

第 5 章 网络互连:路由协议和 IPv6

5.19 在图 5.48 中，计算 A 到各个节点的最短路径树。

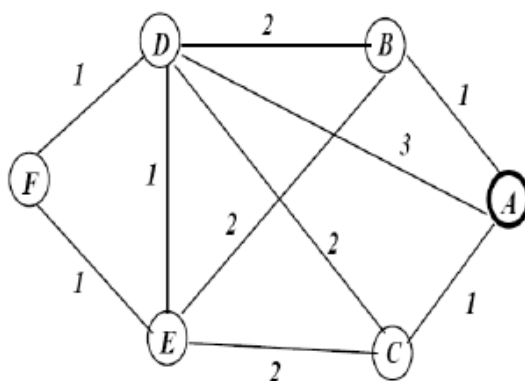


图 5.48

答：（注意有多个正确答案）

S 为当前规约的节点集，D(v)表示算法求得的当前从源 A 到 v 的路径花费，P(v)表示当前从源到 v 的路径中 v 的上一跳节点

步骤	S	D(B),P(B)	D(C),P(C)	D(D),P(D)	D(E),P(E)	D(F),P(F)
0 (初始)	A	1,A	1,A	Inf	Inf	Inf
1	AB		1,A	3,B	3,B	Inf
2	ABC			3,B	3,B	Inf
3	ABCD				3,B	4,D
4	ABCDE					4,D
5	ABCDEF					
6						

A 出发到其他节点的最短路径和路径花费如下

AB: 1

AC: 1

ABD:3

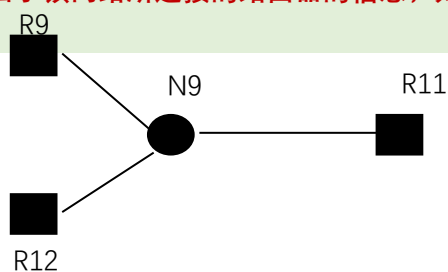
ABE:3

ABDF:4

5.22 在 OSPF 中，一个广播网络的状态信息是由连在该网络中的选取路由器负责传播的。考虑教材中图 5.27 的配置，网络 N9 的链路状态消息中包含什么？用一个拓扑图来表示。

答：

网络的链路状态信息给出了该网络所连接的路由器的信息，如图所示：



5.24 有一个网络如图 5.51 所示，图中的节点为运行距离向量路由算法的路由器，边上的权值为链路的距离。对于下面两种情况，给出算法达到稳定状态后节点 C 的路由表：

