



# 第4章 MAC：信道分配 与多路访问协议

---

刘志敏

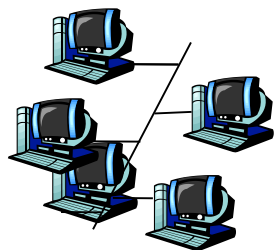
liuzm@pku.edu.cn

# MAC (Medium Access Control)

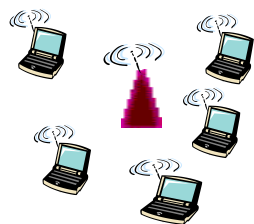
链路层实现相邻结点间的通信，介质访问控制是链路层子层的功能，解决共享传输介质下信道资源分配问题

## 两类链路

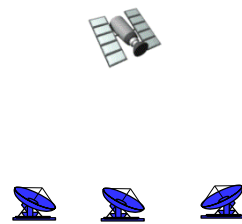
- 点到点：如拨号接入PPP，建立交换机到主机之间的链路
- 共享传输介质：如传统的以太网，HFC上行链路，移动通信网上行控制信道，802.11 WLAN



共享有线  
(如同轴以太网)



共享 RF  
(如 802.11 WiFi)



共享 RF  
(卫星)



鸡尾酒会上的人群  
(共享空间，语音I)



# 介质访问控制

---

- 一个共享信道
- 两个或更多结点同时发送：干扰
  - 碰撞：同时收到两个以上结点的发射信号

## 介质访问控制MAC(Medium Access Control)

- 决定结点如何共享信道，确定下一个使用信道的结点
- 共享信道的控制必须使用自身的信道！
  - 没有带外信道用于控制



## 信道复用与MAC的区别？

---

- 信道复用：关注信道如何划分为多个信道，TDM、FDM、CDM、OFDM
- MAC：关注多个用户共享信道的机制——算法或协议



# 理想的MAC

---

广播信道，速率为  $R$  bps

1. 当一个结点要发送时，则发送速率为 $R$ .
2. 当 $M$ 个结点要发送时，则各结点的平均发送速率为 $R/M$
3. 全分布式
  - 没有特殊的结点用于协同传输
  - 没有同步的时钟，时隙
4. 简单



# MAC 协议：分类

---

## ■ 划分信道

- 将总的信道资源分割为更小的信道(时隙, 频率, 码字)
- 为需要使用信道的结点分配信道资源
- 通常需要一个信道分配中心, 信道资源集中控制

## ■ 随机接入

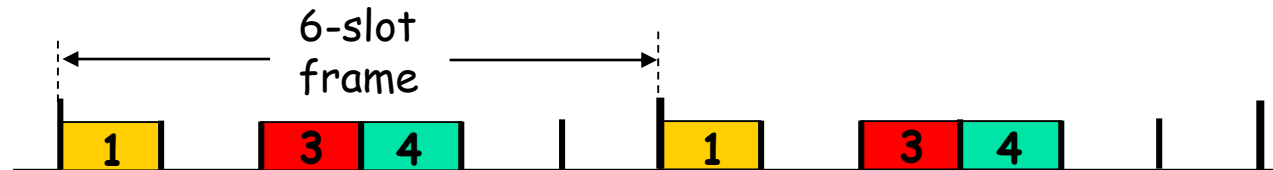
- 不分割信道, 允许碰撞
- 接收端避免碰撞

# 划分信道的MAC: TDMA

## 时分多址

TDMA: time division multiple access

- 按照“轮”来访问信道
- 在每一轮，每个站得到固定长度的时隙  
(长度=分组发送时间)
- 未使用的时隙成为空闲的
- 例：6-站 LAN，时隙1、3、4有分组，时隙 2、5、6空闲



