

1-坚持型CSMA

- 所谓**1-坚持型CSMA**是指当分组到达时，若信道空闲，则立即发送分组；
- 若信道处于忙状态，则该节点**一直坚持检测信道状态**，直至检测到信道空闲后，立即发送该分组。

p -坚持型CSMA

- 所谓 p -坚持型CSMA是指当分组到达时，若信道空闲，则立即发送分组；
- 若信道处于忙状态，则该节点一直检测信道的状态，在检测到信道空闲后，以概率 p 发送该分组。

- 由于电信号在介质中的传播时延，在不同的观察点上监测到同一信道的出现或消失的时刻是不相同的。因此，在**CSMA**多址协议中，影响系统性能的主要参数是（信道）载波的**检测时延**（ τ ）。它包括两部分：发送节点到检测节点的**传播时延**和物理层**检测时延**（即检测节点开始检测到检测节点给出信道是忙或闲所需的时间）。设信道速率为**C**（bit/s），分组长度为**L**（bit），则归一化的载波侦听（检测）时延为

$$\beta = \tau / (L / C) = \tau \cdot C / L$$

非时隙CSMA

- 如果信道忙或发送时与其它分组碰撞，则该分组变成等待重传的分组。每个等待重传的分组将重复地尝试重传，**重传间隔**相互独立且服从**指数分布**。其具体的控制算法描述如下：
 - 1)若有分组等待发送，则转到第2)步，否则处于空闲状态，等待分组到达。
 - 2)监测信道：若信道空闲，启动发送分组，发完返回第1)步；若信道忙，放弃监测信道，选择一个随机时延的时间长度 t 开始延时（此时节点处于**退避**状态）。
 - 3)延时结束，转至第1)步。

非时隙CSMA

- **非时隙非坚持型CSMA**多址协议的主要特点是在发送数据前先监测信道，一旦监测到信道忙时，能主动的退避一段时间（暂时放弃监测信道），其系统通过率为

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}} = \frac{Ge^{-\beta G}}{G(1 + 2\beta) + e^{-\beta G}}$$

\bar{B} 是信道的忙碌期， \bar{I} 是信道空闲期， \bar{U} 是忙碌期中用于成功传输数据的平均时间。

非时隙CSMA

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}}$$

$\bar{U} = e^{-\beta G}$ 在 β 内无到达的概率

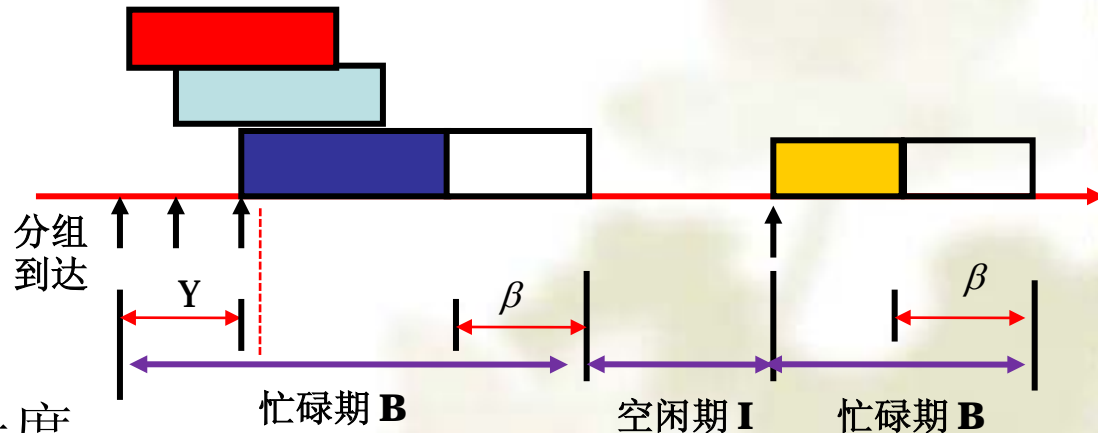
$\bar{I} = \frac{1}{G}$ Poisson到达的平均间隔

$$\bar{B} = (1 + \bar{Y} + \beta)$$

$F(y) = P(\text{在 } \beta \text{ 内无到达})$
 $= e^{-(\beta-y)G}, \quad y \leq \beta$

