

简单的:

- 当结点有一个新帧要发送时, 它等到下一个时隙开始并在该时隙传输整个帧。
- 如果没有碰撞, 该结点成功地传输它的帧, 从而不需要考虑重传该帧。(如果该结点有新帧, 它能够为传输准备一个新帧。)
- 如果有碰撞, 该结点在时隙结束之前检测到这次碰撞。该结点以概率 p 在后续的每个时隙中重传它的帧, 直到该帧被无碰撞地传输出去。

我们说以概率 p 重传, 是指某结点有效地投掷一个有偏倚的硬币; 硬币正面事件对应着重传, 而重传出现的概率为 p 。硬币反面事件对应着“跳过这个时隙, 在下个时隙再掷硬币”; 这个事件以概率 $(1-p)$ 出现。所有涉及碰撞的结点独立地投掷它们的硬币。

时隙 ALOHA 看起来有很多优点。与信道划分不同, 当某结点是唯一活跃的结点时 (一个结点如果有帧要发送就认为它是活跃的), 时隙 ALOHA 允许该结点以全速 R 连续传输。时隙 ALOHA 也是高度分散的, 因为每个结点检测碰撞并独立地决定什么时候重传。(然而, 时隙 ALOHA 的确需要在结点中对时隙同步; 我们很快将讨论 ALOHA 协议的一个不分时隙的版本以及 CSMA 协议, 这两种协议都不需要这种同步。) 时隙 ALOHA 也是一个极为简单的协议。

当只有一个活跃结点时, 时隙 ALOHA 工作出色, 但是当有多个活跃结点时效率又将如何呢? 这里有两个可能要考虑的效率问题。首先, 如在图 5-10 中所示, 当有多个活跃结点时, 一部分时隙将有碰撞, 因此将被“浪费”掉了。第二个考虑是, 时隙的另一部分将是空闲的, 因为所有活跃结点由于概率传输策略会节制传输。唯一“未浪费的”时隙是那些刚好有一个结点传输的时隙。刚好有一个结点传输的时隙称为一个成功时隙 (successful slot)。时隙多路访问协议的效率 (efficiency) 定义为: 当有大量的活跃结点且每个结点总有大量的帧要发送时, 长期运行中成功时隙的份额。注意到如果不使用某种形式的访问控制, 而且每个结点都在每次碰撞之后立即重传, 这个效率将为零。时隙 ALOHA 显然增加了它的效率, 使之大于零, 但是效率增加了多少呢?

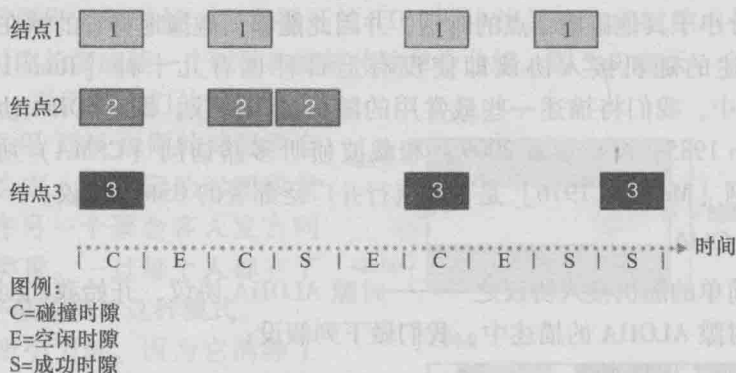


图 5-10 结点 1、2 和 3 在第一个时隙碰撞。结点 2 最终在第 4 个时隙成功, 结点 1 在第 8 个时隙成功, 结点 3 在第 9 个时隙成功

现在我们继续概要讨论时隙 ALOHA 最大效率的推导过程。为了保持该推导简单, 我们对协议做了一点修改, 假设每个结点试图在每个时隙以概率 p 传输一帧。(这就是说, 我们假设每个结点总有帧要发送, 而且结点对新帧和已经经历一次碰撞的帧都以概率 p 传输。) 假设有 N 个结点。则一个给定时隙是成功时隙的概率为结点之一传输而余下的 $N-1$