

个结点不传输的概率。一个给定结点传输的概率是 p ；剩余结点不传输的概率是 $(1 - p)^{N-1}$ 。因此，一个给定结点成功传送的概率是 $p(1 - p)^{N-1}$ 。因为有 N 个结点，任意一个结点成功传送的概率是 $Np(1 - p)^{N-1}$ 。

因此，当有 N 个活跃结点时，时隙 ALOHA 的效率是 $Np(1 - p)^{N-1}$ 。为了获得 N 个活跃结点的最大效率，我们必须求出使这个表达式最大化的 p^* 。（对这个推导的一个大体描述参见课后习题。）而且对于大量活跃结点，为了获得最大效率，当 N 趋于无穷时，我们取 $Np^*(1 - p^*)^{N-1}$ 的极限。（同样参见课后习题。）在完成这些计算之后，我们会发现这个协议的最大效率为 $1/e = 0.37$ 。这就是说，当有大量结点有很多帧要传输时，则（最多）仅有 37% 的时隙做有用的工作。因此该信道有效传输速率不是 R bps，而仅为 $0.37R$ bps！相似的分析还表明 37% 的时隙是空闲的，26% 的时隙有碰撞。试想一个蹩脚的网络管理员购买了一个 100Mbps 的时隙 ALOHA 系统，希望能够使用网络在大量的用户之间以总计速率如 80Mbps 来传输数据。尽管这个信道能够以信道的全速 100Mbps 传输一个给定的帧，但从长时间范围看，该信道的成功吞吐量将小于 37Mbps。

2. ALOHA

时隙 ALOHA 协议要求所有的结点同步它们的传输，以在每个时隙开始时开始传输。第一个 ALOHA 协议 [Abramson 1970] 实际上是一个非时隙、完全分散的协议。在纯 ALOHA 中，当一帧首次到达（即一个网络层数据报在发送结点从网络层传递下来），结点立刻将该帧完整地传输进广播信道。如果一个传输的帧与一个或多个传输经历了碰撞，这个结点将立即（在完全传输完它的碰撞帧之后）以概率 p 重传该帧。否则，该结点等待一个帧传输时间。在此等待之后，它则以概率 p 传输该帧，或者以概率 $1 - p$ 在另一个帧时间等待（保持空闲）。

为了确定纯 ALOHA 的最大效率，我们关注某个单独的结点。我们的假设与在时隙 ALOHA 分析中所做的相同，取帧传输时间为时间单元。在任何给定时间，某结点传输一个帧的概率是 p 。假设该帧在时刻 t_0 开始传输。如在图 5-11 中所示，为了使这帧能成功地传输，在时间间隔 $[t_0 - 1, t_0]$ 中不能有其他结点开始传输。这种传输将与结点 i 的帧传输起始部分相重叠。所有其他结点在这个时间间隔不开始传输的概率是 $(1 - p)^{N-1}$ 。类似地，当结点 i 在传输时，其他结点不能开始传输，因为这种传输将与结点 i 传输的后面部分相重叠。所有其他结点在这个时间间隔不开始传输的概率也是 $(1 - p)^{N-1}$ 。因此，一个给定的结点成功传输一次的概率是 $p(1 - p)^{2(N-1)}$ 。通过与时隙 ALOHA 情况一样来取极限，我们求得纯 ALOHA 协议的最大效率仅为 $1/(2e)$ ，这刚好是时隙 ALOHA 的一半。这就是完全分散的 ALOHA 协议所要付出的代价。

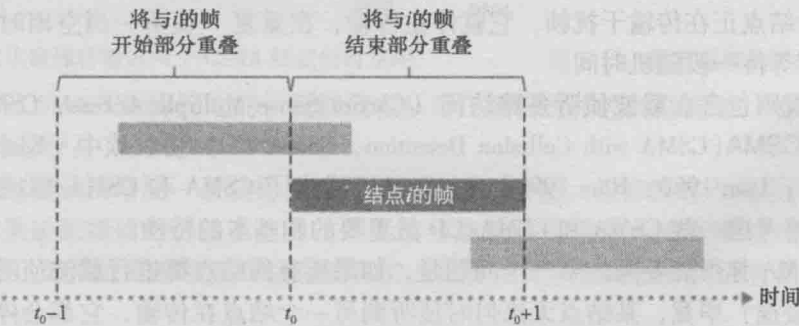


图 5-11 纯 ALOHA 中的干扰传输