

## 习题4

1.

每个帧独立传输，数据包完整到达需 10个帧全部无差错传输；每次传输数据包的成功概率为单个帧成功概率的10次方，符合 几何分布

- 单个帧无差错传输的概率： $p = 0.6$
- 一次传输中，数据包（10个帧）完整成功的概率： $P_1 = p^{10} = 0.6^{10} \approx 0.0060466$
- 平均传输次数（几何分布期望）： $\frac{1}{P_1} \approx \frac{1}{0.0060466} \approx 165.4$

2.

数据链路层可纠正90%的差错帧，因此单个帧的“成功概率”需包含“无差错”和“有差错但纠正成功”两种情况；再按几何分布计算数据包的平均传输次数。

- 单个帧的成功概率：
  - 无差错概率：0.6
  - 有差错但纠正成功的概率： $(1 - 0.6) \times 0.9 = 0.36$
  - 单个帧总成功概率： $p' = 0.6 + 0.36 = 0.96$
- 一次传输中，数据包完整成功的概率： $P_2 = (p')^{10} = 0.96^{10} \approx 0.6648$
- 平均传输次数（几何分布期望）： $\frac{1}{P_2} \approx \frac{1}{0.6648} \approx 1.504$

## 第5题

海明码纠正单比特差错的校验位数量需满足公式： $2^r \geq m + r + 1$  ( $m$ 为数据位， $r$ 为校验位)。

已知数据位 $m = 12$ ，代入公式找最小 $r$ ：

- $r = 4$ 时， $2^4 = 16 < 12 + 4 + 1 = 17$ ，不满足；
- $r = 5$ 时， $2^5 = 32 \geq 12 + 5 + 1 = 18$ ，满足。  
因此需要5个校验位。

海明码的校验位放在 $2^k$ 位置 ( $k = 0, 1, 2, 3, 4$ ，即位置1、2、4、8、16)，数据位填入剩余位置。

原报文（12位）：**110110111001**，按顺序填入非校验位位置（位置3、5、6、7、9、10、11、12、13、14、15、17），再计算每个校验位（偶校验：校验位负责的位置比特和为偶数）：

- 校验位 $r_1$ （位置1）：负责位置1、3、5、7、9、11、13、15、17，比特和为 $r_1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 0 + 1 = r_1 + 7$ ，偶校验得 $r_1 = 1$ ；
- 校验位 $r_2$ （位置2）：负责位置2、3、6、7、10、11、14、15，比特和为 $r_2 + 1 + 0 + 1 + 0 + 1 + 0 + 0 = r_2 + 3$ ，偶校验得 $r_2 = 1$ ；
- 校验位 $r_3$ （位置4）：负责位置4、5、6、7、12、13、14、15，比特和为 $r_3 + 1 + 0 + 1 + 1 + 1 + 0 + 0 = r_3 + 4$ ，偶校验得 $r_3 = 0$ ；

- 校验位  $r_4$  (位置8) : 负责位置8、9、10、11、12、13、14、15，比特和为  $r_4 + 1 + 0 + 1 + 1 + 1 + 0 + 0 = r_4 + 4$ ，偶校验得  $r_4 = 0$ ；
- 校验位  $r_5$  (位置16) : 负责位置16、17，比特和为  $r_5 + 1$ ，偶校验得  $r_5 = 1$ 。

将校验位填入对应位置，得到海明码：**11101010101110011** (共17位)。

需**5个校验位**，传输比特串为**11101010101110011**；

## 第7题

生成多项式  $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$  对应的二进制为 **10001000000100001** (17位，次数为16)；  
信息位为 **0000110101100010011010** (22位)。

CRC校验码的计算规则：信息位后补生成多项式次数个0 (16个0)，再与生成多项式做 模2除法 (异或运算)，余数即为校验码。

- 信息位补0后长度： $22 + 16 = 38$ 位；
- 模2除法后，余数为16位二进制数 (生成多项式次数为16)。

通过模2除法计算，附加的校验码为：**0111010010101100** (16位)。

附加的校验码为**0111010010101100**。

## 第9题

不可行。

停等协议中，发送方发送一个报文段后会等待接收方的确认 (ACK)，若未收到确认则超时重传。若接收方收到重复报文段后仅丢弃而不做任何操作，会导致 死锁：

例如：

1. 发送方发送报文段  $m_1$ ，接收方正确接收并回复确认  $ACK_1$ ，但  $ACK_1$  在传输中丢失；
2. 发送方超时后重传  $m_1$ ，接收方收到重复的  $m_1$ ，丢弃且不回复任何信息；
3. 发送方会持续等待  $ACK$ ，接收方会持续等待下一个新报文段，双方进入死锁状态。