$\bar{Y} = \beta - \frac{1 - e^{-\beta G}}{G}$, 平均间隔长度。

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}} = \frac{Ge^{-\beta G}}{G(1 + 2\beta) + e^{-\beta G}}$$



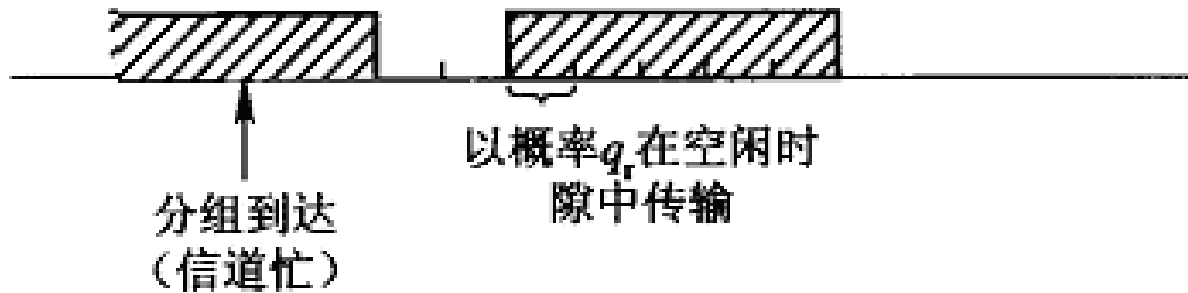


2. 时隙CSMA多址协议



时隙CSMA协议

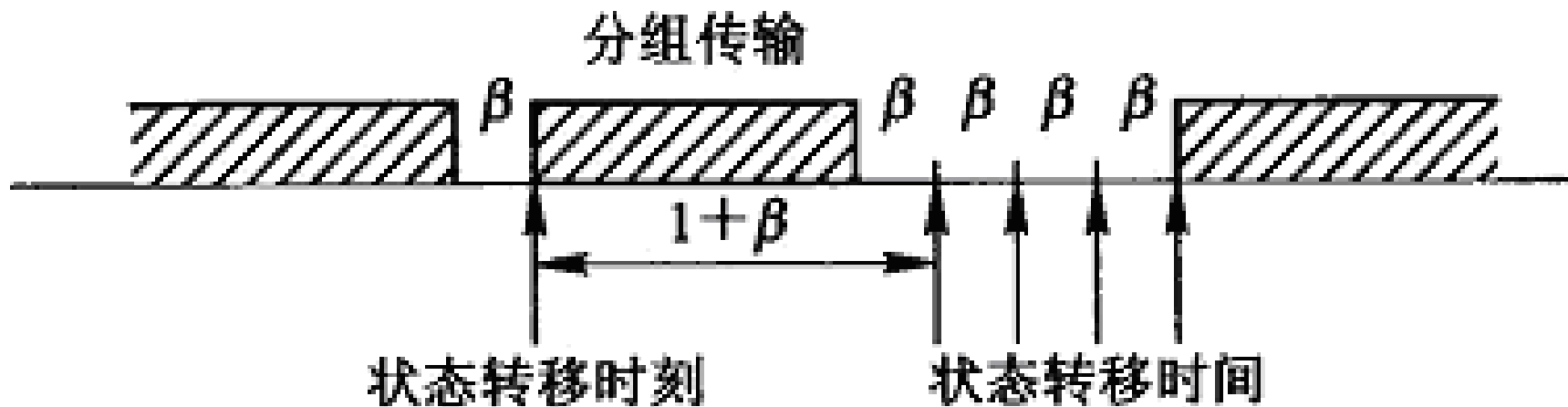
- 如果某节点的分组到达时，信道上已有分组正在传输，则该节点变为等待重传的节点，它将在当前分组传输结束后的后续空闲时隙中以概率 q_r 进行传输



时隙CSMA协议

- 我们可以用**马尔可夫链**来分析时隙**CSMA**协议的性能。设分组长度为1个单位长度，其总的到达过程是速率为 λ 的**Poisson**到达过程，网络中有无穷多个节点（假设**B**）。信道状态**0**、**1**、**e**的反馈时延最大为 β 。又设**系统的状态**为每一个空闲时隙结束时刻等待重传的分组数 **n** ，则相继两个状态转移的时间间隔为 **β 或 $\beta+1$** 。

