



清华大学

Tsinghua University

# 习题解析

《计算机网络原理》教学团队

2024年12月

# 主要内容

## Contents

- 作业3
- PPPoE实验
- 作业4



# 3.1

1. 以太网使用一个前导码再结合一个字节计数来分割帧。如果用户试图发送的数据包含了该前导码,则会发生什么情况?

- 可以正常传输
- 结合前导码和字节计数可判断当前部分是否为数据部分, 数据部分的“前导码”无需处理



## 3.2

2. 在一个数据流的中间出现了这样的数据段：A B ESC C ESC FLAG FLAG D, 假设该数据流采用了本章介绍的字节填充算法, 经过填充之后的输出是什么?

- ESC和FLAG前均需添加ESC, 共需添加4个ESC
- 填充后的输出为A B ESC ESC C ESC ESC ESC FLAG ESC FLAG D



## 3.4

4. 你收到了下面的数据段：0110 0111 1100 1111 0111 1101,并且你知道该协议使用了比特填充编码。请给出经过解码之后的数据。

- 将连续5个1后的0剔除一个，解码后的数据为  
0110 0111 1101 1110 1111 11



## 3.5

5. 当采用比特填充技术时,单个比特的丢失、插入或者修改有可能不被校验和检测到吗? 如果不能检测到,为什么? 如果能检测到,如何检测? 校验和长度在这里起作用了吗?

- 可能不被检测到, 当原始数据中含01111110时, 传输时会将其转化为011111010, 但如果第二个0在传输时丢失, 那么接收方会认为此处为数据的结尾, 将前面一部分数据视为全部数据, 此时进行校验, 若校验和长度为n bit, 则不被检测到的概率为 $\frac{1}{2^n}$
- 校验和长度越长, 不被检测到的概率越低



## 3.6

6. 一个上层数据包被分成 10 个帧,每一帧有 80% 的机会无损地到达目的地。如果数据链路协议没有提供错误控制,该报文平均需要发送多少次才能完整地到达接收方?

- 每次发送报文, 10个帧全部无损传输的概率为  $0.8^{10} \approx 0.107$ , 故平均需要发送  $\frac{1}{0.107} \approx 9.3$  次



## 3.11

11. 一个 8 位字节的二进制值为 10101111, 采用一个偶校验位海明码进行编码。经过编码以后二进制值是什么?

- 编码后为  $P_1 P_2 1 P_4 0 1 0 P_8 1 1 1 1$ , 其中
  - $P_1 = m_3 \oplus m_5 \oplus m_7 \oplus m_9 \oplus m_{11} = 1$
  - $P_2 = m_3 \oplus m_6 \oplus m_7 \oplus m_{10} \oplus m_{11} = 0$
  - $P_4 = m_5 \oplus m_6 \oplus m_7 \oplus m_{12} = 0$
  - $P_8 = m_9 \oplus m_{10} \oplus m_{11} \oplus m_{12} = 0$
- 因此, 编码后的二进制值为 1010 0100 1111





## 3.13

13. 接收方收到一个 12 位的奇校验和海明码,其十六进制值为 0xB4D。该码的原始值是多少(按十六进制)? 假设至多发生了一位错。

- $p_1 p_2 m_3 p_4 m_5 m_6 m_7 p_8 m_9 m_{10} m_{11} m_{12} = 1011\ 0100\ 1101$ , 进行校验
  - $p_1 \oplus m_3 \oplus m_5 \oplus m_7 \oplus m_9 \oplus m_{11} = 1$ , 无误
  - $p_2 \oplus m_3 \oplus m_6 \oplus m_7 \oplus m_{10} \oplus m_{11} = 1$ , 无误
  - $p_4 \oplus m_5 \oplus m_6 \oplus m_7 \oplus m_{12} = 1$ , 无误
  - $p_8 \oplus m_9 \oplus m_{10} \oplus m_{11} \oplus m_{12} = 1$ , 无误
- 综上, 未出错, 该码的原始值为 10101101, 对应十六进制值为 0xAD



## 3.24

24. 使用本章介绍的标准 CRC 方法传输比特流 10011101。生成多项式为  $x^3+1$ 。实际传输的位串是什么？假设左边开始的第 3 比特在传输过程中反转了,请说明这个错误可以在接收方被检测出来。给出一个该比特流传输错误的实例,使得接收方无法检测出该错误。

- 在1001 1101后补上000, 除以1001, 最终余100, 故传输的位串为1001 1101 100
- 第三比特反转后, 位串变为1011 1101 100, 无法被1001整除, 故能检测出错误
- 例如位串变为全0的位串



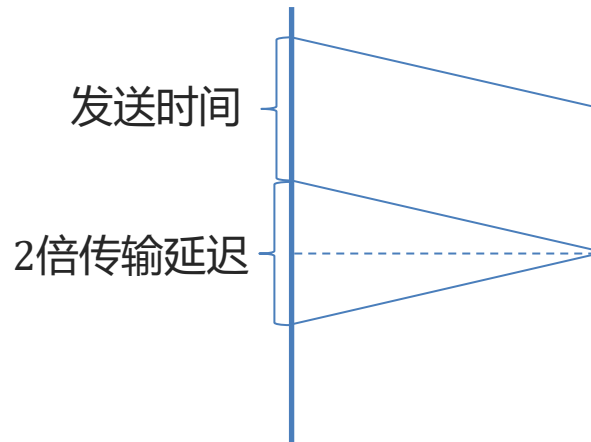
## 3.28

28. 考虑一个具有 4kb/s 速率和 20ms 传输延迟的信道。帧的大小在什么范围内, 停-等式协议才能获得至少 50% 的效率?

- 设帧的大小为  $x$  bit,

- $$\frac{\text{发送时间}}{2 * \text{传输延迟} + \text{发送时间}} = \frac{\frac{x \text{ bit}}{4 \text{ kb/s}}}{2 * 20\text{ms} + \frac{x \text{ bit}}{4 \text{ kb/s}}} \geq 50\%$$

- 解得  $x \geq 160 \text{ bit}$





## 3.29

29. 两个协议 A 和 B 唯一的差异在于它们的发送窗口的大小。协议 A 使用一个 20 帧的发送窗口, 协议 B 是一个停-等式协议。这两个协议运行在两个相同的信道上。如果协议 A 达到了几乎 100% 的带宽效率, 那么协议 B 的带宽效率是多少?

