

第六章答案

P2、假设我们从初始的二维奇偶矩阵开始：

1	0	0	0	0
2	1	1	1	1
3	0	1	0	1
4	1	0	1	0

BASIC

由于在第2行第3栏中出现了一些错误，第2行和第3列的奇偶校验现在在下面的矩阵中是错误的：

1	0	0	0	0
2	1	1	0	1
3	0	1	0	1
4	1	0	1	0

BASIC

现在假设第2行、第2列和第3列有一个位错误。第2行的奇偶校验现在是正确的！列2和3的奇偶校验是错误的，但是我们不能检测错误发生在哪一行！

1	0	0	0	0
2	1	0	0	1
3	0	1	0	1
4	1	0	1	0

BASIC

上述示例显示，可以检测到双比特错误(如果没有纠正)。

P5、如果我们将10011分为1010101010 0000，我们可以得到1011011100，R剩余=0100。注意G=10011是CRC-4-ITU标准。

P11、

$$a) (1 - p(A))4p(A)$$

其中 $p(A)$ = A在一个槽中成功的概率

$$\begin{aligned} p(A) &= p(A \text{ 传输并且 } B \text{ 不传输并且 } C \text{ 不传输并且 } D \text{ 不传输}) \\ &= p(A \text{ 传输})p(B \text{ 不传输})p(C \text{ 不传输})p(D \text{ 不传输}) \\ &= p(1 - p)(1 - p)(1 - p) = p(1 - p)^3 \end{aligned}$$

$$\text{因此, } p(A \text{ 第一次在5号槽成功}) = (1 - p(A))4p(A) = (1 - p(1 - p)^3)^4 p(1 - p)^3$$

$$b) p(A \text{ 在4槽中成功}) = p(1 - p)^3$$

$$p(B \text{ 在4槽中成功}) = p(1 - p)^3$$

$$p(C \text{ 在4槽中成功}) = p(1 - p)^3$$

$$p(D \text{ 在4槽中成功}) = p(1 - p)^3$$

$$p(\text{要么 } A \text{ 或者 } B \text{ 或者 } C \text{ 或者 } D \text{ 在4号槽中成功}) = 4p(1 - p)^3 \text{ (因为这些事件是相互排斥的)}$$

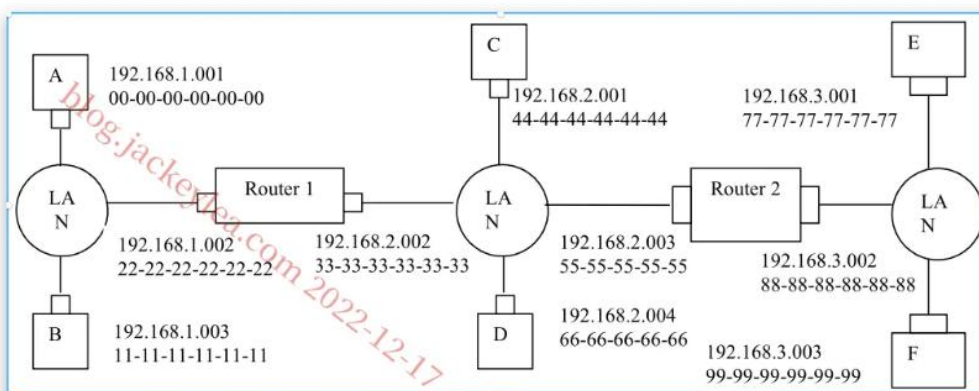
$$c) p(\text{一些结点在一个槽中成功}) = 4p(1 - p)^3$$

$$p(\text{一个槽中没有结点成功}) = 1 - 4p(1 - p)^3$$

$$\text{因此, } p(\text{第一个成功发生在3槽}) = p(\text{没有结点在前2个槽中成功})p(\text{一些结点在第三个槽中成功}) = (1 - 4p(1 - p)^3)^2 4p(1 - p)^3$$

$$d) \text{效率} = p(\text{在一个槽中成功}) = 4p(1 - p)^3$$

P14、a) b)见下图：



计算机网络：自顶向下 图28

c)