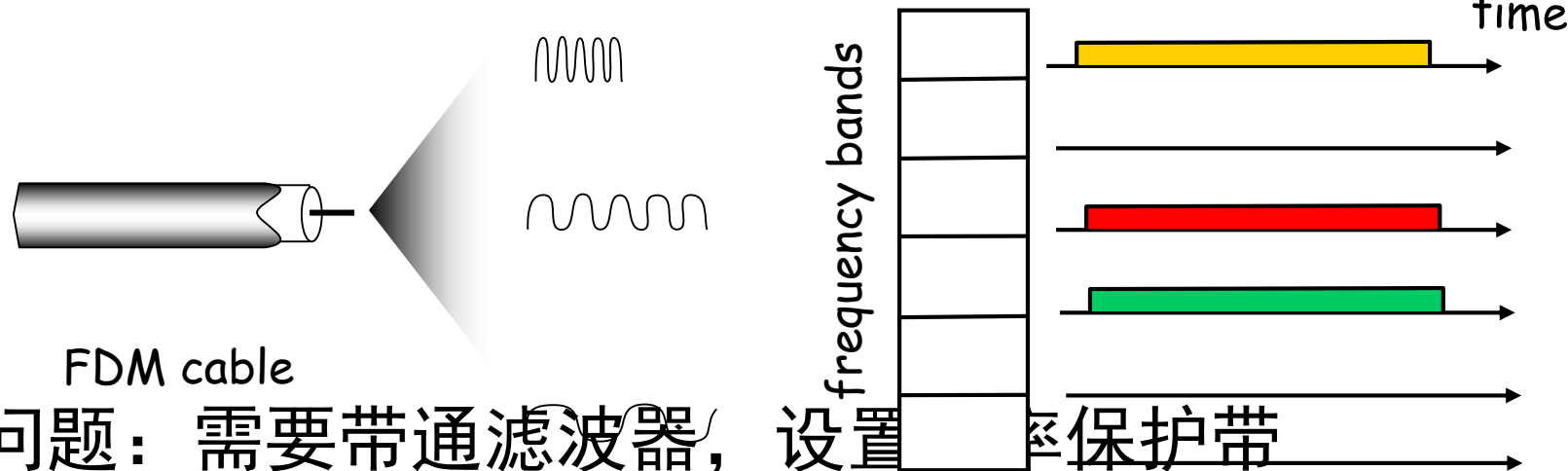
- 实现问题：需要时隙同步；设置保护间隔

# 划分信道的MAC : FDMA

## 频分多址

FDMA: frequency division multiple access

- 将信道划分为频段
- 为每个站分配固定的频段
- 不传输信号，则频段为空闲的
- 举例：6-站LAN，频段1、3、4有分组，频段2、5、6空闲

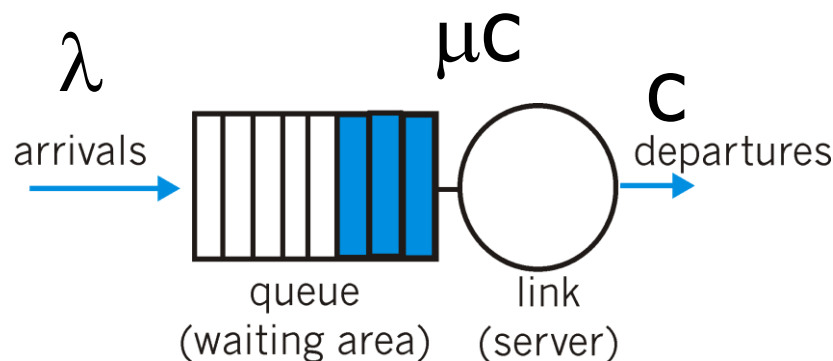


- 实现问题：需要带通滤波器，设置频率保护带



# 静态信道分配

- 传统的复用技术（FDM，TDM等），N个用户N个信道，信道数与用户数相同
- 面临的问题：用户数量很多且动态变化，例如当每个用户的数据为突发时，占用信道的时刻及时及均随机
- 将信道划分为N个独立的信道，降低了信道效率
- 因为，根据排队论的结论
  - 信道容量为 $C$
  - 帧的平均长度为 $1/\mu$  b
  - 平均到达率为 $\lambda$ 帧/s
  - 平均延迟时间为  $T = \frac{1}{\lambda - \mu C}$



## 静态信道分配：信道划分增大了延迟

- 推导：到达速率  $\lambda/\mu$ ，发送速率  $C$ ，则

$$T = 1/\mu/(\lambda/\mu - C) = 1/(\lambda - \mu C)$$

- 将信道划分为  $N$  个信道，平均延迟增大  $N$  倍：

$$\begin{aligned} T_N &= \frac{1}{\left(\frac{\lambda}{N}\right) - \mu\left(\frac{C}{N}\right)} \\ &= \frac{N}{\lambda - \mu C} = NT \end{aligned}$$



# 动态信道分配

---

- 划分信道，增大了平均延迟，降低了信道利用率
- 对于数据突发业务，N的数量动态变化，需要一种动态信道分配技术
  - 随机访问控制
    - ALOHA、时隙ALOHA
    - 载波侦听CSMA
  - 无冲突协议
  - 有限竞争协议



# 随机访问控制

---

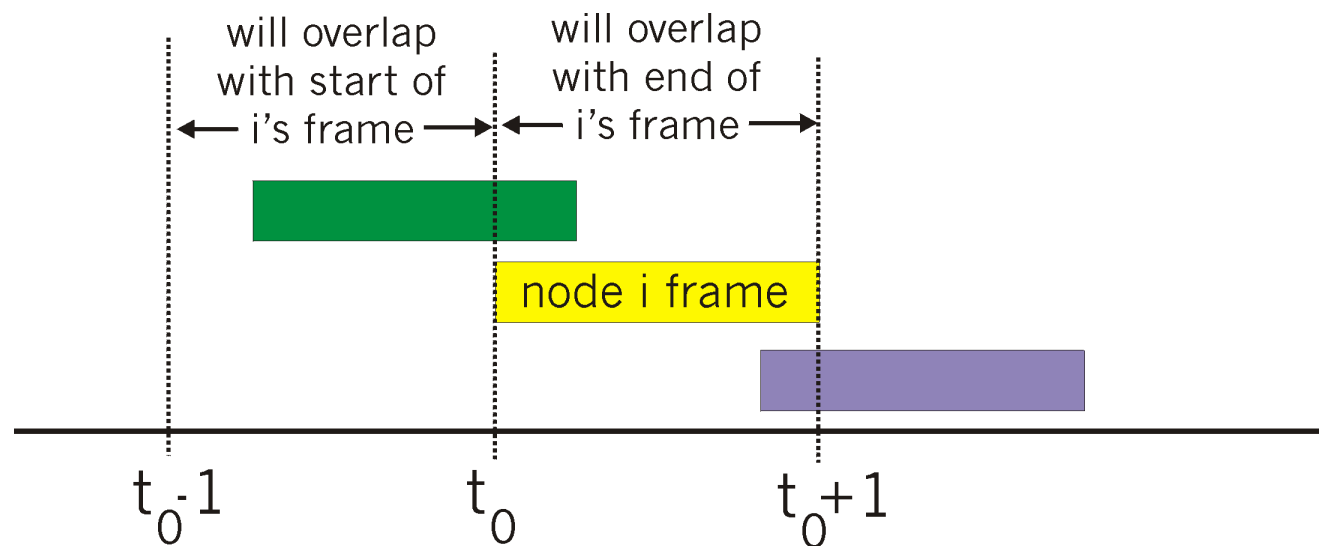
- 当结点有分组要发送时
  - 以全信道速率 $R$ 发送分组.
  - 结点之间没有优先级协同
- 两个或两个以上的发送结点 → 碰撞
- 随机访问协议的特性
  - 如何检测碰撞
  - 碰撞后如何恢复 (例如延迟后重传)