- 带宽效率计算:  $\eta = \frac{w}{2BD+1}$ 
  - 其中  $w$  为发送窗口大小 (帧数),  $B$  为带宽 (帧/s),  $D$  为传输延迟
- 对于 A,  $\eta_A = \frac{20}{2BD+1} = 100\%$
- 则协议 B 的带宽效率  $\eta_B = \frac{1}{2BD+1} = \frac{1}{20} \eta_A = 5\%$



## 3.33

33. 一个滑动窗口协议使用 1000 比特的帧,其发送窗口的大小固定为 3。在一个 250kb/s 的信道上它达到了几乎 100%的带宽效率。同样的协议也被用在一个升级后的信道上,该信道有同样的延迟,但带宽是原来的 2 倍。该协议在新的信道上的带宽效率是多少?

- 带宽效率计算:  $\eta = \frac{w}{2BD+1}$ 
  - 其中w为发送窗口大小 (帧数) , B为带宽 (帧/s) , D为传输延迟
- 对于原信道,  $\eta_1 = \frac{3}{2BD+1} = 100\%$ , 故BD=1
- 新信道的带宽效率  $\eta_2 = \frac{3}{2B'D+1} = \frac{3}{4BD+1} = \frac{3}{5} = 60\%$



## 3.35

35. 使用协议 5 在一条 3000km 长的 T1 中继线上传输 64 字节的帧。如果信号的传播速度为  $6\mu\text{s}/\text{km}$ , 序号应该有多少位?

- T1 中继线带宽为 1.536 Mbps, 发送一个 64 byte 的帧需要  $\frac{1}{3}$  ms。传输延迟为  $3000 \text{ km} * 6 \mu\text{s}/\text{km} = 18 \text{ ms}$ , 从发送一个帧到接收到相应的确认帧需要  $18 + \frac{1}{3} + 18 = \frac{109}{3} \text{ ms}$ , 期间发送端可发送  $\frac{\frac{109}{3} \text{ ms}}{\frac{1}{3} \text{ ms}} = 109$  帧,  $2^6 < 109 + 1 < 2^7$ , 序号应该有 7 位



## 3.42

42. 考虑在一条不会出错的 1Mb/s 线路上使用协议 6。帧的最大长度为 1000 位。每过 1s 产生一个新数据包。超时间隔为 10ms。如果取消特殊的确认计时器,那么就会发生不必要的超时事件。消息平均要被传输多少次?

- 2次, 每帧的传输延迟最大为  $\frac{1000 \text{ bit}}{1 \text{ Mb/s}} = 1\text{ms}$ , 因此发送方发送一帧后, 10ms后未收到确认帧, 重传该帧。接收方收到重传的帧后, 发现其序列号不在接收窗口内, 丢弃该帧并回送带确认序号的 NAK帧。发送方接收到NAK后开始发送下一帧



## 3.44

44. 利用地球同步卫星在一个 1Mb/s 的信道上发送长度为 1000 位的帧,该信道与地球之间的传播延迟为 270ms。确认总是被捎带在数据帧中。帧头非常短,序号使用了 3 位。在下面的协议中,可获得的最大信道利用率是多少?

- (a) 停-等式。
- (b) 协议 5。
- (c) 协议 6。

• 每一帧的发送时间 =  $\frac{1000 \text{ bit}}{1 \text{ Mb/s}} = 1 \text{ ms}$

注意分母不是  $2BD+1$ ,  
而是  $2BD+2$ 。为什么?

a) 停—等式协议, 信道利用率 =  $\frac{1}{2*(270+1)} \approx 0.18\%$

b) 协议5, 回退n帧协议, 发送窗口最大为7 (序号个数减一), 信道利用率 =  $\frac{7}{2*(270+1)} \approx 1.29\%$

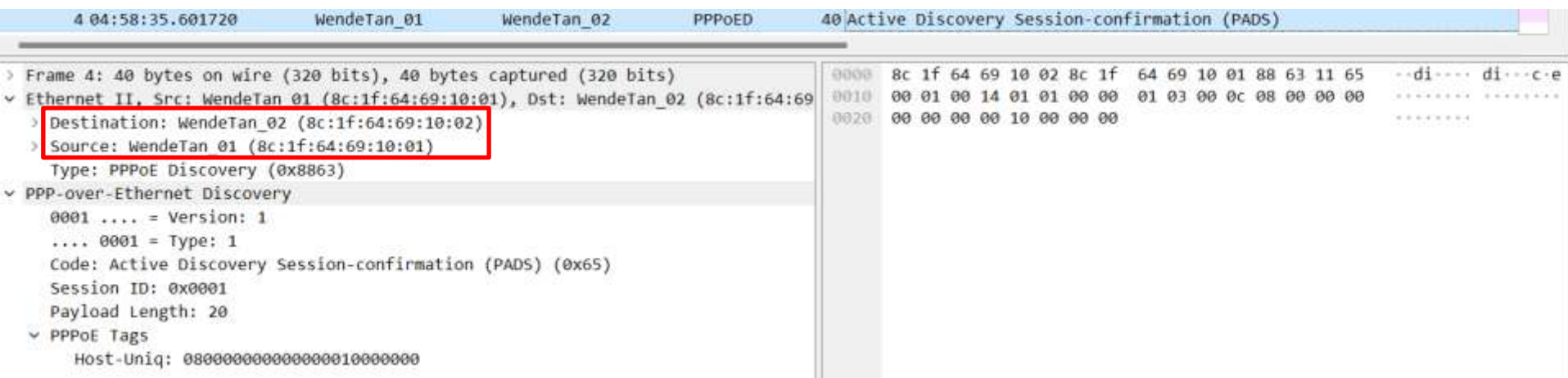
c) 协议6, 选择重传协议, 为避免新老序号范围重叠, 发送窗口最大为4 (序号个数的一半), 信道利用率 =  $\frac{4}{2*(270+1)} \approx 0.74\%$





# PPPoE实验

- 1) 给出pppoe.pcap文件中Wireshark捕获的PADS报文的截图，并指出PPPoE服务器和客户端的MAC地址分别是多少。



- 服务器MAC地址: 8c:1f:64:69:10:01
- 客户端MAC地址: 8c:1f:64:69:10:02



# PPPoE实验

- 2) 给出pppoe.pcap文件中Wireshark捕获的PPP-CHAP Response报文、客户端发出的PPP-IPCP Request（携带分配后地址的）报文的截图，并指出PPP-CHAP Response中的加密摘要字段。

18 04:58:37.618376 WendeTan\_02 WendeTan\_01 PPP CHAP 60 Response (NAME='user', VALUE=0x0ae9b28f6c14f9179c9023804ac8ab01)