时隙CSMA协议



$$g(n) = \lambda\beta + q_r n$$

时隙CSMA协议

- 定义在一个状态转移间隔内 n 的平均变化数为

$$D_n = E\{\text{状态转移间隔内到达的分组数}\} - P_{succ}$$

$$= \lambda \cdot E\{\text{状态转移间隔}\} - P_{succ}$$

$$E\{\text{状态转移间隔}\} = P(\text{时隙空闲}) + (1 + \beta)(1 - P(\text{时隙空闲}))$$

$$= \beta + 1 - P(\text{时隙空闲})$$

$$= \beta + 1 - e^{-\lambda\beta} (1 - q_r)^n \approx \beta + 1 - e^{-\lambda\beta} \cdot e^{-q_r n}$$

时隙空闲对应于 β 间隔内无分组到达，以及 n 个等待重传的节点没有分组发送。

时隙CSMA协议

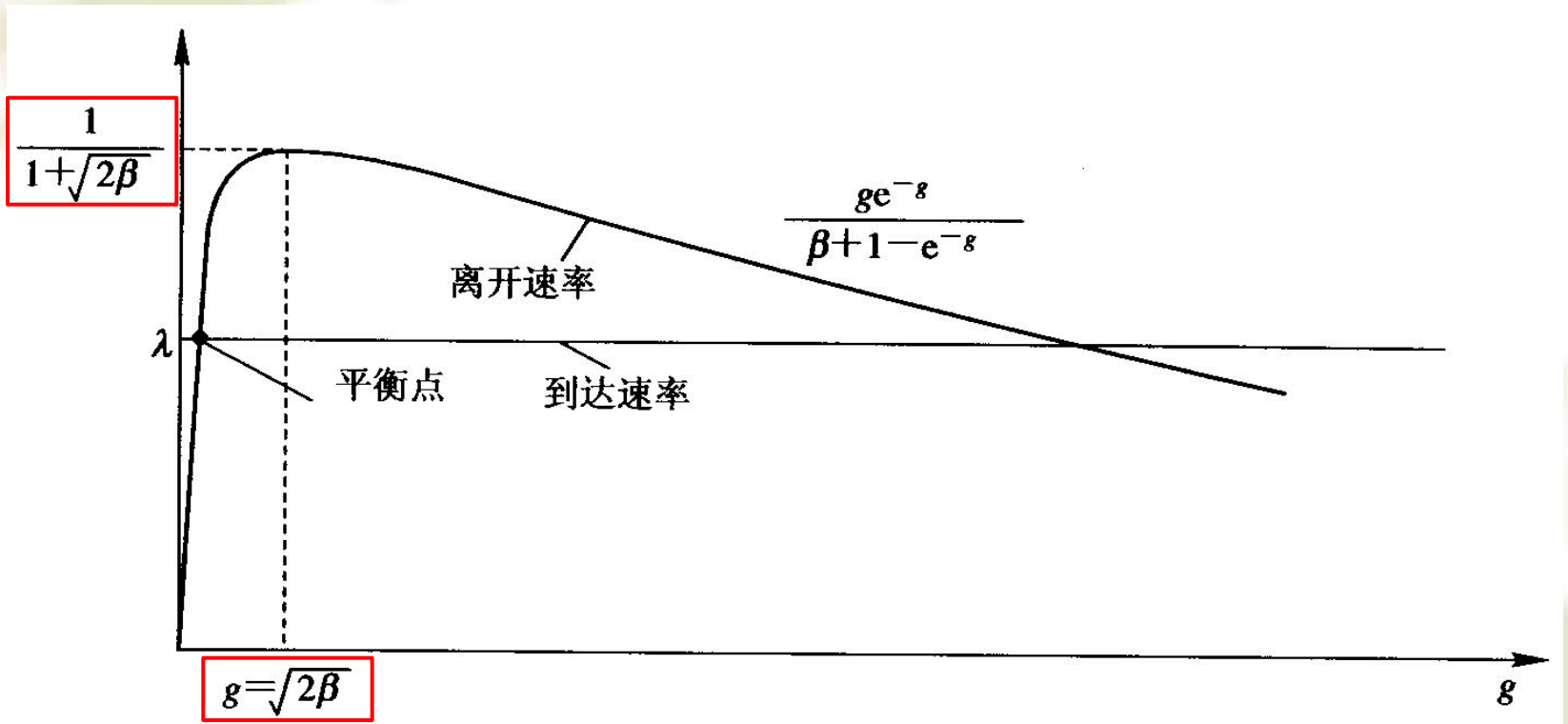
- 分组成功传输的条件是：在 β 内有一个分组到达且 n 个等待重传的节点没有分组发送，或在 β 内没有新分组到达但 n 个等待重传的节点有一个分组传输。因此有，