# ALOHA

假设

- 帧长度相同，发送时间为1
- 各个站不需要同步
- 一个帧到达时，就立即发送

那么在 $t_0$ 时刻发送的帧将与发送时刻位于 $[t_0-1, t_0+1]$  的帧碰撞



# ALOHA 效率

某一结点成功发送的概率

$P(\text{某一结点})$

$= P(\text{结点}) * P(\text{没有结点在 } [t_0-1, t_0] \text{ 发送})$

$* P(\text{没有结点在 } [t_0, t_0+1])$

$= p * (1-p)^{N-1} * (1-p)^{N-1}$

$= p * (1-p)^{2(N-1)}$

任一结点成功发送的概率为  $= Np(1-p)^{2(N-1)}$

当  $N \rightarrow \infty$ , 最大利用率  $= 1/(2e) = 18.4\%$



# 时隙ALOHA

---

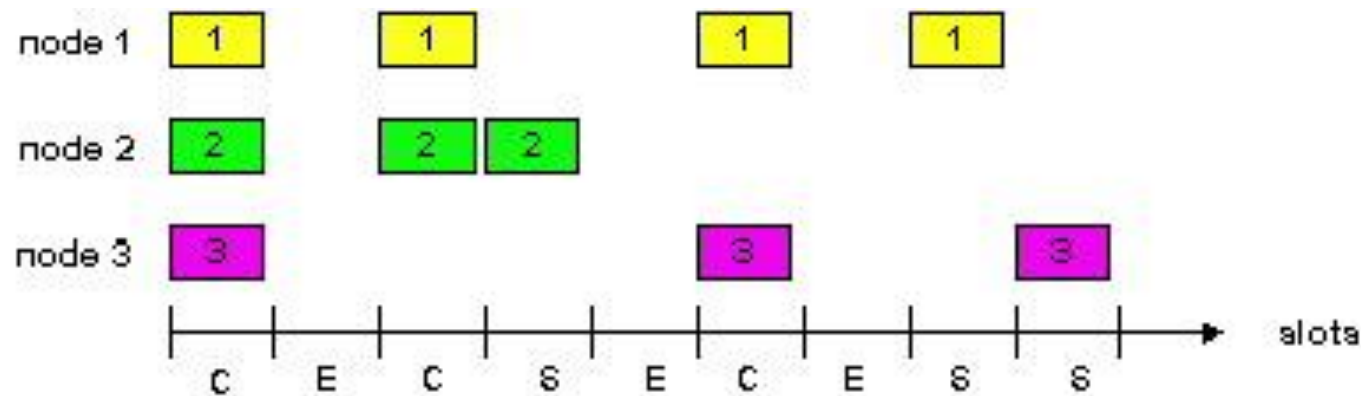
## 假设：

- 帧长度相同
- 信道时间划分为相同的时隙(每个时隙发送一个帧)
- 结点只有在时隙开始时刻才能发送，以降低碰撞的概率
- 结点之间是同步的
- 若在一个时隙中有2个以上的结点同时发送，所有结点都可以检测碰撞

## 工作过程：

- 当结点得到一个新的帧，则在下一个时隙发送
  - 若没有碰撞：结点可以在后续时隙发送新的帧
  - 若碰撞：结点在后续时隙中以概率 $p$ 重传该帧，直到成功发送

# 时隙ALOHA



## 优点

- 一个活动的结点可以以全信道速率连续发送数据
- 非集中式：只是结点的时隙需要同步
- 简单

## 缺点

- 碰撞，浪费时隙
- 空闲时隙
- 结点在发送数据之前不能够检测碰撞
- 时钟需要同步



# 时隙ALOHA效率

**效率：**成功发送的时隙比率(许多结点，每个结点有许多要发送的帧)

- 设要发送帧的结点数为 $N$ ，在各个时隙上发送的概率为 $p$
- 某一结点在一个时隙上成功发送的概率为 $= p(1-p)^{N-1}$
- 任一结点成功发送的概率为 $= Np(1-p)^{N-1}$

- 最大效率是使  $Np(1-p)^{N-1}$  极大
- 当 $N$  趋于无穷时，

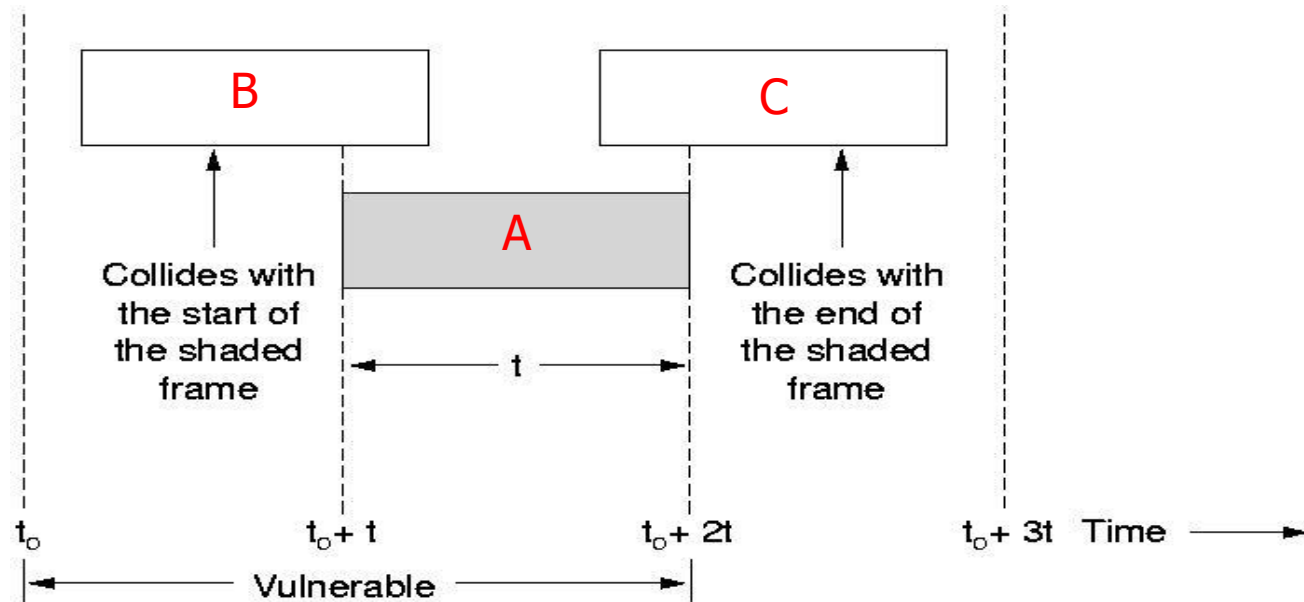
$$\text{最大效率} = 1/e = 36.8\%$$

最大信道利用率为36.8%!