> Frame 18: 60 bytes on wire (480 bits), 60 bytes captured (480 bits)

▼ Ethernet II, Src: WendeTan\_02 (8c:1f:64:69:10:02), Dst: WendeTan\_01 (8c:1f:64:69:10:01)

> Destination: WendeTan\_01 (8c:1f:64:69:10:01)

> Source: WendeTan\_02 (8c:1f:64:69:10:02)

Type: PPPoE Session (0x8864)

▼ PPP-over-Ethernet Session

0001 .... = Version: 1

.... 0001 = Type: 1

Code: Session Data (0x00)

Session ID: 0x0001

Payload Length: 27

▼ Point-to-Point Protocol

Protocol: Challenge Handshake Authentication Protocol (0xc223)

▼ PPP Challenge Handshake Authentication Protocol

Code: Response (2)

Identifier: 30

Length: 25

▼ Data

Value Size: 16

Value: 0ae9b28f6c14f9179c9023804ac8ab01

Name: user

0000 8c 1f 64 69 10 01 8c 1f 64 69 10 02 88 64 11 00 ..di.... di...d..

0010 00 01 00 1b c2 23 02 1e 00 19 10 0a e9 b2 8f 6c .....#... ....l

0020 14 f9 17 9c 90 23 80 4a c8 ab 01 75 73 65 72 00 .....#..J...user..

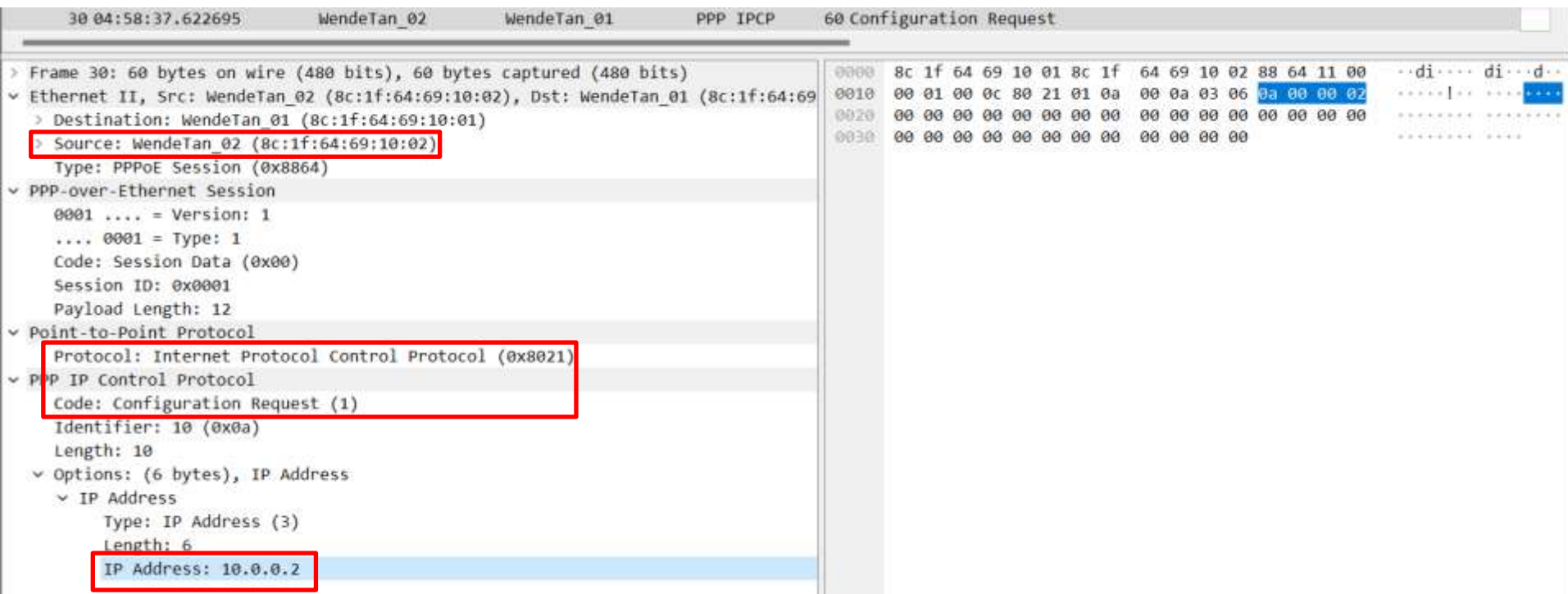
0030 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 .....

**加密摘要字段**



# PPPoE实验

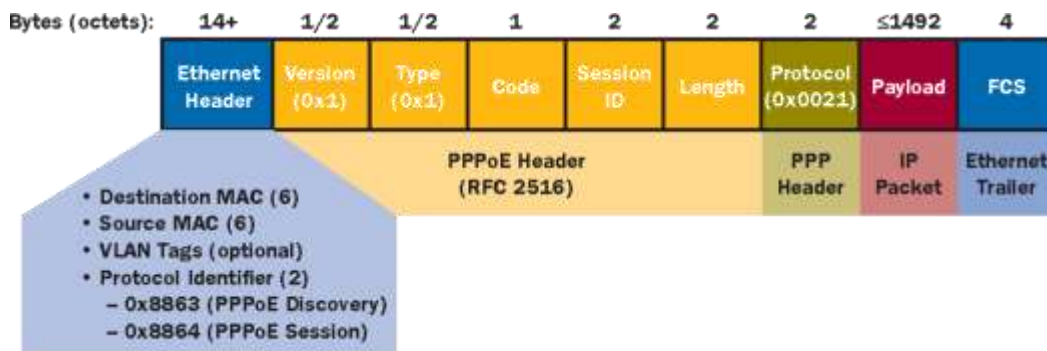
- 2) 给出pppoe.pcap文件中Wireshark捕获的PPP-CHAP Response报文、客户端发出的PPP-IPCP Request (携带分配后地址的) 报文的截图，并指出PPP-CHAP Response中的加密摘要字段。





# PPPoE实验

- 3) 在通常的以太网 (MTU=1500) 上, 使用PPPoE协议传递IPv4的UDP数据报 (IPv4分组头不包含可选字段)。每个报文可以携带的上层应用的数据容量至多为多少? 解释计算过程。
- $1500$  (以太网MTU) -  $6$  (PPPoE头) -  $2$  (PPP头) -  $20$  (IPv4头) -  $8$  (UDP头) =  $1464$
- 常见错误:
  - MTU即为以太网帧的payload长度, 不需要减去以太网帧头
  - PPP报文头的长度不正确 (可观察报文确认)
  - 没有减去UDP报文头