$$P_{succ} = \lambda\beta e^{-\lambda\beta} (1 - q_r)^n + e^{-\lambda\beta} n q_r (1 - q_r)^{n-1}$$

$$= \left(\lambda\beta + \frac{q_r}{1 - q_r} n \right) e^{-\lambda\beta} (1 - q_r)^n$$

$$\approx (\lambda\beta + q_r n) e^{-(\lambda\beta + q_r n)} = g(n) e^{-g(n)}$$

时隙CSMA协议



时隙CSMA协议

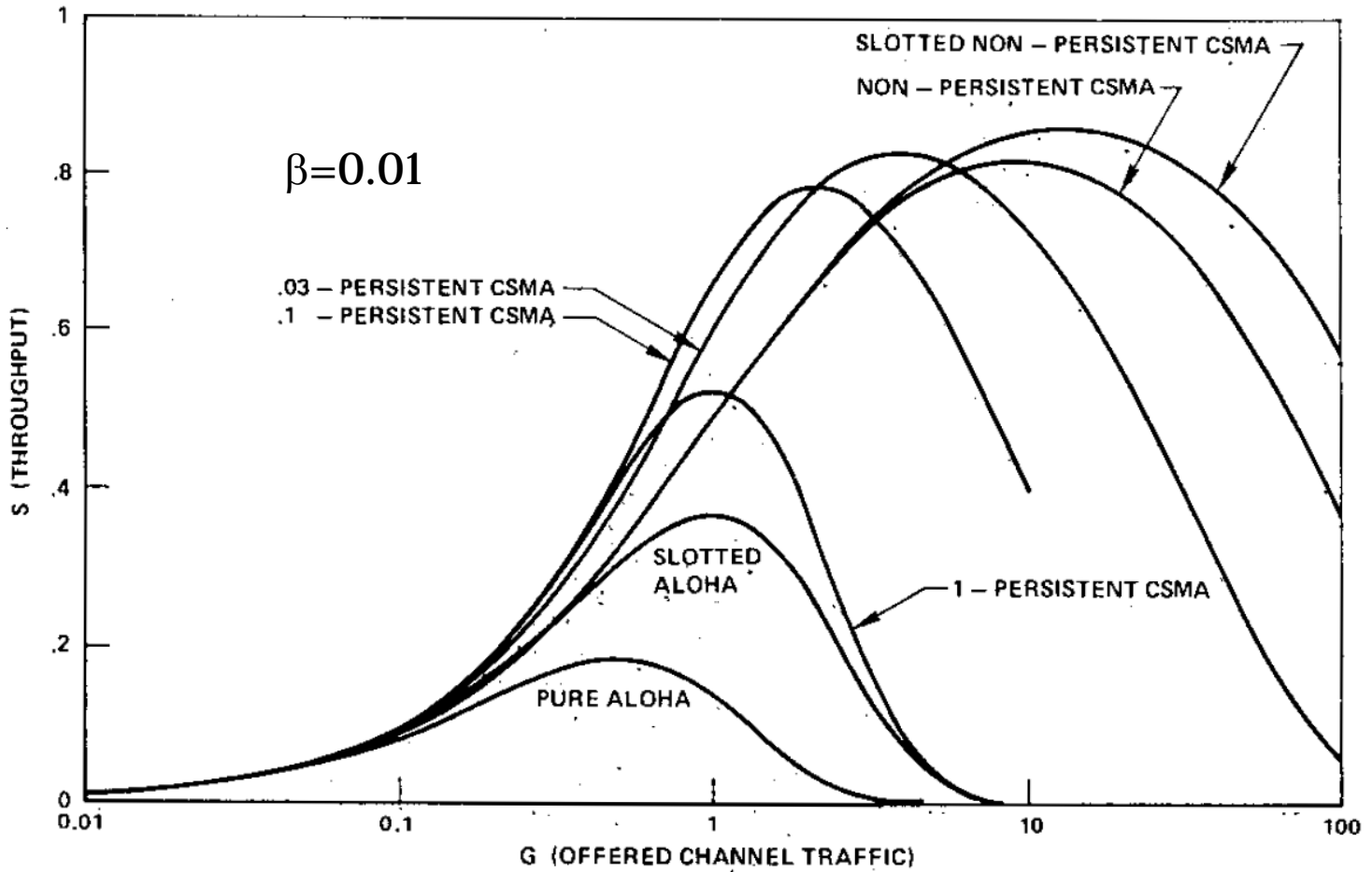
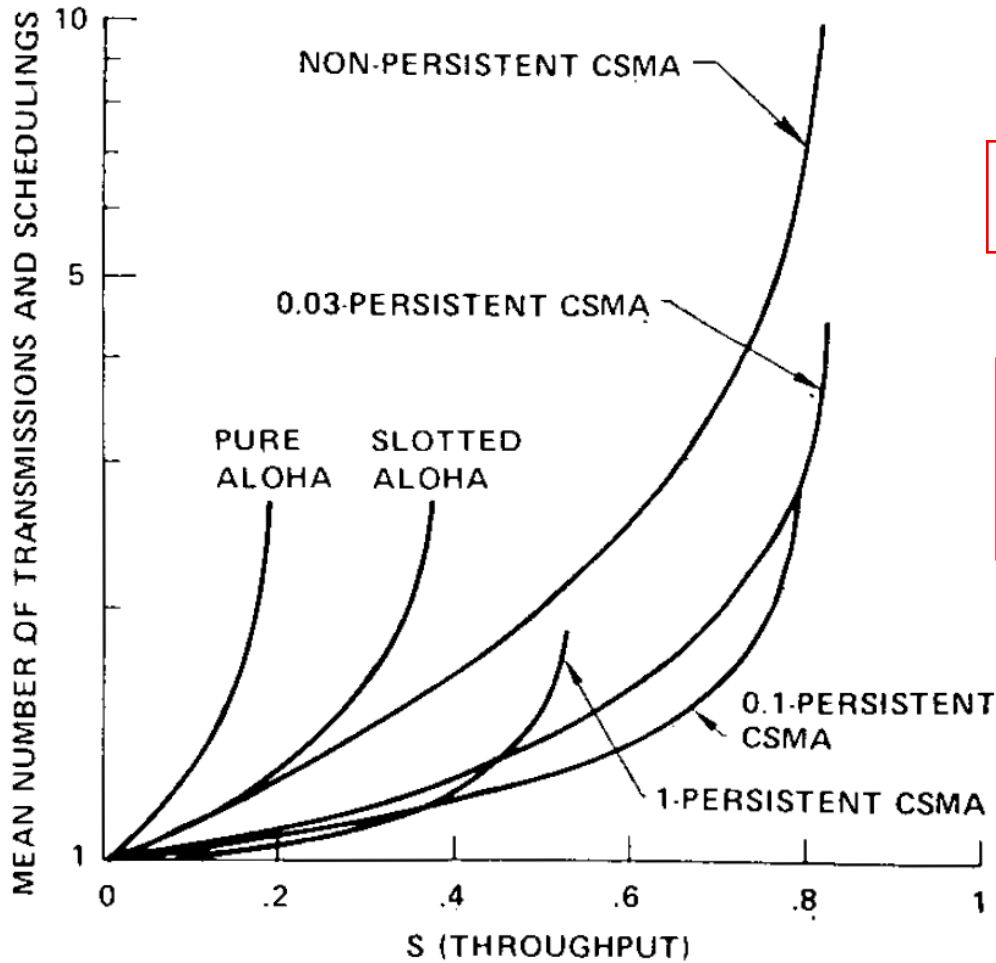


Fig. 9. Throughput for the various access modes ($\beta = 0.01$).

时隙CSMA协议



$G/S =$ 平均传输的次数

$G/S - 1 =$ 平均重传的次数

Fig. 11. G/S versus throughput ($a = 0.01$).