# ALOHA的效率（另一方法）

- 设分组长度都相同，发送时间为 $t_p$
- 假设分组 A 在 $t_o+t_p$  时刻发送，分组B的发送时刻位于区间 $[t_o, t_o+t_p]$ ，则分组B的尾与分组A的头碰撞；若分组C发送的时刻位于区间 $[t_o+t_p, t_o+2t_p]$ ，则分组A的尾与分组C的头碰撞；
- 令分组易损时间为 $V_p$ ，则  $V_p = 2t_p$



## ALOHA的效率（续）

- 设 $G$ 为信道总负载，表示在发送分组时间内的总分组数，包括新产生的以及重传的；
- 设吞吐量为 $S$
- 则，若  $G$  小，碰撞少， $S \sim G$ ；若  $G$  大，碰撞多，重传分组数多， $S \ll G$ ，且  $S \rightarrow 0$
- 若单位时间平均产生  $1$  个分组， $G = 1 t_p$
- 设分组到达服从Poisson分布，则在 $t_p$ 产生 $K$ 个分组的概率  $P(k) = G^k e^{-G} / k!$ 
$$= (1 t_p)^k e^{-(1 t_p)} / k!$$

## ALOHA的效率（续）

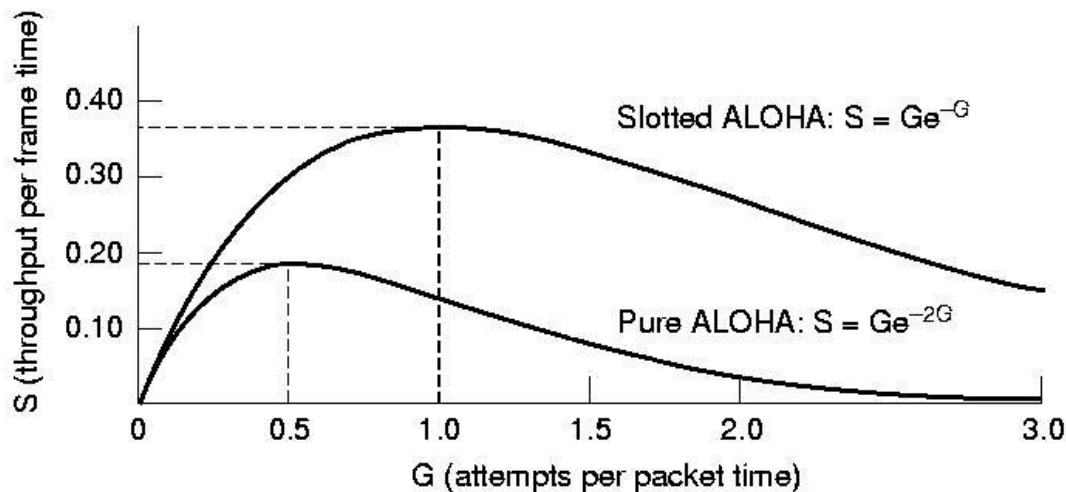
- 在易损时间 $2t_p$ 产生 $k$ 个分组的概率,
- 分组传输过程中不发生碰撞的概率为
- 则吞吐量

$$P(k) = \frac{(2G)^k e^{-2G}}{k!}$$

$$P(0) = e^{-2G}$$

$$S = GP(0) = Ge^{-2G}$$

$$S'(G) = e^{-2G} - 2Ge^{-2G}$$



- 最大吞吐率
  - 当 $G = 1/2$   $S_{\max} = 1/(2e) \sim 0.184$
  - ALOHA 的最大吞吐率为 18.4%



## ALOHA的吞吐量

---

- 在高负载时，随着碰撞分组数增加成功传输分组数下降，因此ALOHA接入机制效率不高，不稳定。
- 例：系统提供10Mbps，采用ALOHA接入方式，结点可获得的网络吞吐量为1.84 Mbps。此时，总负载为 $0.5 \times 10\text{Mbps} = 5\text{Mbps}$ ，其中成功发送帧占1.84 Mbps，而 $5 - 1.84 = 3.16\text{Mbps}$ 的帧因碰撞而损失。
- 问题：如何提高吞吐率——降低碰撞！

