、CSMA/CA 协议）的共性和区别，内容包括工作介质特性、主要机制、载波侦听、冲突检测、冲突恢复等。

〔解答〕

典型 MAC 算法的简要对比如表格2.3所示。

其中的术语包括：

MAC, Media Access Control, 媒体接入控制

Aloha, Aloha 协议

Slotted Aloha, 基于时隙的 Aloha 协议

CSMA, Carrier Sensing Multiple Access，载波侦听多路访问

p-CSMA, p-persistent Carrier Sensing Multiple Access，p-坚持载波侦听多路访问

CSMA/CD, CSMA with Collision Detection，载波侦听多路访问/冲突检测

CSMA/CA, CSMA with Collision Avoidance，载波侦听多路访问/冲突避免

表 2.3: 不同 MAC 算法的对比

MAC 算法	工作介质	主要思路	载波侦听	冲突检测	冲突恢复
Aloha	无线/有线广播信道	有机会就发送	无侦听	无检测	冲突后重新发送
CSMA	无线/有线广播信道	先载波侦听再发送	有侦听，如果空闲则发送数据；如果信道忙，则随机等待一段时间后再侦听	无检测	冲突后随机重新发送
p-CSMA	无线/有线广播信道	先载波侦听再发送	有侦听，如果空闲则以概率 p 发送数据，以 $1-p$ 推迟到下一个时隙；如果信道忙，则随机等待一段时间后再侦听	无检测	冲突后随机重新发送
CSMA/CD	有线共享介质信道	先载波侦听再发送，发送的同时进行冲突检测	有侦听，如果空闲则发送数据；如果信道忙，则随机等待一段时间后再侦听	有冲突检测，一旦发现冲突即停止发送数据	冲突后随机重新发送
CSMA/CA	无线共享介质信道，存在隐藏终端和暴露终端问题	通过信道协商实现虚拟载波侦听，预约信道成功后再发送	虚拟载波侦听，通过 RTS/CTS 的信令过程预约信道，如果预约信道成功则发送，如果出现冲突则指数退避后再次预约信道	难以实现冲突检测	在信道预约过程有冲突，在数据发送过程无冲突

参考文献

[1] Larry L. Peterson, Bruce S. Davie [著], 王勇, 张龙飞等 [译] 计算机网络*:* 系统方法 *(*第五版*)*. Morgan Kaufmann, 机械工业出版社, 2015.

[2] 吴功宜. 计算机网络（第三版）. 清华大学出版社, 2011.

[3] 谢希仁. 计算机网络（第六版）. 电子工业出版社, 2014.