- (1) 不采用水平分割时节点 C 的路由表；
- (2) 采用带反向抑制的水平分割时节点 C 的路由表。

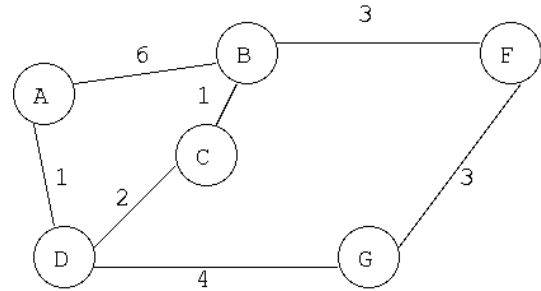


图 5.51

答：

(1) 不采用水平分割时节点 C 收到来自于 B 和 D 的路由更新消息，然后花费更小的路径作为当前的路由表，如下所示（用下划线字描述，下同）：

目的地	通过 B	通过 D
A	5	<u>3</u>
B	<u>1</u>	5
D	4	<u>2</u>
F	<u>4</u>	8
G	7	<u>6</u>

(2) 采用水平分割算法，节点 C 的路由表如下所示：

目的地	通过 B	通过 D
A	∞	<u>3</u>
B	<u>1</u>	∞
D	∞	<u>2</u>
F	<u>4</u>	∞
G	7	<u>6</u>

5.39 请对下列 IPv6 地址进行压缩：

- a) 0000:0000:0F53:6382:AB00:67DB:BB27:7332
- b) 2819:00AF:0000:0000:0000:0035:0CB2:B271

答：

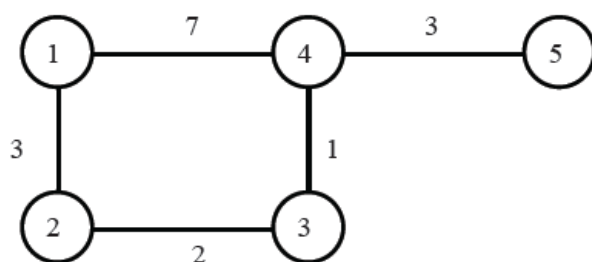
- a. ::F53:6382:AB00:67DB:BB27:7332
- b. 2819:AF::35:CB2:B271

补充 考虑如下图所示的网络，采用带反向抑制的水平分割的距离向量路由协议。假设：

- 链路为双向链路，并且两个方向的花费相同。
- 如果一个节点发现多个邻居都可以作为到某个目的地的下一跳路由器，节点选择 ID 最小的邻居（ $1 < 2 < 3 < 4 < 5$ ）。

- 节点之间每隔 1 秒交换路由表，并且假设路由信息的交换完全同步，而且忽略传输延迟。也就是说，在每个时刻 i ，其中 $i=0,1,2,3\cdots$ ，每个节点发送自己的路由表，然后接收邻居节点的路由表，并且在 $i+0.1$ 时刻完成路由表的更新。
- 在时刻 0，假设路由表为稳定状态，各个链路的花费如图所示。在时刻 0.5，4 和 5 之间的链路花费变为 10。除此之外链路花费不再改变。
- 不采用触发更新

请把下面的距离表填写完整，该表格给出不同时刻 0.1、0.5、1.1、2.1, ... 在节点 1、2、3 和 4 中对于目的地 5 的路由表项（即到目的地 5 的距离）的变化过程，同时指出该路由什么时刻成为稳定状态。



时刻	节点 1, 到 5		节点 2, 到 5		节点 3, 到 5		节点 4, 到 5		
	通过 2	通过 4	通过 1	通过 3	通过 2	通过 4	通过 1	通过 3	通过 5
0.1	<u>3+6=9</u>	7+3=10	inf	<u>2+4=6</u>	inf	<u>1+3=4</u>	7+9=16	inf	<u>3</u>
1.0	<u>3+6=9</u>	7+3=10	inf	<u>2+4=6</u>	inf	<u>1+3=4</u>	7+9=16	inf	<u>10</u>
1.1	<u>3+6=9</u>	7+10=17	inf	<u>2+4=6</u>	inf	<u>1+10=11</u>	7+9=16	inf	<u>10</u>
2.1	<u>3+6=9</u>	7+10=17	inf	<u>2+11=13</u>	inf	<u>1+10=11</u>	7+9=16	inf	<u>10</u>
3.1	<u>3+13=16</u>	7+10=17	inf	<u>2+11=13</u>	inf	<u>1+10=11</u>	7+9=16	inf	<u>10</u>
4.1	<u>3+13=16</u>	7+10=17	inf	<u>2+11=13</u>	inf	<u>1+10=11</u>	7+9=16	inf	<u>10</u>
5.1									
6.1									
7.1									

t=3.1 时刻稳定状态

4.1 一个 CDMA 系统中，4 个站点 A、B、C、D 的码片序列分别为 0001、0010、0100、0111，若基站收到的混合信号双极型序列是 $(-1 -1 +1 +3)$ ，4 个站点发送的二进制位是什么？