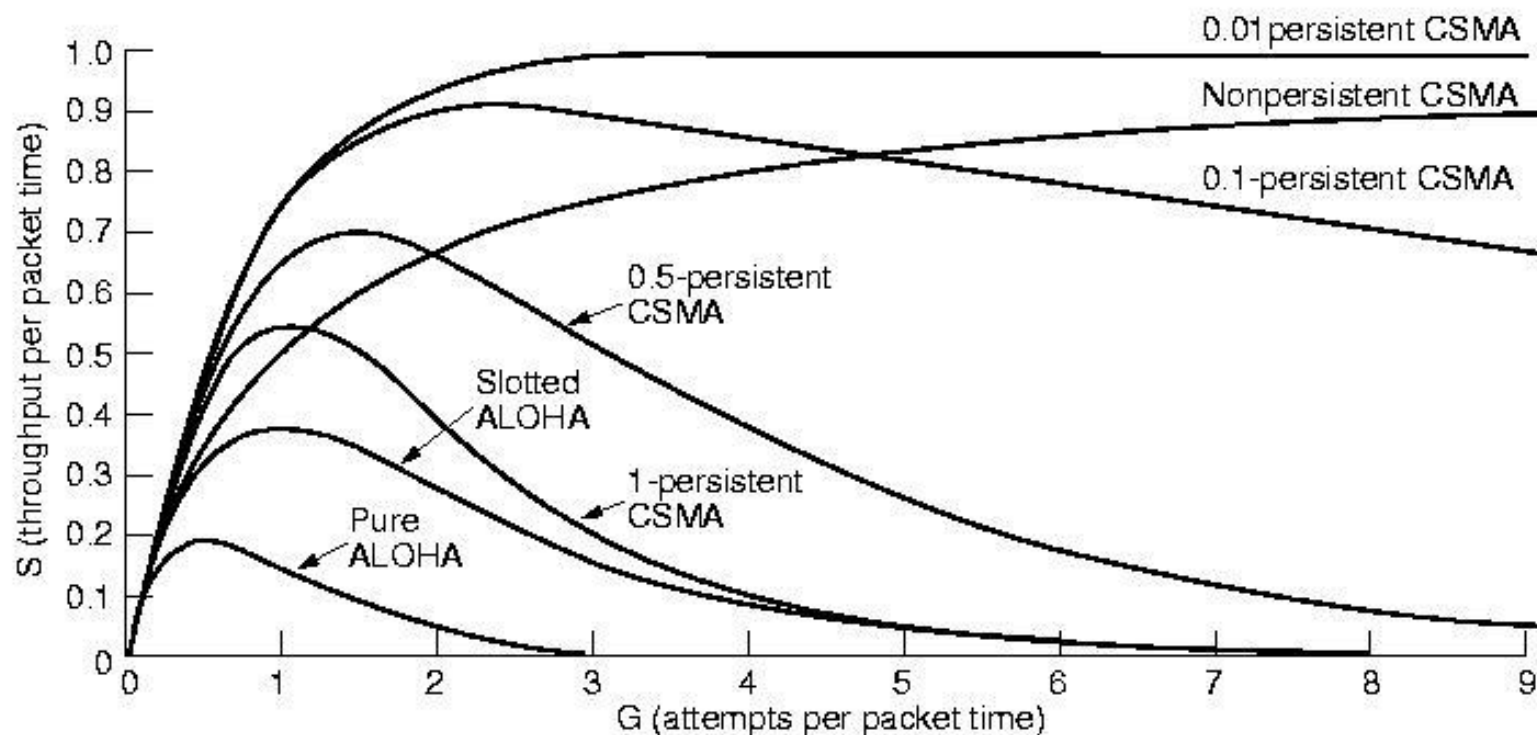


# CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

- 在CSMA（载波侦听多路访问）系统中，结点在发射信号前测试信道状态，如果信道空闲（即没有检测到载波），则按照以下算法来发送。
- CSMA分类
  - 1-坚持CSMA（1-persistent CSMA）
    - 当信道空闲时，以概率1发送
  - 非坚持CSMA（non-persistent CSMA）
    - 若信道忙，则等待一随机时间，之后再进行载波侦听
  - p坚持CSMA（p-persistent CSMA）
    - 若信道空闲，则以概率P在当前时隙发送，而以概率 $1-p$ 推迟到下一时隙发送

## 比较 (cont.)

- 当 $a=0.01$  ( $a=\tau/T_p$ ) 时, 讨论吞吐量与负载之间的关系
- 1坚持的与非坚持, 有本质区别。
- 在低负载时, 采用1坚持CSMA, 吞吐率高于ALOHA的; 在高负载时, 非坚持更好; 非坚持CSMA峰值吞吐率约比1-坚持CSMA高2倍。