# PPPoE实验

---

- 4) 观察捕捉的报文可以发现，用PPPoE封装的PPP帧头部不包含标志、地址和控制字段，为什么？
- 标志字段是为了定界、成帧，PPPoE的场景下由以太网实现了。
- 地址字段的功能现在可以由以太网帧头的地址和PPPoE报文头的会话ID实现。
- 控制字段的功能也在PPPoE报文头中实现了。
- 所以它们可以省略。
- 许多同学未回答为何不包含标志字段，只回答了后两者
- 直接说“不需要此功能”或者“从未改变过”太含糊



# PPPoE实验

---

- 5) PPP LCP协商中的MRU值受到哪些因素的影响?
- 在本地受底层协议的MTU影响, 例如以太网的MTU为1500, 去掉PPPoE协议头的6字节, 和PPP Protocol ID的2字节, PPPoE的MRU至多1492。如果PPP运行在其他的底层协议上, 协商出的MRU也会不同。
- 当然也受到协商对方要求的MRU的影响, 取更小者。



# PPPoE实验

- 6) 查阅相关资料，说明应该如何在PPPoE链路上进行IPv6协议的配置，并给出涉及到的协议名称、相关RFC编号。（本题不止一种方案，言之有理即可）
- 1. 在PPPoE链路上建立PPP连接，完成认证进入NCP阶段后，将NCP从IPv4的IPCP协议换为IPv6的IPV6CP协议（RFC5072），协商接口的IPv6单播地址接口标识符，从而配置接口链路本地地址；
- 2. 使用ND协议（RFC4861）维护邻居关系；
- 3. 使用DHCPv6协议（RFC8415）或者SLAAC（RFC4862）配置全球单播地址。
- 常见问题：
  - 没有根据作业要求给出RFC编号，或者给出了已经废弃的RFC2472
  - 仅描述了IPv6配置过程，没有提到和PPPoE的关系
  - 大篇幅抄写网上已有文档（如某份来自H3C的资料）



# PPPoE实验

- 7) 你认为PPPoE有哪些优点和缺点？（开放式问题，言之有理即可）
- 不是GPT认为。
- 优点：
  - ✓ 提供了某种认证、鉴权、计费机制
  - ✓ NCP可以自动配置IPv4地址
- 缺点：
  - PAP协议不安全，如右图所示
  - MTU损失，不是1500了，不完美
  - 封装/解封装有一定开销，板卡/License贵







## 4.6

6. 在下列两种情况下 CSMA/CD 的竞争时间槽长度是多少?

(a) 一个 2km 长的双导电缆(twin-lead cable)(信号的传播速度是信号在真空中传播速度的 82%)?

(b) 40km 长的多模光纤(信号的传播速度是信号在真空中传播速度的 65%)?

单向传播时间为  $\tau$ , 则竞争时间槽为  $2\tau$

$$(a) v = 0.82c = 2.46 \times 10^8 \text{ m/s}$$

$$\text{故竞争时间槽 } 2\tau = 2 \times \frac{2\text{km}}{2.46 \times 10^8 \text{ m/s}} \approx 16.26 \mu\text{s}$$

$$(b) v = 0.65c = 1.95 \times 10^8 \text{ m/s}$$

$$\text{故竞争时间槽 } 2\tau = 2 \times \frac{40\text{km}}{1.95 \times 10^8 \text{ m/s}} \approx 410.26 \mu\text{s}$$



## 4.10

10. 一群朋友聚在一起玩一些强交互的 CPU 和网络都敏感的视频游戏,他们使用一个高带宽的无线网络。无线信号无法穿透墙体,但是这群朋友都在同一个房间里。在这样的场景下,最好使用非坚持型的 CSMA 还是令牌环协议? 请解释你的答案。

网络敏感的视频游戏要求延迟稳定(抖动小),而令牌环能够均等地分配信道,能够满足这一要求。然而,非坚持型的 CSMA 会引入随机的延迟抖动,并且降低信道利用效率。因此,我认为令牌环协议在这个场景下更合适。

合理即可。



## 4.14

14. 一座七层办公楼的每一层有 15 个相邻的办公室。每个办公室的前面墙上包含一个终端插口,所以这些插口在垂直面上构成了一个矩形网格。在水平方向和垂直方向上相邻插口之间均有 4m 的距离。假定在任何一对插口之间,无论是水平方向、垂直方向还是对角线方向,都可以直接铺设一根线缆,若使用下面的配置,需要多少米线缆才能将所有的插口连接起来?

(a) 正中间放置一台路由器的星状结构。

(b) 经典 IEEE 802.3 LAN。

插口记为  $(1, 1) \sim (7, 15)$

(a) 星状结构: 各插口与  $(4, 8)$  直接拉线

$$\text{总长度 } 4 \sum_{i=1}^7 \sum_{j=1}^{15} \sqrt{(i-4)^2 + (j-8)^2} \approx 1831.77 \text{ m}$$



## 4.14

14. 一座七层办公楼的每一层有 15 个相邻的办公室。每个办公室的前面墙上包含一个终端插口,所以这些插口在垂直面上构成了一个矩形网格。在水平方向和垂直方向上相邻插口之间均有 4m 的距离。假定在任何一对插口之间,无论是水平方向、垂直方向还是对角线方向,都可以直接铺设一根线缆,若使用下面的配置,需要多少米线缆才能将所有的插口连接起来?