- 1.E中的转发表确定数据报应路由到接口192.168.3.002。
 - 2.E中的适配器创建具有以太网目的地地址88-88-88-88-88-88的以太网数据包。
 - 3.路由器2接收数据包并提取数据报。此路由器中的转发表指示数据报将被路由到198.162.2.002。
 - 4.路由器2然后通过其与IP地址198.162.003的接口发送目的地地址为33-33-33-33-33-33和源地址为55-55-55-55-55-55的以太网分组。
 - 5.这一过程一直持续到数据包到达主机B为止。
- d)E中的ARP现在必须确定198.162.3.002的MAC地址。主机E在广播以太网帧内发送ARP查询包。路由器2接收查询包并向主机E发送ARP响应包。此ARP响应包由以太网帧承载，以太网目的地地址为77-77-77-77-77-77。

P15、

- a)否。E可以检查主机F的IP地址的子网前缀，然后了解F在同一个局域网。因此，E不会将数据包发送到默认路由器R1。

从E到F的以太网帧：

- | | |
|---|----------------|
| 1 | 源IP=E的IP地址 |
| 2 | 目的地IP=F的IP地址 |
| 3 | 源MAC=E的MAC地址 |
| 4 | 目的地MAC=F的MAC地址 |

BASH

- b)不，因为它们不在同一个局域网。E可以通过检查B的IP地址来发现这一点。

从E到R1的以太网帧：

- | | |
|---|--------------------------|
| 1 | 源IP=E的IP地址 |
| 2 | 目的地IP=B的IP地址 |
| 3 | 源MAC=E的MAC地址 |
| 4 | 目的地MAC=连接到子网的R1接口的MAC地址。 |

BASH

- c)交换机S1将通过两个接口广播以太网帧，因为接收到的ARP帧的目的地地址是广播地址。它了解到A驻留在连接到子网1的子网1上，并且S1将更新它的转发表以包括主机A的条目。

是的，路由器R1也接收这个ARP请求消息，但是R1不会将消息转发到子网3。

B不会发送请求A的MAC地址的ARP查询消息，因为这个地址可以从A的查询消息中获得。

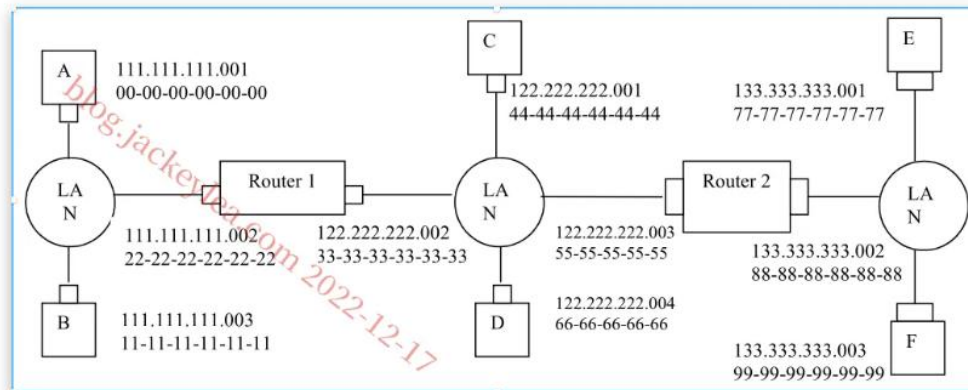
一旦交换机S1接收到B的响应消息，它将在其转发表中为主机B添加一个条目，然后删除接收到的帧，因为目的地主机A与主机B在同一个接口上(即A和B位于同一个LAN段上)。

P17、等待51200比特时间。对于10 Mbps，这个等待是：

$$\frac{51.2 \times 10^3 \text{ bits}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} = 5.12 \text{ ms}$$

对于100Mbps，等待时间是512μs

P21、



计算机网络：自顶向下 图29

i) 从A到左路由器：

```
1 源MAC地址：00-00-00-00-00-00
2 目的地MAC地址：22-22-22-22-22-22
3 源IP：111.111.111.001
4 目的地IP：133.333.333.003
```