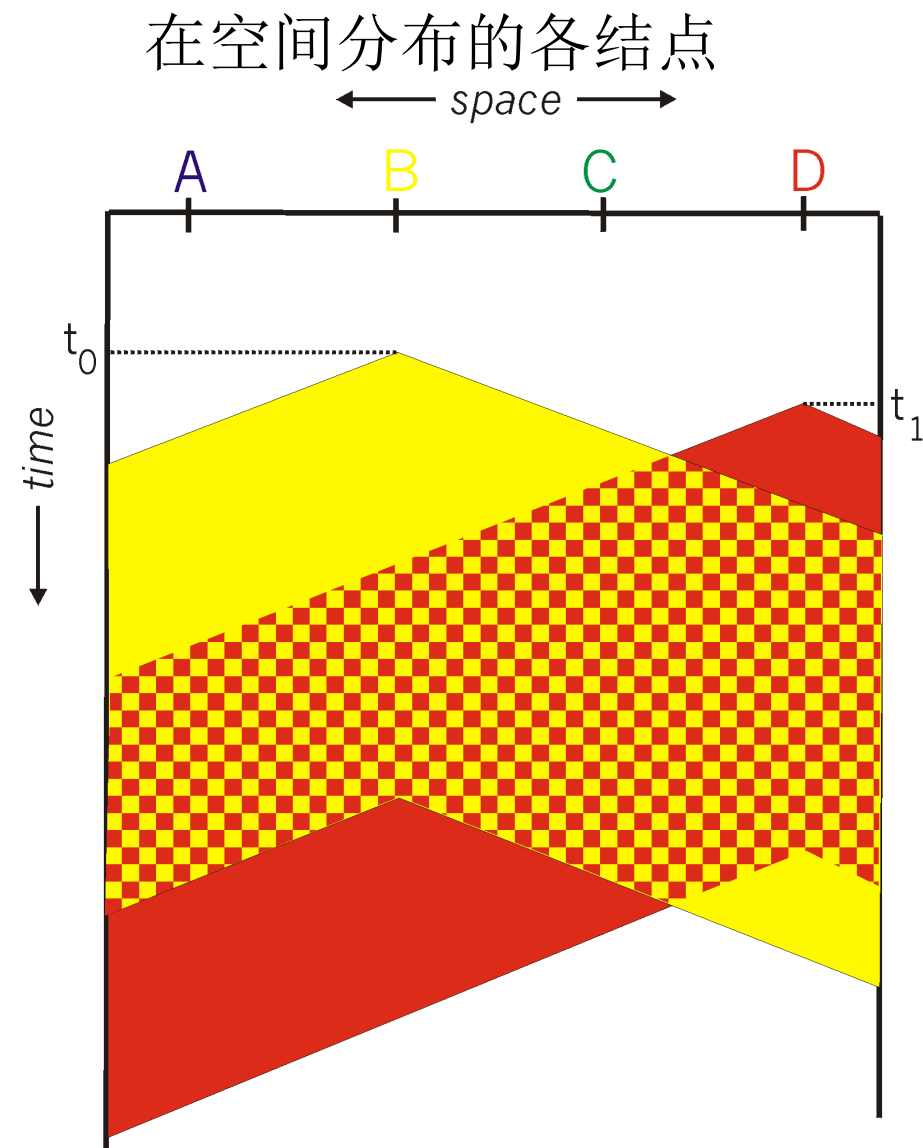
# CSMA

CSMA: 在发送之前侦听信道  
若空闲则发送;若忙, 则推迟发送

仍然可能发送碰撞:  
传播延迟致使两个结点无法听到对方  
发送的信号

碰撞: 浪费整个分组的传输时间

注意: 距离与传播延迟决定了碰撞的概率





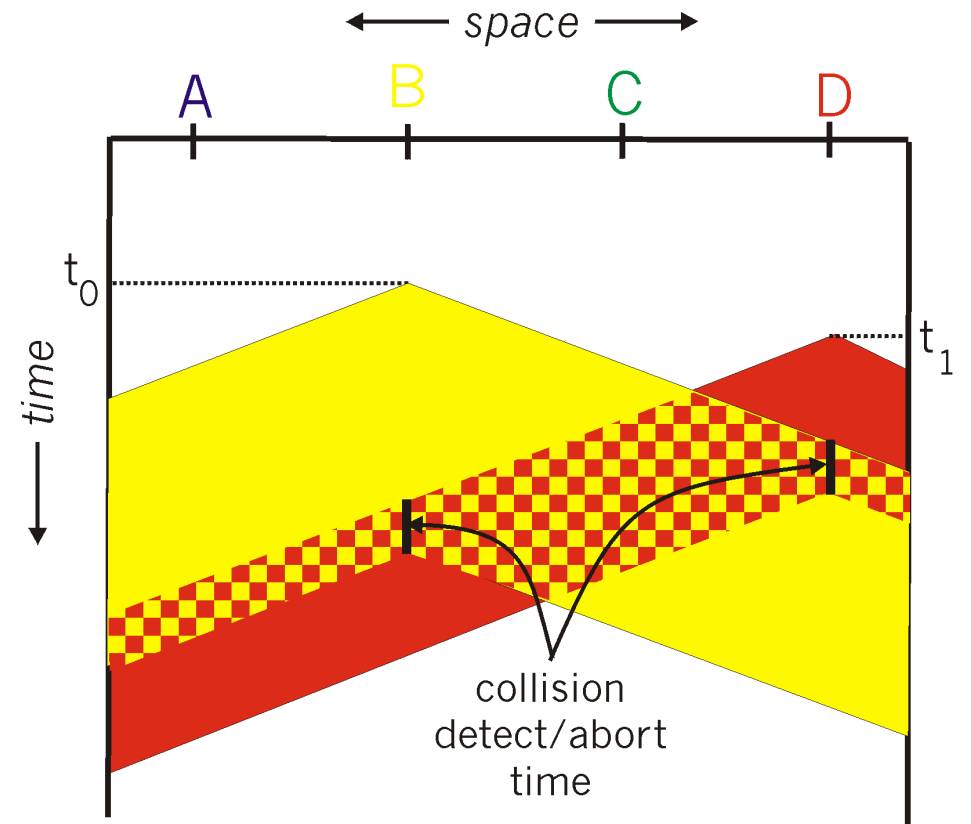
# CSMA/CD (碰撞检测)

## CSMA/CD:

- 在短时间内做碰撞检测
- 终止有碰撞的发送，降低信道的浪费

## ■ 碰撞检测:

- 易于在LAN中实现：测量信号强度，比较发送、接收信号
- 难于在WLAN中实现：接收信号很小，而发送信号很大





# 动态信道分配

---

- 划分信道，增大了平均延迟，降低了信道利用率
- 对于数据突发业务，N的数量动态变化，需要一种动态信道分配技术
  - 随机访问控制
    - ALOHA、时隙ALOHA
    - 载波侦听CSMA
  - 无冲突协议：预约协议
  - 有限竞争协议



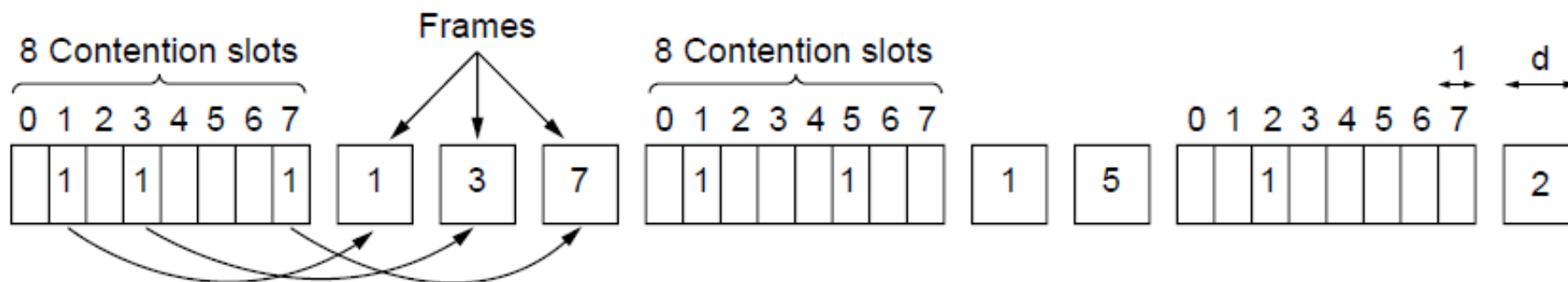
# 无冲突协议

---

- 碰撞降低了带宽
- 增加了帧的发送时延
- 不利于实时业务的传输
  - VoIP
  - Video
  - Teleconferencing(电话会议)等
- 通过竞争方式预约信道，而在预约的信道上用无冲突的方式传输数据

# 无冲突协议——位图协议

- **预约协议 reservation protocols**
- N个站，每个站的地址为 $0 \sim (N-1)$ ，忽略传播延迟
- 每个竞争周期有N个时隙，第j号站有帧要发送时，则在时隙j发送比特1预约，不允许其它站在该时隙发送
  - 要求各站在预约时隙的尺度上是同步的
- 经过预约时隙后，每个站都知道哪些站要发送，每个站按顺序发送帧