(a) 正中间放置一台路由器的星状结构。

(b) 经典 IEEE 802.3 LAN。

(b) 只连接**最相邻**的插口 (长为 4m 的线缆), 最终连成连通 (能互相访问) 且无环 (没有冗余链路) 的图即可。由图论知识可知, 实际上形成了**树结构**, 边数 = 点数 - 1

故答案为  $(7 \times 15 - 1) \times 4m = 416 m$

具体可以实现为: 每一层通过  $14 \times 4m$  线缆连接, 最后再在七层间使用  $6 \times 4m$  线缆连接, 总共  $7 \times (14 \times 4m) + 6 \times 4m = 416 m$



## 4.15

15. 经典 10Mb/s 以太网的波特率是多少？

以太网使用的曼彻斯特编码：

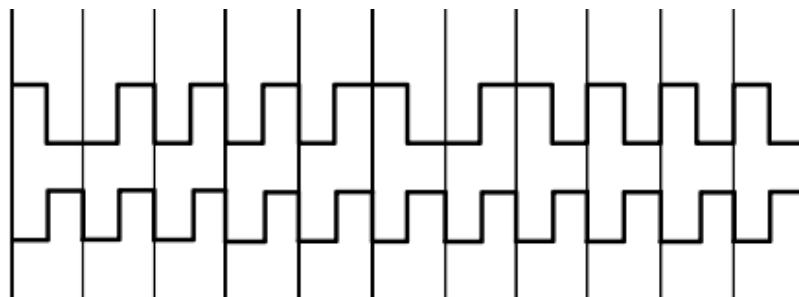
0 – 高电平到低电平，1 – 低电平到高电平

每一个bit需要两位电平表示

波特率是比特率的两倍： $10 \times 2 = 20 \text{ Mbaud}$

(d) Manchester

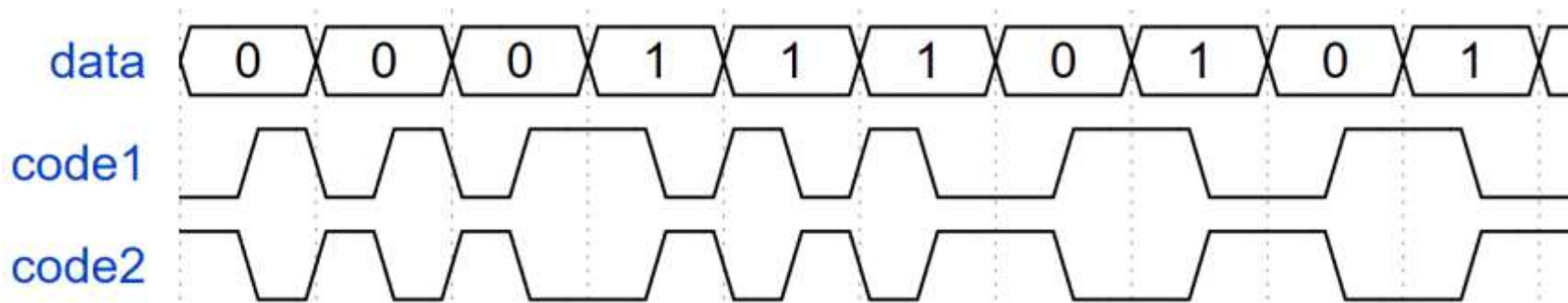
(Clock that is XORed with bits)





## 4.16

16. 假设经典以太网使用曼彻斯特编码, 请画出比特流 0001110101 的编码输出。



以太网使用的曼彻斯特编码:

0 – 高电平到低电平, 1 – 低电平到高电平





## 4.17

17. 一个 1km 长、10Mb/s 的 CSMA/CD LAN (不是 IEEE 802.3), 其传播速度为  $200\text{m}/\mu\text{s}$ 。这个系统不允许使用中继器。数据帧的长度是 256 比特, 其中包括 32 比特的头、校验和以及其他开销。在一次成功传输后的第一比特槽被预留给接收方, 以便它抓住信道发送 32 比特的确认帧。假定没有冲突, 除去开销之后的有效数据速率是多少?

补充条件:

1. 本题采用了确认帧来检测可能的发送错误, 因此发送方**不需要使发送时间达到二倍信道传输延迟来检测冲突**。
2. 若信道空闲且有数据要发送, 则**立即发送数据**。

发送方发送 256bit 数据帧:

- 1) 链路传输时间:  $1000\text{m} / (200 \text{ m}/\mu\text{s}) = 5\mu\text{s}$
- 2) 发送 256bit 时间:  $256\text{bit} / (10 \text{ bit}/\mu\text{s}) = 25.6\mu\text{s};$

接收方发送 32bit 确认帧:

- 3) 链路传输时间  $5\mu\text{s}$
- 4) 发送 32bit ACK 时间  $3.2\mu\text{s}$

合计  $38.8\mu\text{s}$ , 有效数据率:  $224\text{bit} \div 38.8\mu\text{s} = 5.77\text{Mbps}$



## 4.18

18. 考虑建立一个 CSMA/CD 网络, 在 1km 的线缆上运行速度为 1Gb/s, 线缆中间没有中继器。线缆上的信号速度为 200 000km/s。最小帧长度是多少?

单向的传播延迟为  $\tau = 1km \div 200000km/s = 5\mu s$

CSMA/CD 检测冲突需要发送时间持续  $2\tau = 10\mu s$

因此最小帧长为  $10\mu s \times 1Gb/s = 10000b$





## 4.20

20. 以太网帧必须至少 64 字节长,才能确保当电缆另一端发生冲突时发送方仍处于发送过程中。快速以太网也有同样的 64 字节最小帧长度限制,但是它可以以 10 倍的速度发送数据。它如何才能维持同样的最小帧长度限制?

快速以太网将信号单向传播延迟的上限设为经典以太网的  $1/10$   
(相同介质下, 最大传输距离为经典以太网的  $1/10$  )

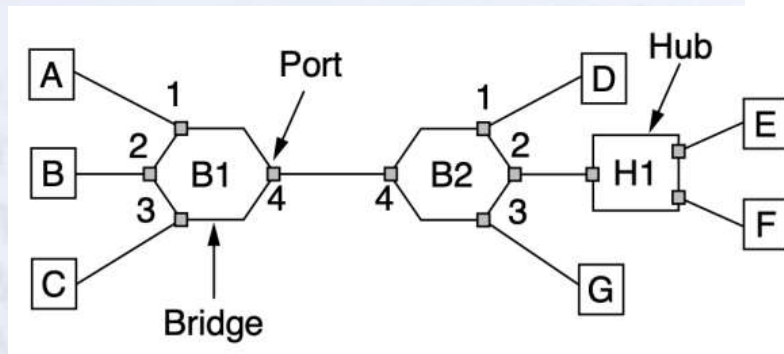
信号单向传播延迟为  $\tau$ , 最小帧长为  $L$ , 数据发送速率为  $B$   
则有  $L = 2\tau B$ ,  $L$  不变,  $B$  变大为 10 倍, 故需要  $\tau$  缩小为  $1/10$  倍



# 4.41

41. 考虑图 4-33(b)用网桥 B1 和 B2 连接的扩展 LAN。假设两个网桥的哈希表都是空的。经过下面的数据传输序列后,B2 的哈希表会变成什么样?