## 第10题

停等协议的效率  $\eta = \frac{\text{帧传输时间}}{\text{帧传输时间} + 2 \times \text{单向传输时延}} \geq 50\%$ 。

- 信道速率  $R = 4\text{kb/s} = 4000\text{b/s}$ ；
- 单向传输时延  $T = 20\text{ms} = 0.02\text{s}$ ，往返时延  $2T = 0.04\text{s}$ ；
- 设帧大小为  $L$  (单位: bit)，帧传输时间为  $\frac{L}{R}$ 。

代入效率公式并解不等式：

$$\frac{\frac{L}{4000}}{\frac{L}{4000} + 0.04} \geq 0.5$$

化简得：

$$\frac{L}{4000} \geq 0.5 \times \left( \frac{L}{4000} + 0.04 \right) \Rightarrow \frac{L}{8000} \geq 0.02 \Rightarrow L \geq 160\text{bit}$$

因此，帧的大小需不小于160bit。

## 第11题

停等协议的信道利用率  $\eta = \frac{\text{帧传输时间}}{\text{帧传输时间} + 2 \times \text{单向传播时延}}$ 。

- 链路速率  $R = 64\text{Mb/s} = 64 \times 10^6 \text{b/s}$ ;
- 帧大小  $L = 32\text{KB} = 32 \times 1024 \times 8 = 262144\text{bit}$ ;
- 传播距离  $d = 9 \times 10^{10}\text{m}$ , 光速  $c = 3 \times 10^8\text{m/s}$ , 单向传播时延  $T = \frac{d}{c}$ 。

1. 单向传播时延：

$$T = \frac{9 \times 10^{10}}{3 \times 10^8} = 300\text{s}$$

2. 帧传输时间：

$$\frac{L}{R} = \frac{262144}{64 \times 10^6} = 0.004096\text{s}$$

3. 信道利用率：

$$\eta = \frac{0.004096}{0.004096 + 2 \times 300} \approx \frac{0.004096}{600.004096} \approx 0.00068\%$$

序号	正误	理由
(a)	正确	滑动窗口协议中，发送方窗口会随确认滑动；若旧帧的确认因网络延迟到达时，发送方窗口已更新，该确认的序号可能落在当前窗口之外
(b)	正确	回退N帧是滑动窗口协议的一种；发送方窗口滑动后，延迟的旧帧确认可能落在当前窗口之外。
(c)	错误	滑动窗口协议是窗口大小可大于1的通用协议，1比特滑动窗口协议是其“窗口大小为1”的特例；二者并非相同的协议
(d)	正确	回退N帧协议的接收方窗口固定为1；当发送方窗口也设为1时，其通信逻辑与1比特滑动窗口协议（停等协议）完全一致。

## 14题

- 传播时延：信号传播时间 = 链路长度 × 传播速度

$$t_{\text{传播}} = 2000 \text{ km} \times 6 \mu\text{s/km} = 12000 \mu\text{s} = 12 \text{ ms}$$

- 传输时延：帧的传输时间 = 帧长（比特）÷ 链路速率

帧长 = 64 字节 =  $64 \times 8 = 512$  bit，链路速率 =  $1024 \text{ kbit/s} = 1024 \times 1000 \text{ bit/s}$

$$t_{\text{传输}} = \frac{512 \text{ bit}}{1024 \times 1000 \text{ bit/s}} = 0.0005 \text{ s} = 0.5 \text{ ms}$$

- 往返时延 (RTT) :  $RTT = 2 \times t_{\text{传播}} = 2 \times 12 \text{ ms} = 24 \text{ ms}$

选择重传协议的窗口需覆盖 往返时延内可发送的帧数：

- 往返时延内链路可传输的总比特数（时延带宽积）：

$$\text{总比特数} = \text{速率} \times RTT = 1024 \times 1000 \text{ bit/s} \times 0.024 \text{ s} = 24576 \text{ bit}$$