# 位图协议的效率

## ■ 低负载时的信道利用率

- 低编号的站必须等待当前预约时隙结束，平均等待时间为当前 $N/2$ 个时隙，加上下次预约的 $N$ 个时隙，平均等待时隙为 $1.5N$
- 高编号的站，等待时隙为 $0.5N$
- 因此，平均等待时间为 $N$ 个时隙
- 开销为 $N$ 位，数据为 $d$ 位

$$\frac{d}{d + N}$$

## ■ 高负载时的信道利用率

- $N$ 位竞争期均分到 $N$ 个帧，  
每个帧的开销为1 位：
- 平均延迟：排队时间 $+N+(N-1)d$

$$\frac{d}{d + 1}$$

资源预约更适于高负载的情况

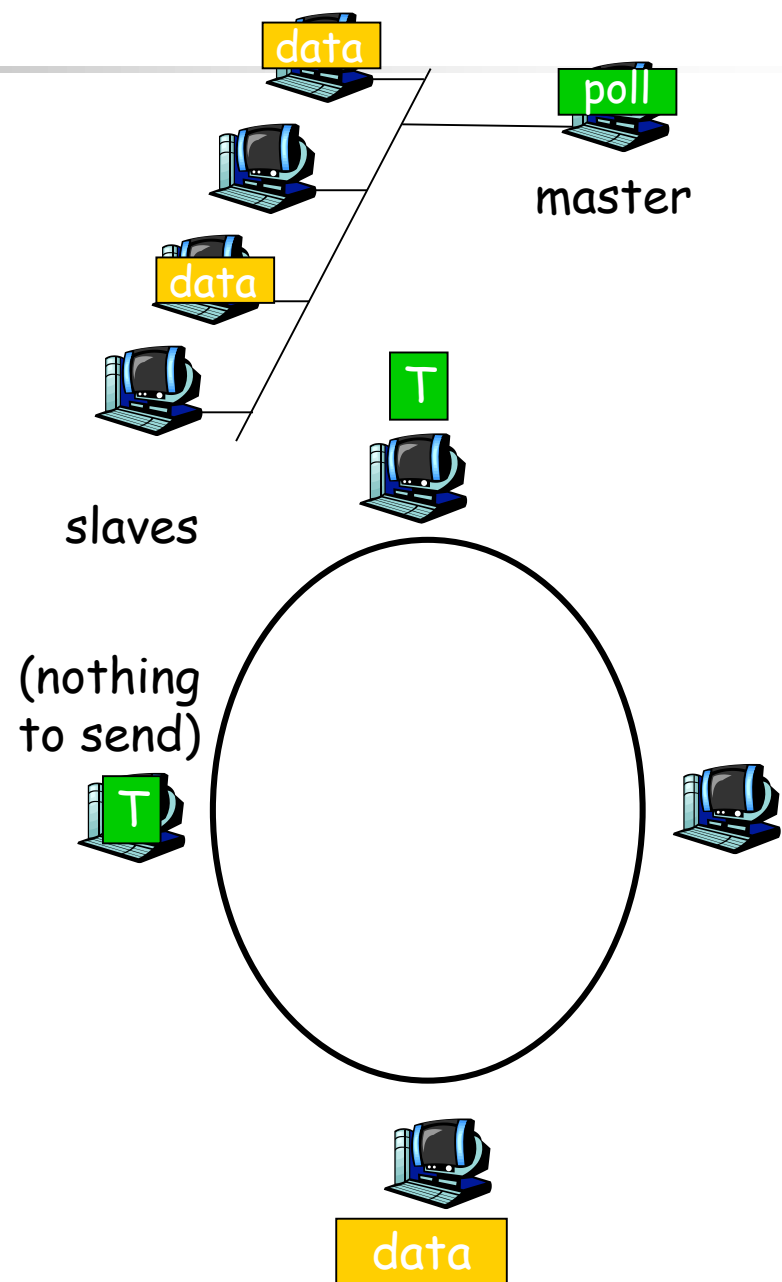
# 无冲突协议——轮询

- 主结点邀请从结点按序发送
- 典型地用于主从式通信环境
- 关注：
  - 轮询的开销
  - 延迟
  - 主结点故障

## 令牌环

- 控制令牌依次经过各个结点
- 携带信息

WLAN中的PCF方式





# 动态信道分配

---

- 划分信道，增大了平均延迟，降低了信道利用率
- 对于数据突发业务，N的数量动态变化，需要一种动态信道分配技术
  - 随机访问控制
    - ALOHA、时隙ALOHA
    - 载波侦听CSMA
  - 无冲突协议
  - 有限竞争协议

