

姓名：谢志康
学号：22307110187
时间：24.12.17

P1. 假设某分组的信息内容是比特模式 1110 0110 1001 1101，并且使用了偶校验方案。在采用二维奇偶校验方案的情况下，包含该检验比特的字段的值是什么？你的回答应该使用最小长度检验和字段。

```
1 1 1 0 | 1
0 1 1 0 | 0
1 0 0 1 | 0
1 1 0 1 | 1
-----
```

```
1 1 0 0 | 0
```

二维矩阵如上，右下角的校验位（即最后一个格子）用于校验所有行和所有列的校验位，使整体 1 的个数为偶数。

我们观察最后一行和最后一列发现：

最后一行：1, 1, 0, 0 \rightarrow 1 的个数是 2，已经是偶数。

最后一列：1, 0, 0, 1 \rightarrow 1 的个数是 2，已经是偶数。

因此，右下角的校验位为 **0**。

将最终矩阵（包括校验位）按行依次展开，得到包含校验位的比特值：

11101 01100 10010 11011 11000

P5. 考虑 5 比特生成多项式， $G=10011$ ，并且假设 D 的值为 1010101010。 R 的值是什么？

$D = 1010101010$

G （生成多项式）= 10011

因为：5 比特生成多项式，所以补 4 $(n-1)$ 个 0：10101010100000

除以 G 的余数就是 R ：

10101010100000

10011

除的结果是 1000111110，余数是 110

所以最终答案是 0110

P7. 在这道习题中，我们探讨 CRC 的某些性质。对于在 6.2.3 节中给出的生成多项式 $G(=1001)$ ，回答下列问题：

a. 为什么它能够检测数据 D 中的任何单比特差错？

b. 上述 G 能够检测任何奇数比特差错吗？为什么？

a. 如果第 i 位比特翻转，则被校验的数大小变为： $K = (D * 2^i) \text{ XOR } R + 2^i$ ，其中 $(D * 2^i) \text{ XOR } R$ 这部分不变确实能被 G 模 2 整除，但是剩下的 2^i 不能被 G 模 2 整除，因为 G 中有 2 位是 1，而 2^i 形如 1000……明显是除不尽的。所以能检测任何比特差错。

b. $G=1001$ 能被 11 模 2 整除，但是任何包含奇数个 1 的数（这些 1 不必要连续）不能被 11 模 2 整除。

一个 1 的情况：1, 2, 4……显然无法被 3 模 2 整除

三个 1 的情况：0111 (7) 1011 (12) 1101 (13) 1110 (14) ……

可以发现规律，奇数个 1 无法被 11 模 2 整除，因此能够检测出来。

D. 为所有的适配符分配 MAC 地址。

c. 考虑从主机 E 向主机 B 发送一个 IP 数据报。假设所有的 ARP 表都是最新的。就像在 6.4.1 节中对单路由器例子所做的那样，列举出所有步骤。

d. 重复 (c)，现在假设在发送主机中的 ARP 表为空（并且其他表都是最新的）。

P15. 考虑图 6-33。现在我们用一台交换机 S1 代替子网 1 和子网 2 之间的路由器，并且将子网 2 和子网 3 之间的路由器标记为 R1。

a. 考虑从主机 E 向主机 F 发送一个 IP 数据报。主机 E 将请求路由器 R1 帮助转发该数据报吗？为什么？在包含 IP 数据报的以太网帧中，源和目的 IP 和 MAC 地址分别是什么？

b. 假定 E 希望向 B 发送一个 IP 数据报，假设 E 的 ARP 缓存中不包含 B 的 MAC 地址。E 将执行 ARP 查询来发现 B 的 MAC 地址吗？为什么？在交付给路由器 R1 的以太网帧（包含发向 B 的 IP 数据报）中，源和目的 IP 和 MAC 地址分别是什么？