答：

$$S \times A = (-1, -1, +1, +3) \times (-1, -1, -1, 1) = 1$$

$$S \times B = (-1, -1, +1, +3) \times (-1, -1, 1, -1) = 0$$

$$S \times C = (-1, -1, +1, +3) \times (-1, 1, -1, -1) = -1$$

$$S \times D = (-1, -1, +1, +3) \times (-1, 1, 1, 1) = 1$$

因此 A 发送为 1，B 没有发送，C 发送 0，D 发送 1。

4.24 局域网竞争方案的一个缺点是由于多个站点试图同时访问信道而导致的带宽浪费。假设将时间分割成离散的时槽，每个时槽中有 N 个站点以概率 p 试图发送帧。请问由于多个站点试图同时发送而造成的浪费的时间是多少？

答：

时间被分割成离散的时槽，以一个时槽为单位。在某个时槽中信道空闲，意味着所有站点都不占用信道，其概率为 $(1 - p)^n$

只有一个站点占用信道的概率为： $np(1 - p)^{n-1}$

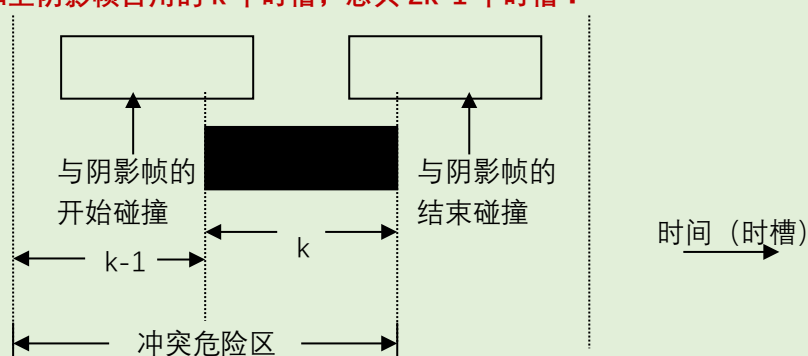
因此由于冲突而浪费的时槽所占的比例等于出现冲突的概率：

$$1 - np(1 - p)^{n-1} - (1 - p)^n$$

4.6 有一个无限用户的分槽 ALOHA 系统，其帧时等于 k 个时槽时间。一个帧可以在任何一个时槽中开始。信道负载为每帧时 G 帧。吞吐量为每帧时多少帧？当 $k=1$ 或 $k \rightarrow \infty$ 时，给出相应的吞吐量值并解释这些结果。

答：

如图所示，帧只有在时槽的边界开始进行传输，而帧一旦在某个时槽开始传输，将会占用 k 个时槽，这样对于用阴影部分表示的帧，与阴影帧碰撞的冲突危险区为帧传输时刻的前面 $k-1$ 个时槽再加上阴影帧占用的 k 个时槽，总共 $2k-1$ 个时槽：



每个帧时的负载为 G ，因此每个时槽的负载为 G/k ，在任一帧时内无其他帧发送的概率为

$e^{-\frac{(2k-1)G}{k}}$ ，这样吞吐量 S 为：

$$S = Ge^{-\frac{(2k-1)G}{k}}$$

当 $k=1$ 时， $S = Ge^{-G}$ ，实际上相当于一个标准的分槽 ALOHA 系统，即只有在同一个时槽开始处进行传输的站点间发生碰撞。

当 $k \rightarrow \infty$ 时， $S = Ge^{-2G}$ ，相当于一个纯 ALOHA 系统，在帧时固定的情况下相当于时槽无限小，即任何时候都可以发送。

4.7 对一个无限用户分槽 ALOHA 信道的测量显示，10%的时槽是空闲的。请问信道的负载 G 是多少？吞吐量是多少？信道是负载不足还是过载？

答：

10%的时槽是空闲的，即在任一时槽内没有帧发送的概率 $P_0 = 0.1$ ，而我们知道对于分槽 ALOHA 来说：

$$P_0 = e^{-G} = 0.1$$

所以信道负载为：

$$G = -\ln P_0 = -\ln 0.1 = 2.3$$

吞吐量 S 为：

$$S = Ge^{-G} = 2.3 * 0.1 = 0.23$$

因为 $G=2.3>1$ ，所以信道是过载的。

4.10 假设你正在为 Ethernet 设计一种新的传输媒体。这种新的传输媒体允许任意两个端系统间最多有 6 个转发器。每个网段的最大传播延迟为 20 微秒。新媒体将工作在 10Mbps。请问最小的帧长度是多少？