- (a) B 发送一帧给 E。
- (b) F 发送一帧给 A。
- (c) A 发送一帧给 B。
- (d) G 发送一帧给 E。
- (e) D 发送一帧给 C。
- (f) C 发送一帧给 A。



假定每一帧都是在上一帧已经被收到以后再发出的。

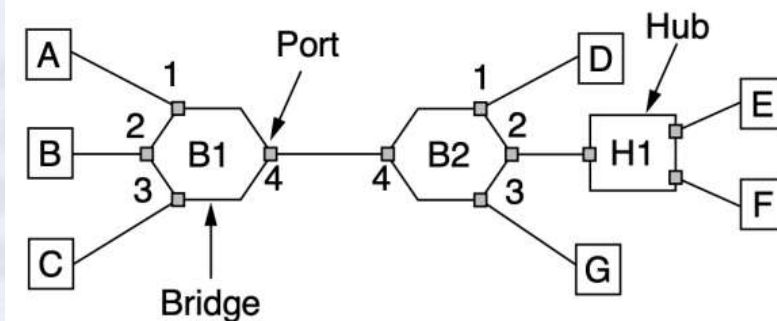
事件	B1哈希表增加的项	B2哈希表增加的项
(a) B -> E	(B, 2)	(B, 4)
(b) F -> A	(F, 4)	(F, 2)
(c) A -> B	(A, 1)	-
(d) G -> E	(G, 4)	(G, 3)
(e) D -> C	(D, 4)	(D, 1)
(f) C -> A	(C, 3)	-



## 4.42

42. 考虑图 4-33(b)用网桥 B1 和 B2 连接的扩展 LAN。假设两个网桥的哈希表都是空的。下面数据传输中的哪一个会导致一次广播？

- (a) A 发送一帧给 C。
- (b) B 发送一帧给 E。
- (c) C 发送一帧给 B。
- (d) G 发送一帧给 C。
- (e) E 发送一帧给 F。
- (f) D 发送一帧给 C。



假定每一帧都是在上一帧已经被收到以后再发出的。

事件	B1哈希表增加的项	B1是否广播	B2哈希表增加的项	B2是否广播
(a) A -> C	(A, 1)	是	(A, 4)	是
(b) B -> E	(B, 2)	是	(B, 4)	是
(c) C -> B	(C, 3)	否	-	否
(d) G -> C	(G, 4)	否	(G, 3)	是
(e) E -> F	(E, 4)	是	(E, 2)	是
(f) D -> C	(D, 4)	否	(D, 1)	是



## 4.43

43. 考虑图 4-33(b)用网桥 B1 和 B2 连接的扩展 LAN。假设两个网桥的哈希表都是空的。对于下面的数据传输序列,请列出数据包被转发时所在的全部端口。

(a) A 发送一个数据包给 C。

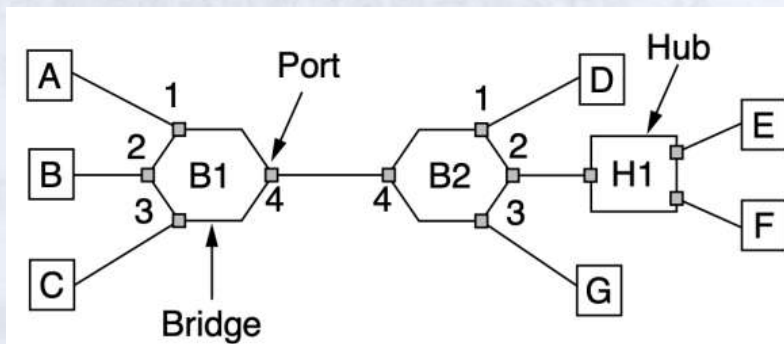
(b) E 发送一个数据包给 F。

(c) F 发送一个数据包给 E。

(d) G 发送一个数据包给 E。

(e) D 发送一个数据包给 A。

(f) B 发送一个数据包给 F。



事件	B1哈希表增加的项	B1转发端口	B2哈希表增加的项	B2转发端口
(a) A -> C	(A, 1)	2,3,4	(A, 4)	1,2,3
(b) E -> F	(E, 4)	1,2,3	(E, 2)	1,3,4
(c) F -> E	-	-	(F, 2)	-
(d) G -> E	-	-	(G, 3)	2
(e) D -> A	(D, 4)	1	(D, 1)	4
(f) B -> F	(B, 2)	1,3,4	(B, 4)	2



## 4.44

44. 参考图 4-36。想象有一个额外的网桥 B0 与网桥 B4 和 B5 连接。请描述该拓扑结构的新生成树。

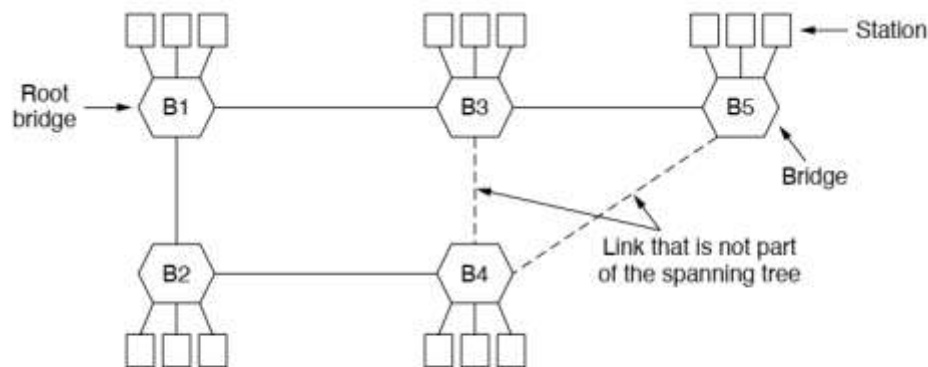
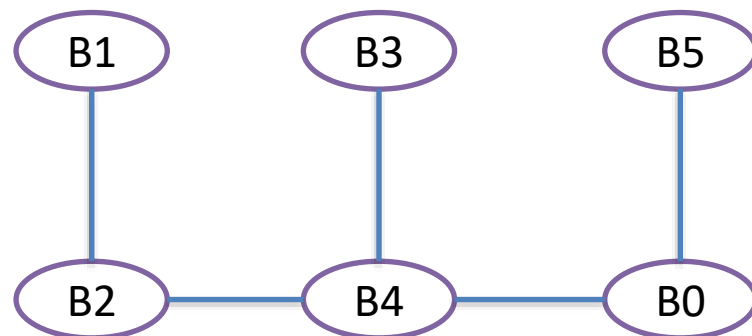


Figure 4-36. A spanning tree connecting five bridges. The dashed lines are links that are not part of the spanning tree.