- 最大窗口大小（可连续发送的帧数）：

$$W = \frac{\text{总比特数}}{\text{每帧比特数}} = \frac{24576}{512} = 48$$

选择重传协议的窗口限制：发送/接收窗口大小不超过  $2^{n-1}$  ( $n$  为序号位数)，需满足  $2^{n-1} \geq W$ 。

代入  $W = 48$ ，计算最小的  $n$ ：

- $2^5 = 32 < 48$ ,  $2^6 = 64 \geq 48$ ，因此  $n - 1 = 6$ ，即  $n = 7$ 。

序号应该有 7 位。

## 第15题

- 帧长  $L = 1000$  字节 =  $8000$  bit，信道速率  $R = 1\text{Mb/s} = 1 \times 10^6 \text{ bit/s}$ ，帧传输时间  $t_{\text{trans}} = \frac{L}{R} = \frac{8000}{1 \times 10^6} = 0.008 \text{ s} = 8 \text{ ms}$ ；
- 传播时延  $t_{\text{prop}} = 270 \text{ ms}$ ，往返时延  $RTT = 2 \times 270 = 540 \text{ ms}$ ；
- 序号位  $n = 3$ ，序号空间为  $2^3 = 8$ 。

信道利用率公式： $\eta = \frac{W \times t_{\text{trans}}}{t_{\text{trans}} + RTT}$  ( $W$  为协议窗口大小)。

协议	窗口大小 $W$	利用率计算	结果
(a) 停等协议	$W = 1$ (单帧发送)	$\eta = \frac{1 \times 8}{8 + 540} = \frac{8}{548}$	1.46%
(b) 协议5 (选择重传)	$W = 2^{n-1} = 4$ (选择重传窗口不超过序号空间的1/2)	$\eta = \frac{4 \times 8}{8 + 540} = \frac{32}{548}$	5.84%
(c) 协议6 (回退N帧)	$W = 2^n - 1 = 7$ (回退N帧窗口最大为序号空间-1)	$\eta = \frac{7 \times 8}{8 + 540} = \frac{56}{548}$	10.22%

## 第16题

- 帧长  $L = 512$  字节 =  $4096$  bit，信道速率  $R = 64\text{kb/s} = 64 \times 10^3 \text{ bit/s}$ ，帧传输时间  $t_{\text{trans}} = \frac{L}{R} = \frac{4096}{64 \times 10^3} = 0.064 \text{ s} = 64 \text{ ms}$ ；
- 传播时延  $t_{\text{prop}} = 270 \text{ ms}$ ，往返总时间 总周期 =  $t_{\text{trans}} + 2 \times t_{\text{prop}} = 64 + 540 = 604 \text{ ms}$ 。
- 若  $W \times t_{\text{trans}} \leq$  总周期：吞吐量 =  $\frac{W \times L}{\text{总周期}}$  (受窗口限制)；
- 若  $W \times t_{\text{trans}} >$  总周期：吞吐量 =  $R$  (受信道速率限制)。

窗口大小 $W$	计算过程	最大吞吐量
1	$\frac{1 \times 4096}{0.604} \approx 6781 \text{bit/s}$	$\approx 6.8 \text{kb/s}$
7	$\frac{7 \times 4096}{0.604} \approx 47470 \text{bit/s}$	$\approx 47.5 \text{kb/s}$
15	$15 \times 64 = 960 \text{ms} > 604 \text{ms}$ , 受信道速率限制	$64 \text{kb/s}$
127	$127 \times 64 = 8128 \text{ms} > 604 \text{ms}$ , 受信道速率限制	$64 \text{kb/s}$

## 习题5

### 第4题

- 链路长度:  $1\text{km} = 1000\text{m}$ , 传播速度:  $200\text{m}/\mu\text{s}$ , 因此 单程传播时延:  $\frac{1000}{200} = 5\mu\text{s}$ ;
- 传输速率:  $10\text{Mb/s} = 10 \times 10^6 \text{bit/s}$ ;
- 数据帧: 长度256bit, 其中开销32bit, 有效数据量:  $256 - 32 = 224 \text{bit}$ ;
- 确认帧: 长度32bit。

总时间包含数据帧传输+数据帧传播+确认帧传输+确认帧传播四部分:

- 数据帧传输时间:  $\frac{\text{数据帧长度}}{\text{传输速率}} = \frac{256}{10 \times 10^6} = 25.6\mu\text{s}$ ;
- 数据帧传播时延 ( $A \rightarrow B$ ):  $5\mu\text{s}$ ;
- 确认帧传输时间:  $\frac{\text{确认帧长度}}{\text{传输速率}} = \frac{32}{10 \times 10^6} = 3.2\mu\text{s}$ ;
- 确认帧传播时延 ( $B \rightarrow A$ ):  $5\mu\text{s}$ 。