c. 假定主机 A 希望向主机 B 发送一个 IP 数据报，A 的 ARP 缓存不包含 B 的 MAC 地址，B 的 ARP

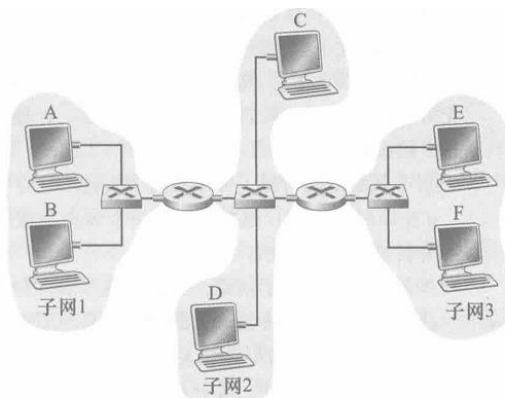


图 6-33 由路由器互联的 3 个子网

缓存也不包含 A 的 MAC 地址。进一步假定交换机 S1 的转发表仅包含主机 B 和路由器 R1 的表项。因此，A 将广播一个 ARP 请求报文。一旦交换机 S1 收到 ARP 请求报文将执行什么操作？路由器 R1 也会收到这个 ARP 请求报文吗？如果收到的话，R1 将向子网 3 转发该报文吗？一旦主机 B 收到这个 ARP 请求报文，它将向主机 A 回发一个 ARP 响应报文。但是它将发送一个 ARP 查询报文来请求 A 的 MAC 地址吗？为什么？一旦交换机 S1 收到来自主机 B 的一个 ARP 响应报文，它将做什么？

a. 不会请求 R1 帮助转发，因为 EF 在一个子网内，交换机的功能就是转发同一子网内的帧，因此数据报会在交换机内部转发，不会经过路由器 R1。

源 IP 和 MAC 地址就是 E 的 IP 和 MAC 地址

目的 IP 和 MAC 地址是 F 的 IP 和 MAC 地址

b. 不会，E 的 ARP 表中都没有 B 的 MAC 地址，E 和 B 不在同一个子网，E 无法直接通过 ARP 查询找到 B 的 MAC 地址。E 会将数据报发送给其默认网关（R1），然后由 R1 负责转发数据报到子网 1 的主机 B。

源 IP 和 MAC 地址就是 E 的 IP 和 MAC 地址

目的 IP 地址是 B 的 IP 地址，目的 MAC 地址是 R1（默认网关）的 MAC 地址。

c. 一旦交换机 S1 收到 ARP 请求，他首先会将主机 A 发送的 ARP 请求报文广播到子网 1 中除源端口之外的所有端口。之后交换机会将该报文转发到主机 B，同时交换机的转发表会记录主机 A 的 MAC 地址及其对应的端口。

路由器 R1 会收到 ARP 请求报文。因为 ARP 请求是广播报文，交换机 S1 会将该请求广播给子网 1 内的所有设备，其中也包括路由器 R1。

不会向子网 3 转发该报文，他不能跨越路由器进入其他子网。R1 会忽略该 ARP 请求，因为这个报文是针对子网 1 内设备的，不属于 R1 所管理的其他子网。

主机 B 会向主机 A 发送一个 ARP 响应报文，其中包含主机 B 自己的 MAC 地址。但不会发送 ARP 查询报文请求 A 的 MAC 地址，因为主机 B 在回复 ARP 请求时，已经自动将主机 A 过来的包里包含的 IP 地址和 MAC 地址缓存到自己的 ARP 表中了（因为 ARP 请求报文中包含 A 的 IP 地址和 MAC 地址）。因此，主机 B 无需再单独发送 ARP 查询报文

来解析主机 A 的 MAC 地址。

交换机 S1 首先还是会更新转发表, 将主机 B 的 MAC 地址和其对应的端口记录在转发表中。其次转发 ARP 响应报文, 根据其转发表中的信息, 将 ARP 响应报文单播转发给主机 A 所在的端口。

P17. 前面讲过, 使用 CSMA/CD 协议, 适配器在碰撞之后等待 $K \cdot 512$ 比特时间, 其中 K 是随机选取的。

对于 $K=100$, 对于一个 10Mbps 的广播信道, 适配器返回到第二步要等多长时间? 对于 100Mbps 的广播信道来说呢?

$K=100$, 等待时间为 51200 比特时间

对于 10Mbps: 要等 $51200 \text{ bits} / 10 \times 10^6 \text{ bps} = 5.12 \text{ ms}$

对于 100Mbps: 要等 0.512ms

P18. 假设节点 A 和节点 B 在同一个 10Mbps 广播信道上, 这两个节点的传播时延为 325 比特时间。假设对这个广播信道使用 CSMA/CD 和以太网分组。假设节点 A 开始传输一帧, 并且在它传输结束之前节点 B 开始传输一帧。在 A 检测到 B 已经传输之前, A 能完成传输吗? 为什么? 如果回答是可以, 则 A 错误地认为它的帧已成功传输而无碰撞。提示: 假设在 $t=0$ 比特时刻, A 开始传输一帧。在最坏的情况下, A 传输一个 $512+64$ 比特时间的最小长度的帧。因此 A 将在 $t=512+64$ 比特时刻完成帧的传输。如果 B 的信号在比特时间 $t=512+64$ 比特之前到达 A, 则答案是否定的。在最坏的情况下, B 的信号什么时候到达 A?