构建方法：

1. 根节点选取：选择具有最小标识符的节点作为根
2. 每个节点都选择相邻节点中，到根节点跳数最少的邻居连边。如果跳数相同，那么选择标识符更小的邻居。



## 4.47

47. 考虑两个以太网网络：在网络 A 中，站通过全双工的线缆连接到一个集线器；在网络 B 中，站通过半双工的线缆连接到一台交换机。对于这两个网络中的每一个，为什么需要或者不需要 CSMA/CD？

都需要CSMA/CD。

集线器将多条网线集合连接起来，让它们表现为“一根网线”。信号从任意一个端口进入后，会从其他端口出现。如果多个数据帧同时到达集线器，会发生冲突，因此需要CSMA/CD。

半双工线缆不支持同时双向通信。如果交换机和客户端同时发送数据，就会造成冲突，因此也需要CSMA/CD。



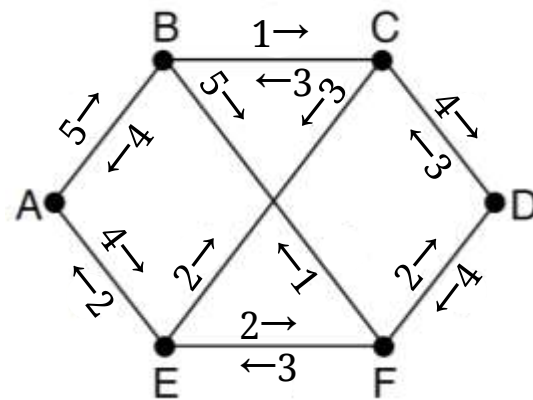


## 5.4

4. 考虑图 5-12(a)中的网络。使用**链路状态**路由算法,路由器 D 刚刚收到下列链路状态数据包: 来自 A 的(B:5,E:4),来自 B 的(A:4,C:1,F:5),来自 C 的(B:3,D:4,E:3),来自 E 的(A:2,C:2,F:2),来自 F 的(B:1,D:2,E:3)。从 D 到 C 和 F 的链路的成本分别是 3 和 4。请给出 D 的新路由表,并给出使用的输出线路和成本。

- 根据洪泛的链路状态数据包填写线路成本
  - 两个方向成本可能不一样
- 以D为源节点, 运行最短路算法

到	输出线路	成本
A	C	8
B	F	5
C	C	3
D	—	0
E	C	6
F	F	4



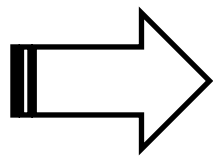


## 5.7

7. 考虑图 5-12(a)中的网络。使用距离向量路由算法,路由器 C 刚刚收到下列距离向量: 来自 B 的(5, 0, 8, 12, 6, 2), 来自 D 的(16, 12, 6, 0, 9, 10), 来自 E 的(7, 6, 3, 9, 0, 4)。从 C 到 B、D 和 E 的链路成本分别为 6、3 和 5。请给出 C 的新路由表, 并给出使用的输出线路和成本。

- 用收到的距离向量加上链路成本计算总成本
- 选择最佳输出线路

到	经B	经D	经E
A	11	19	12
B	6	15	11
C	14	9	8
D	18	3	14
E	12	12	5
F	8	13	9



到	输出线路	成本
A	B	11
B	B	6
C	—	0
D	D	3
E	E	5
F	B	8





## 5.8

8. 说明路由、转发和交换这三者的区别。

- 路由：维护信息，计算去往目标网络的最佳路径
- 转发：查询路由表，向正确下一跳发送分组
- 交换：底层（数据链路层）的转发
- 言之成理即可



## 5.16

16. 一个数据报网络允许路由器在必要的时候丢弃数据包。路由器丢弃一个数据包的概率为  $p$ 。请考虑这样的情形：源主机连接到源路由器，源路由器连接到目标路由器，然后目标路由器连接到目标主机。如果任何一台路由器丢掉了一个数据包，则源主机最终会超时，然后再重试发送。如果主机至路由器以及路由器至路由器之间的线路都是一跳，回答下列问题：

(a) 对于每次传输，数据包的平均跳数是多少？

源主机 —— 源路由器 —— 目标路由器 —— 目标主机

- $E(X) = 1 \times p + 2 \times (1 - p)p + 3 \times (1 - p)^2$  ,  
或  $E(X) = 1 + (1 - p) + (1 - p)^2$  (每条线路平均使用次数之和)
- 得  $E(X) = p^2 - 3p + 3$



## 5.16

16. 一个数据报网络允许路由器在必要的时候丢弃数据包。路由器丢弃一个数据包的概率为  $p$ 。请考虑这样的情形：源主机连接到源路由器，源路由器连接到目标路由器，然后目标路由器连接到目标主机。如果任何一台路由器丢掉了一个数据包，则源主机最终会超时，然后再重试发送。如果主机至路由器以及路由器至路由器之间的线路都是一跳，回答下列问题：

(b) 数据包的平均传输次数是多少？

源主机 —— 源路由器 —— 目标路由器 —— 目标主机

- 某次传输成功概率 =  $(1 - p)^2$
- 所以，平均传输次数 =  $\frac{1}{(1-p)^2}$



## 5.16

16. 一个数据报网络允许路由器在必要的时候丢弃数据包。路由器丢弃一个数据包的概率为  $p$ 。请考虑这样的情形：源主机连接到源路由器，源路由器连接到目标路由器，然后目标路由器连接到目标主机。如果任何一台路由器丢掉了一个数据包，则源主机最终会超时，然后再重试发送。如果主机至路由器以及路由器至路由器之间的线路都是一跳，回答下列问题：

(c) 对于每个接收到的数据包，所需的平均跳数是多少？

源主机 —— 源路由器 —— 目标路由器 —— 目标主机

- 题目要求计算的是接收到之前，总共使用了多少次输出线路，包括重传使用的，不仅仅是最后一次成功接收的那一个包
- 因此，答案为 平均跳数  $\times$  平均传输次数  $= \frac{p^2 - 3p + 3}{(1-p)^2}$



## 5.21

21. 一台计算机使用一个容量为 500MB 的令牌桶, 速率为 5MB/s。当该桶包含 300MB 时, 计算机每秒产生 15MB 的数据。请问它发送 1000MB 的数据要花多长时间?