答：

由于任意两个端系统最多有 6 个转发器，因此端系统间最多有 7 个网段，每个网段的最大传播延迟为 20 微秒，因此该以太网的最大端到端传播延迟为 $7*20 \mu s$ 。

为了保证冲突检测机制能够正常应用，要求：帧的传输延时 \geq 帧的往返传播延时

所以最小帧长为 $2*7*20*10 = 2800 \text{ bit} = 350 \text{ 字节}$

4.13 CSMA/CD LAN 中两个站点正在试图发送长（多帧）文件。在发出每一帧后，它们采用二进制退避算法竞争信道。正好竞争 k 次成功的概率为多少？每个竞争周期的平均竞争次

数为多少？

答：

首先只有两个站点传输，考虑第 i 次竞争信道的情况：

当 $1 \leq i \leq 10$ 时，根据二进制退避算法，等待的时槽数从 $0 \sim 2^{i-1} - 1$ 中随机选择，这样第 i 次

竞争信道失败的概率 = 两个站点都选择同一个时槽的概率 = $2^{-(i-1)}$

当 $11 \leq i \leq 16$ 时，根据二进制退避算法，等待的时槽数从 $0 \sim 1023$ 随机选择，这样第 i 次竞

争信道失败的概率 = 两个站点都选择同一个时槽的概率 = 2^{-10} 。

这样正好竞争 k 次成功的概率 = 前面 $k-1$ 次失败而第 k 次成功的概率，所以

$$P_k = (1 - 2^{-(k-1)}) \prod_{i=1}^{k-1} 2^{-(i-1)} = (1 - 2^{-(k-1)}) 2^{-(k-1)(k-2)/2} = (2^{k-1} - 1) / 2^{k(k-1)/2} \quad 1 \leq k \leq 10$$

$$P_k = (1 - 2^{-10}) \prod_{i=1}^{10} 2^{-(i-1)} 2^{-10(k-11)} = (1 - 2^{-10}) 2^{-45} 2^{-10(k-11)} = (2^{10} - 1) / (2^{10k-55}) \quad 11 \leq k \leq 16$$

$$P_k = 0 \quad k > 16$$

4.19 图 4.20 给出了 3 对正在通信的节点，发送者用 T_i 表示，而接收者用 R_i 表示，对于每个发送者，以该发送者为中心的圆给出了其信号传输的范围，请问：

- 是否会出现隐藏终端问题？如果有请指出。
- 是否会出现暴露终端问题？如果有请指出。

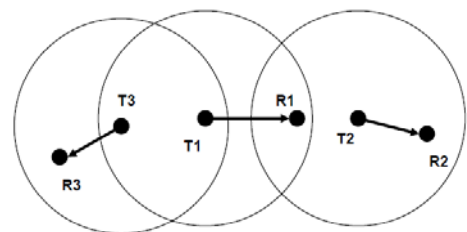


图 4.20

答：

(1). $T1 \rightarrow R1$ 、 $T2 \rightarrow R2$ 会出现隐藏终端问题， $T1$ 和 $T2$ 都无法监听到对方发送的信号，但是会在 $R1$ 处遇到冲突。

(2). $T1 \rightarrow R1$ 和 $T3 \rightarrow R3$ 会出现暴露终端问题， $T1$ 和 $T3$ 可以互相听到，但是在 $R1$ 和 $R3$ 不会遇到冲突。

4.23 IEEE 802.11 中 RTS/CTS 机制可以用于广播帧吗？为什么？

答：

RTS/CTS 不可以用于广播帧，因为广播帧是发送给所有站点的，发送者如果发送 RTS 帧，会收到许多 CTS 帧，这些 CTS 帧可能会互相冲突。