BASH

ii) 从左路由到右路由：

```
1 源MAC地址：33-33-33-33-33-33
2 目的地MAC地址：55-55-55-55-55-55
3 源IP：111.111.111.001
4 目的地IP：133.333.333.003
```

BASH

iii) 从右路由器到F：

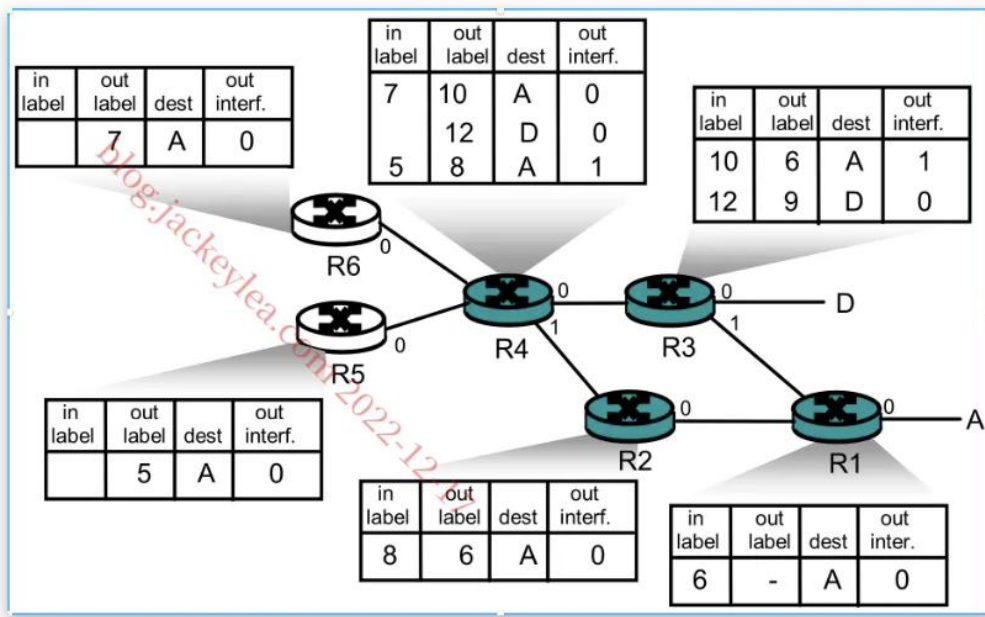
```
1 源MAC地址：88-88-88-88-88-88
2 目的地MAC地址：99-99-99-99-99-99
3 源IP：111.111.111.001
4 目的地IP：133.333.333.003
```

BASH

P26、

行为	开关表状态	链路包前往	解释
B发送一帧给E	与B的MAC地址对应的交换机学习接口	A,C,D,E,F	由于交换机表是空的，所以交换机不知道与E的MAC地址对应的接口
E发送一帧给B	与E的MAC地址对应的交换机学习接口	B	由于交换机已经知道与B的MAC地址对应的接口
A发送一帧给B	与A的MAC地址对应的交换机学习接口	B	由于交换机已经知道与B的MAC地址对应的接口
B发送一帧给A	切换表状态与以前相同。	A	由于交换机已经知道与A的MAC地址对应的接口

P29、



P32、

a) 每个流均匀分布一个链路的容量，然后80个流通过B到接入路由器10Gbps链路（以及接入路由器到边界路由器链路），每个都将仅接收 $10\text{Gbps}/80 = 125\text{Mbps}$ 。

b) 在图5.31的拓扑中，第一层和第三层2交换机之间有四个不同的路径，一起为从机架14到机架912的流量提供40Gbps。类似地，第二层和第四层2交换机之间有四个链路，一起为来自机架58到1316的业务提供40Gbps。因此，总的总带宽是80Gbps，并且每个流速的值是1Gbps。

c) 现在20个流量需要在TOR交换机对之间共享每1Gbps带宽。因此，主机到主机的比特率将为0.5Gbps。

批改后作业链接：

<https://web.ugreen.cloud/web/#/share/536b10ceb6f84dd8919394a55fa8166a> 提取码：6G5Y