- 突发速率: 15MB/s, 发送  $\frac{300}{15-5} = 30\text{s}$ , 共发送  $30 \times 15 = 450\text{MB}$  数据
- 长期速率: 5MB/s, 剩余 550MB 数据, 需要  $\frac{550}{5} = 110\text{s}$
- 总计 140s
- 没有过程不得分



## 5.23

23. 想象这样一个流规范：最大数据包长度为 1000 字节，令牌桶速率为 10MB/s，令牌桶的大小为 1MB，最大传输速率为 50MB/s。请问一个突发流量在最大速度上可以持续多长时间？

- 突发时间： $\frac{1}{50-10}=25\text{ms}$
- 没有过程不得分





# 5.27

27. 假设主机 A 与路由器 R1 连接, R1 又与另一台路由器 R2 连接, R2 与主机 B 连接。假设一个要发给主机 B 的 TCP 消息被传递给主机 A 上的 IP 代码, 该消息包含了 900 字节的数据和 20 字节的 TCP 头。请写出在这 3 条链路上传输的每个数据包中 IP 头的总长度、标识符、DF、MF 和段偏移字段值。假定链路 A-R1 可以支持的最大帧长为 1024 字节, 其中包括 14 字节的帧头; 链路 R1-R2 可以支持的最大帧长为 512 字节, 其中包括 8 字节的帧头; 链路 R2-B 可以支持的最大帧长为 512 字节, 其中包括 12 字节的帧头。

	A ——— R1	R1 ——— R2	R2 ——— B
MTU:	1010	504	500
IP payload:	990	484	480
8B对齐:	984	480	480

- 需要发送 $20+900=920\text{B}$ 数据, 所以:
- A—R1:
  - 分片1 (920B数据) : 总长=940, ID=x, DF=0, MF=0, 偏移=0
- R1—R2、R2—B:
  - 分片1 (480B数据) : 总长=500, ID=x, DF=0, MF=1, 偏移=0
  - 分片2 (440B数据) : 总长=460, ID=x, DF=0, MF=0, 偏移=60 (表示480B)



## 5.33

33. Internet 上一个网络的子网掩码为 255.255.240.0。请问它最多能够处理多少台主机？

- 子网掩码写成二进制的形式：
  - 11111111.11111111.11110000.00000000
- 主机号共12位，因此共有 $2^{12} = 4096$ 个地址，  
去除网络号、广播地址，剩余4094个地址可以分配给主机使用。





## 5.35

35. 从 198.16.0.0 开始有大量连续的 IP 地址可用。假设 4 个组织 A、B、C 和 D 按照顺序依次申请 4000、2000、4000 和 8000 个地址。对于每一个申请,请用 w.x.y.z/s 的表示法写出分配的第一个 IP 地址、最后一个 IP 地址以及掩码。

- A: 198.16.0.0/20
- B: 198.16.16.0/21
- C: 198.16.24.0不能作为/20起始  
分配198.16.32.0/20
- D: 198.16.48.0不能作为/19起始  
分配198.16.64.0/19



## 5.36

36. 一台路由器刚刚接收到以下新的 IP 地址：57.6.96.0/21、57.6.104.0/21、57.6.112.0/21 和 57.6.120.0/21。如果所有这些地址都使用同一条输出线路，那么，它们可以被聚合吗？如果可以，它们可以被聚合到哪个地址上？如果不可以，为什么？

- IP地址写成二进制的形式：

- 57.6.01100000.0/21

- 57.6.01101000.0/21

- 57.6.01110000.0/21

- 57.6.01111000.0/21

- 由于下一跳相同，可以聚合为

- 57.6.01100000.0/19

- 57.6.96.0/19



## 5.37

37. 29.18.0.0~29.18.127.255 的一组 IP 地址已经被聚合到 29.18.0.0/17。然而,这里有一个空闲地址块,即 29.18.60.0~29.18.63.255 的 1024 个地址还没有被分配。现在这个空闲地址块要被分配给一台使用不同输出线路的主机。请问是否有必要先把聚合地址分割成几块,然后把新的地址块加入路由表中,再来看是否可以重新聚合? 如果没有必要这样做,那该怎么办呢?

- 没有必要, 仅需在路由表中加入 29.18.60.0/22 的路由, 根据最长前缀匹配原则, 能够正确转发



## 5.55

55. 使用 traceroute(UNIX)和 tracert(Windows)程序跟踪从你的计算机到其他洲的一些大学的路径。列出你已经发现的跨洋链路。一些可以尝试的站点如下：

```
My traceroute [v0.95]
twd2-213 (202.112.51. ) -> 95.179.233. (95.179.233. ) 2022-12-11T05:41:01+0800
Keys: Help Display mode Restart statistics Order of fields quit
```

Host		Packets		Pings				
		Loss%	Snt	Last	Avg	Best	Wrst	StDev
1.	(waiting for reply)							
2.	AS4538 202.112.36.30	0.0%	451	2.8	0.8	0.3	8.9	1.4
3.	AS4538 202.112.62.177	0.0%	451	1.6	1.6	0.9	13.2	1.6
4.	AS4538 101.4.118.214	95.8%	450	0.4	0.5	0.3	0.9	0.1
5.	AS4538 101.4.117.102	0.0%	450	0.9	3.7	0.9	25.7	3.5
6.	AS4538 101.4.117.214	0.0%	450	153.3	152.7	150.0	169.3	2.9
7.	AS6453 ix-xe-9-1-5-0.tcore1.lvw-losangeles.as6453.net	0.0%	450	149.9	150.6	149.8	187.1	3.6
8.	AS6453 if-be-45-2.ecore1.lvw-losangeles.as6453.net	17.8%	450	150.2	150.3	150.1	153.1	0.2
9.	AS3356 4.68.111.53	0.2%	450	148.0	150.7	147.9	196.4	6.6
10.	AS3356 ae1.3101.ear1.London1.level3.net	98.4%	450	262.0	262.1	262.0	262.1	0.1
11.	AS3356 CH00PA-LLC.ear1.London1.Level3.net	0.0%	450	258.6	261.4	257.8	296.7	7.5
12.	(waiting for reply)							
13.	(waiting for reply)							
14.	(waiting for reply)							
15.	(waiting for reply)							
16.	AS20473 95.179.233. .vultrusercontent.com	0.2%	450	258.0	258.0	257.8	311.4	2.5

- 亚洲（中国北京）—北美洲（美国洛杉矶）RTT≈150ms
- 北美洲（美国洛杉矶）—欧洲（英国伦敦）RTT≈110ms



清华大学

Tsinghua University

谢谢