总时间:  $25.6 + 5 + 3.2 + 5 = 38.8\mu\text{s}$ 。

有效数据速率 =  $\frac{\text{有效数据量}}{\text{总时间}} = \frac{224}{38.8} \approx 5.77 \times 10^6 \text{bit/s} \approx 5.77 \text{Mb/s}$ 。

### 第7题

CSMA/CD的最小帧长要求 帧传输时间  $\geq$  往返传播时延, 公式为:

$$\text{最小帧长} = \text{数据传输速率} \times \text{往返传播时延}$$

- 单程传播时延:  $\frac{10 \times 1000 \text{ m}}{200 \text{ m}/\mu\text{s}} = 50 \mu\text{s}$ , 往返传播时延:  $2 \times 50 = 100 \mu\text{s}$ ;
- 数据传输速率:  $10 \text{ Mb/s} = 10 \times 10^6 \text{ bit/s}$ ;
- 最小帧长:  $10 \times 10^6 \text{ bit/s} \times 100 \times 10^{-6} \text{ s} = 1000 \text{ bit}$ 。

### 第8题

CSMA/CD中, 最小帧长与站点距离的关系为: 最小帧长 =  $R \times 2 \times \frac{d}{v}$  ( $R$ 为速率,  $d$ 为站点距离,  $v$ 为传播速度), 变形得:  $d = \frac{\text{最小帧长} \times v}{2R}$ 。

当最小帧长减少800 bit时，距离变化量为：

$$\Delta d = \frac{(-800) \times v}{2R}$$

代入  $R = 1 \text{ Gb/s} = 1 \times 10^9 \text{ bit/s}$ 、 $v = 200 \text{ m}/\mu\text{s} = 2 \times 10^8 \text{ m/s}$ :

$$\Delta d = \frac{-800 \times 2 \times 10^8}{2 \times 1 \times 10^9} = -80 \text{ m}$$

即最远站点之间的距离应减少80m。

## 第9题

### (1) 冲突检测的最短/最长时间

- 信号传播速度  $v = 200 \text{ m}/\mu\text{s}$ ，站点距离  $d = 2 \text{ km} = 2000 \text{ m}$ ，单程传播时延： $\frac{2000}{200} = 10 \mu\text{s}$ 。
  - 最短时间：A、B同时发送，冲突发生在链路中间，冲突信号传回站点的时间为  $\frac{d/2}{v} = 5 \mu\text{s}$ ；
  - 最长时间：一个站点先发送，另一个站点后发送，冲突信号传回的时间为单程传播时延  $10 \mu\text{s}$ 。

### (2) 最小帧长

公式为：最小帧长 = 数据速率  $\times$  往返传播时延

- 往返传播时延： $2 \times 10 = 20 \mu\text{s}$ ；
- 最小帧长： $10 \times 10^6 \text{ bit/s} \times 20 \times 10^{-6} \text{ s} = 200 \text{ bit}$ 。

## 第10题

二进制指数后退算法中，重传次数为  $k$  时，离散整数集合为  $\{0, 1, 2, \dots, 2^k - 1\}$  ( $k \leq 10$  时)。

当  $k = 5$  时，集合为： $\{0, 1, 2, \dots, 2^5 - 1\} = \{0, 1, 2, \dots, 31\}$ 。

情况	转发端口	转发表操作
a)	0	保持B对应端口1（源地址B已存在）
b)	0、2	保持B对应端口1（源地址B已存在）
c)	0、1	将D添加到端口2对应的主机（源地址D未被学习）
d)	无	保持C对应端口1（源地址C已存在）

- a) 目的地A对应端口0 ( $\neq$  入端口1)，故向端口0转发；源地址B已在端口1，转发表无操作。
- b) 目的地D不在转发表，故向除端口1外的0、2泛洪；源地址B已存在，转发表无操作。
- c) 目的地E不在转发表，故向除端口2外的0、1泛洪；源地址D未被学习，需将D记录到端口2。
- d) 目的地B对应端口1 ( $=$  入端口1)，故不转发；源地址C已在端口1，转发表无操作。