节点 A 在时刻 $t=0$ 比特时间 开始传输数据帧。

节点 B 在最坏的情况下开始传输, 使得它与 A 的传输发生冲突。

A 在最坏情况下完成传输的时间是: $T = 512+64 = 576$ 比特时间

根据 CSMA/CD 的工作机制, 节点 B 开始传输的最坏情况是: 在 A 开始传输后接近传播时延的时间点, 即在时刻 $t=325$ 比特时间。也就是此时 A 发来的消息被 B 收到, B 开始传输一帧, 信息回去也要 325 比特时间, 总时间是 650。

A 的传输在 $t=576$ 比特时间完成。

B 的信号在 $t=650$ 比特时间才能到达 A。

因此, 在 650 比特时间之前, A 没有检测到 B 的信号, 也不会检测到碰撞。

A 可以在 B 的信号到达之前完成传输。

并且, A 错误地认为传输成功, 因为在 CSMA/CD 中, 如果在 A 传输期间没有检测到碰撞, A 就会认为传输成功。

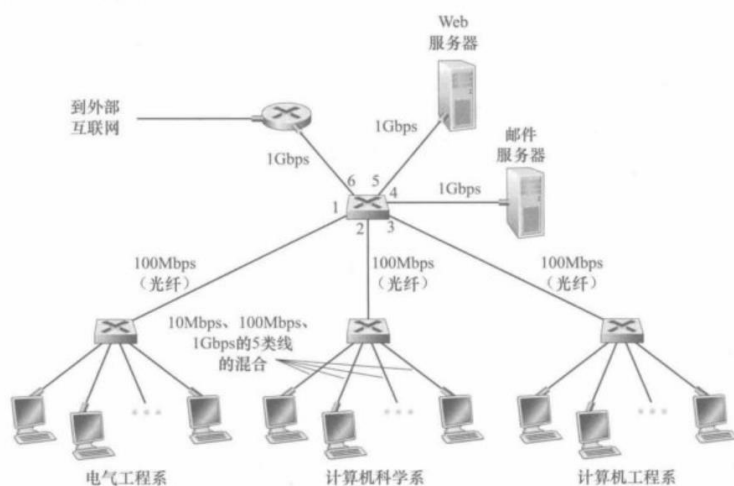


图 6-15 由 4 台交换机连接起来的某机构网络

P23. 考虑图 6-15。假定所有链路都是 100Mbps。在该网络中的 9 台主机和两台服务器之间，能够取得的最大总聚合吞吐量是多少？你能够假设任何主机或服务器能够向任何其他主机或服务器发送分组。为什么？

交换机是无碰撞、全双工的，且每个接口速率相互独立。

设电气工程系 A 三台主机 A1、A2、A3；计算机科学系为 B1、B2、B3 三台主机；计算机工程系包含 C1、C2、C3 三台主机。流量分配策略为：

A1 \leftrightarrow A2: 100Mbps 全双工

B1 \leftrightarrow B2: 100Mbps 全双工

C1 \leftrightarrow C2: 100Mbps 全双工

web 服务器 \leftrightarrow A3: 100Mbps 全双工

邮件服务器 \leftrightarrow B3: 50Mbps 全双工

邮件服务器 \leftrightarrow C3: 50Mbps 全双工

B3 \leftrightarrow C3: 50Mbps 全双工

由于全双工可以同时互传，最后结果乘以 2

总流量: $550 \times 2 = 1100\text{Mbps}$

P24. 假定在图 6-15 中的 3 台连接各系的交换机用集线器来代替。所有链路是 100Mbps。现在回答习题 P23 中提出的问题。

集线器是一个物理层设备，有广播域冲突，因此将每个系的所有主机加上集线器都简化成一台与交换机连接的主机，且速率只能为 100Mbps。

设电气工程系为 A，计算机科学系为 B，计算机工程系为 C。流量分配策略为：

web 服务器 \leftrightarrow A: 100Mbps 全双工

邮件服务器 \leftrightarrow B: 50Mbps 全双工

邮件服务器 \leftrightarrow C: 50Mbps 全双工

B \leftrightarrow C: 50Mbps 全双工

总流量: $250 \times 2 = 500\text{Mbps}$

P25. 假定在图 6-15 中的所有交换机用集线器来代替。所有链路是 1Gbps。现在回答在习题 P23 中提出的问题。

此时所有的设备共享一个广播域，无法进行并行通信，整个网络相当于一个共享总线，链路带宽 1Gbps 会被所有主机共享。所以最大总聚合吞吐量就是 1Gbps。