# 有限竞争协议：两者结合

## ■ ALOHA

### ■ 低负载时

- 低延迟
- 无碰撞

### ■ 高负载时

- 高延迟
- 因竞争导致碰撞，信道利用率低

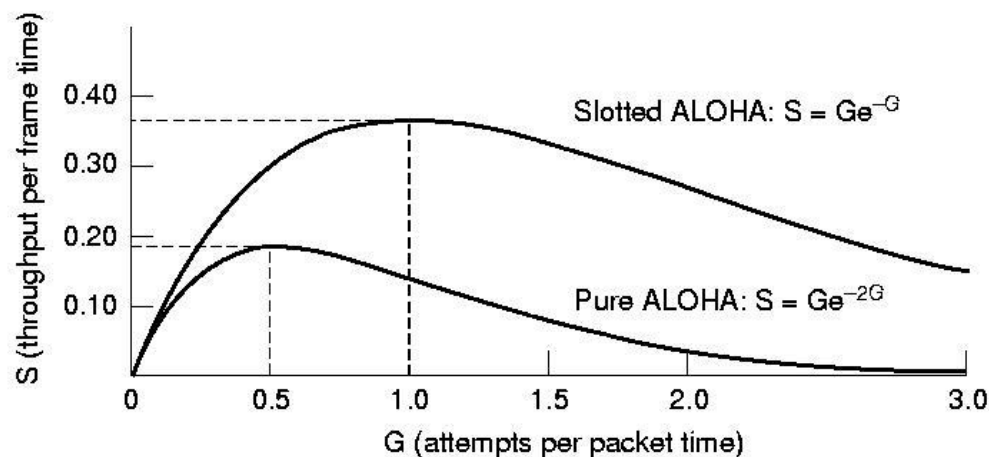
## ■ 无冲突的预约协议

### ■ 低负载时

- 延迟大

### ■ 高负载时

- 延迟相对较小
- 信道利用率较高，例如位图预约



$$\frac{d}{d+1}$$

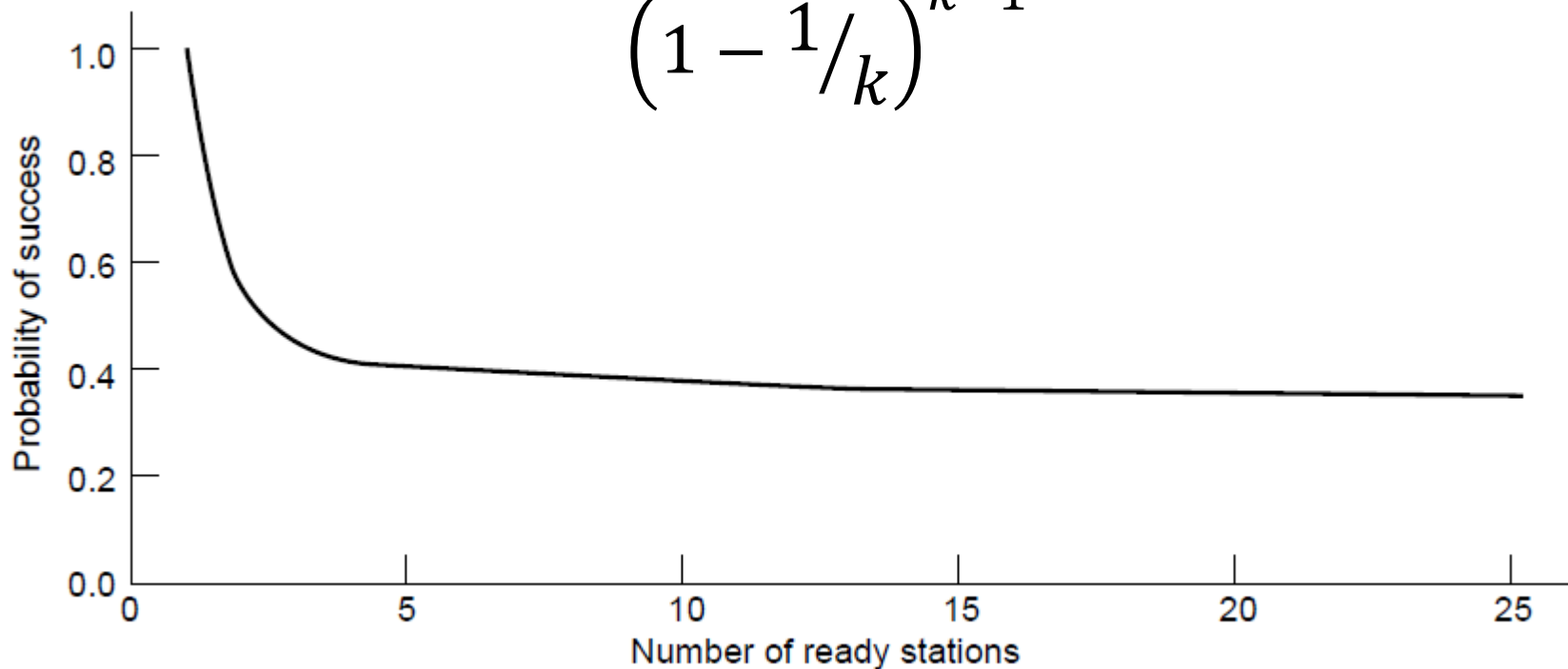
$$N + (N-1)d$$



# 有限竞争协议

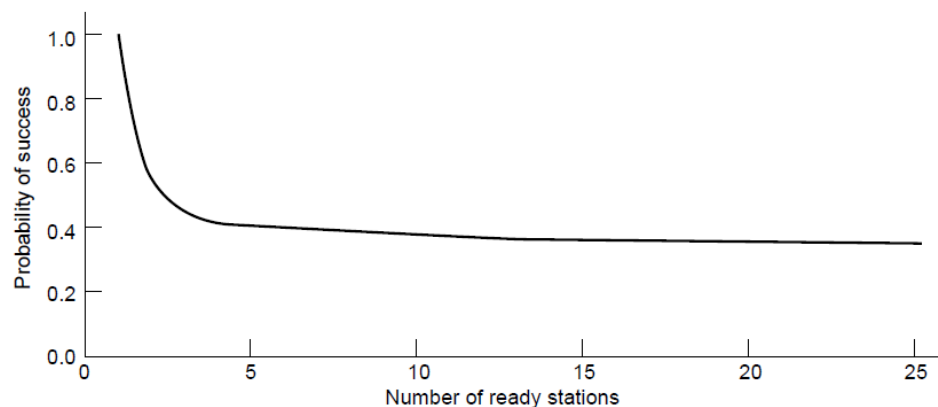
- K个站竞争信道
- 每个站在各时隙发送的概率为 $p$
- 任何一个站获得信道的概率为 $kp(1-p)^{k-1}$
- 当 $p = 1/k$ 时，获得信道的概率取得极值，为

$$\left(1 - 1/k\right)^{k-1}$$



# 有限竞争协议

- 若降低竞争的站数则增加了获得信道的概率
- 有限竞争协议是适当调整竞争站点数
  1. 将结点划分为组
  2. 第0组的成员只允许在第0时隙竞争
  3. 若某个站竞争成功，则其占用信道并发送帧
  4. 若发生碰撞，则第1组的成员继续在第1时隙竞争
- 将成员划分为组，调整每个时隙上竞争的站数，使得在每个时隙上竞争的站数接近曲线的左侧区域，提高竞争成功的概率





# 小结：信道分配与MAC

---

## ■ 划分信道

- 将信道资源分割为更小的信道(时隙, 频率, 码字)
- 为需要使用信道的结点分配信道资源
- 增大了平均延迟, 降低了信道利用率

## ■ 随机接入或动态信道分配：适于结点数量动态变化、数据突发业务

- ALOHA、时隙ALOHA
- 载波侦听CSMA
- 无冲突协议：预约协议、轮询
- 有限竞争协议



## 练习题

- N个站共享一个56Kbps的纯ALOHA信道，每个站平均每100秒发送1000b的帧，N的最大值是多少？（参考答案：1008）
- 证明：ALOHA协议的信道利用率为 $1/(2e)$
- 试问纯ALOHA和时隙ALOHA，哪个的平均延迟更小，为什么？
- 求时隙ALOHA的效率。（参考答案：36.8%）
  - 提示（1）当N个结点活跃时，时隙ALOHA的效率为 $Np(1-p)^{N-1}$ ，求使表达式取得极值的p。（2）令N趋于无穷，求时隙ALOHA的效率。