发送的数据帧	X的转发表	X的转发表	Y的转发表	Y的转发表	简述X的处理方式	简述Y的处理方式
	地址	端口	地址	端口		
B到A	B	1	(空)	(空)	学习B→端口1，向端口1转发 (LAN1内广播)	未收到该帧，无操作
E到D	E	2	E	2	学习E→端口2，向端口1泛洪	学习E→端口2，向端口1泛洪
C到E	C	2	C	1	学习C→端口2，向端口2转发	学习C→端口1，向端口2转发
A到B	A	1	(无新增)	(无新增)	学习A→端口1，向端口1转发	未收到该帧，无操作
F到E	(无新增)	(无新增)	F	2	未收到该帧，无操作	学习F→端口2，向端口2转发

#### 1. B到A :

- B从X的端口1进入， X学习  $B \rightarrow 1$ ； 目的A在LAN1 (X端口1的网段)， X向端口1转发 (LAN1内广播)； Y未收到该帧。

#### 2. E到D :

- E从Y的端口2进入， Y学习  $E \rightarrow 2$ ； 目的D未知， Y向端口1泛洪。
- 帧到X的端口2， X学习  $E \rightarrow 2$ ； 目的D未知， X向端口1泛洪。

#### 3. C到E :

- C从X的端口2进入， X学习  $C \rightarrow 2$ ； 目的E在X的转发表中对应端口2， X向端口2转发。
- 帧到Y的端口1， Y学习  $C \rightarrow 1$ ； 目的E在Y的转发表中对应端口2， Y向端口2转发。

#### 4. A到B :

- A从X的端口1进入， X学习  $A \rightarrow 1$ ； 目的B在X的转发表中对应端口1， X向端口1转发； Y未收到该帧。

#### 5. F到E :

- F从Y的端口2进入， Y学习  $F \rightarrow 2$ ； 目的E在Y的转发表中对应端口2， Y向端口2转发； X未收到该帧。

## 第32题

动作	交换表如何更新	向哪些端口转发数据帧	简述交换机的处理方式
A到D	添加“地址A， 端口1”	2、3、4、5、6	学习A的地址对应端口1， 向除1外的端口泛洪
D到A	添加“地址D， 端口4”	1	学习D的地址对应端口4， 向A对应的端口1转发

动作	交换表如何更新	向哪些端口转发数据帧	简述交换机的处理方式
E到A	添加“地址E，端口5”	1	学习E的地址对应端口5，向A对应的端口1转发
A到E	无新增（A已在表中）	5	确认A的地址对应端口1，向E对应的端口5转发

## 第33题

### 步骤1：选择根网桥

根网桥是 Bridge ID最小 的网桥

- 网桥A优先级：24577；网桥B：32769；网桥C：32779。
- 网桥A的Bridge ID最小，因此 根网桥为网桥A。

### 步骤2：选择每个非根网桥的根端口

根端口是 非根网桥到根网桥路径开销最小 的端口

- 网桥B：
  - 端口2→网段1→根网桥A，路径开销=1；
  - 端口3→网段2→网桥C→网段1→根网桥A，路径开销=1+1+1=3；
  - 因此 网桥B的根端口是端口2（开销更小）。
- 网桥C：
  - 端口4→网段1→根网桥A，路径开销=1；
  - 端口5→网段2→网桥B→网段1→根网桥A，路径开销=1+1+1=3；
  - 因此 网桥C的根端口是端口4（开销更小）。

### 步骤3：选择每个网段的指定端口

指定端口是 网段到根网桥路径开销最小 的端口

- 网段1：
  - 包含端口（A的端口1、B的端口2、C的端口4）。根网桥的端口（A的端口1）默认是指定端口（根到自身开销为0，小于B、C端口到根的开销1），因此 网段1的指定端口是A的端口1。
- 网段2：
  - 包含端口（B的端口3、C的端口5）。
  - 端口3→网桥B→根网桥A，路径开销=1+1=2；
  - 端口5→网桥C→根网桥A，路径开销=1+1=2；
  - 开销相同，比较Bridge ID：网桥B的优先级（32769）小于网桥C（32779），因此 网段2的指定端口是B的端口3。

### 步骤4：阻塞非指定端口

未被选为根端口/指定端口的端口需要阻塞，以消除环路：

- 网桥C的端口5未被选为根端口/指定端口，因此 阻塞网桥C的端口5。

## 最终生成树结构

- 根网桥：网桥A；
- 根端口：网桥B的端口2、网桥C的端口4；
- 指定端口：网桥A的端口1、网桥B的端口3；
- 阻塞端口：网桥C的端口5。