3. 稳定的时隙CSMA多址协议

5.7

稳定的时隙CSMA多址协议

- **假定**所有新进入系统的分组立即变成等待重传的分组。
- 设每个状态转移时刻的等待重传分组数为 n 。
 n 的估计值为 \hat{n} ，在每个空闲时隙结束时，每个等待重传的分组独立地以概率 q_r 发送， q_r 是 \hat{n} 的函数。稳定的时隙CSMA协议的基本出发点是根据 n 如何确定 q_r ，使得

$$g(n) = nq_r = \sqrt{2\beta} \quad , \quad \text{从而使通过量达到最大。}$$

稳定的时隙CSMA多址协议

$$g(n) = \hat{n}q_r(\hat{n})$$

- 给定n的估计值 \hat{n} , q_r 应该为

$$q_r(\hat{n}) = \min \left[\frac{\sqrt{2\beta}}{\hat{n}}, \sqrt{2\beta} \right]$$

- 更新 \hat{n} 的规则为:

$$\hat{n}_{k+1} = \begin{cases} \hat{n}_k [1 - q_r(\hat{n}_k)] + \lambda\beta & ; & \text{时隙空闲} \\ \hat{n}_k [1 - q_r(\hat{n}_k)] + \lambda(1 + \beta) & ; & \text{成功传输} \\ (\hat{n}_k + 2) + \lambda(1 + \beta) & ; & \text{碰撞} \end{cases}$$

上式中，等号后的第一项反映了等待重传队列中分组数变化情况的估计，第二项反映了新到达的分组数。

稳定的时隙CSMA多址协议

$$\hat{n}_{k+1} = \begin{cases} \hat{n}_k [1 - q_r(\hat{n}_k)] + \lambda\beta & ; \quad \text{时隙空闲} \\ \hat{n}_k [1 - q_r(\hat{n}_k)] + \lambda(1 + \beta) & ; \quad \text{成功传输} \\ (\hat{n}_k + 2) + \lambda(1 + \beta) & ; \quad \text{碰撞} \end{cases}$$

This rule is motivated by the fact that if the a priori distribution of n_k is Poisson with mean \hat{n}_k , then, given an idle, the a posteriori distribution of n_k is Poisson with mean $\hat{n}_k[1 - q_r(\hat{n}_k)]$ (see Problem 4.20). Accounting for the Poisson arrivals in the idle slot of duration β , the resulting distribution of n_{k+1} is Poisson with mean \hat{n}_{k+1} as shown above. Similarly, given a successful transmission, the a posteriori distribution on $n_k - 1$ (removing the successful packet) is Poisson with mean $\hat{n}_k[1 - q_r(\hat{n}_k)]$. Accounting for the Poisson arrivals in the successful slot and following idle slot, n_{k+1} is Poisson with mean \hat{n}_{k+1} as shown. Finally, if a collision occurs, the a posteriori distribution of n_k is not quite Poisson, but is reasonably approximated as Poisson with mean $\hat{n}_k + 2$. Adding $\lambda(1 + \beta)$ for the new arrivals, we get the final expression in Eq. (4.41).

稳定的时隙CSMA多址协议

可以证明，只有当：

$$\lambda < \frac{1}{1 + \sqrt{2\beta}}$$

该算法才是稳定的。

CSMA/CD

- CSMA/CD的工作过程如下：当一个节点有分组到达时，它首先侦听信道，看信道是否空闲。如果信道空闲，则立即发送分组；如果信道忙，则连续侦听信道，直至信道空闲后立即发送分组。
- 该节点在发送分组的同时，**监测信道 δ 秒**，以便确定本节点的分组是否与其它节点发生碰撞。

CSMA/CD

- 如果没有发生碰撞，则该节点会无冲突地占用该总线，直至传输结束。如果发生碰撞，则该节点停止发送，随机时延一段时间后重复上述过程。
- 在实际应用时，发送节点在检测到碰撞以后，还要产生一个**阻塞信号**来阻塞信道，以防止其它节点没有检测到碰撞而继续传输。

CSMA/CD

- 总的来说，CSMA/CD接入协议比CSMA多址接入协议的控制规则增加了如下三点：
 - “边说边听”
 - “强化干扰”
 - “碰撞检测窗口”

CSMA/CD

- **“强化干扰”** — 发送节点在检测到碰撞并停止发送后，立即改为发送一小段“强化干扰信号”，以增强碰撞检测效果。
 - 可以提高网络中所有节点对于碰撞检测的可信度，保证了分布式控制的一致性。

CSMA/CD协议的性能

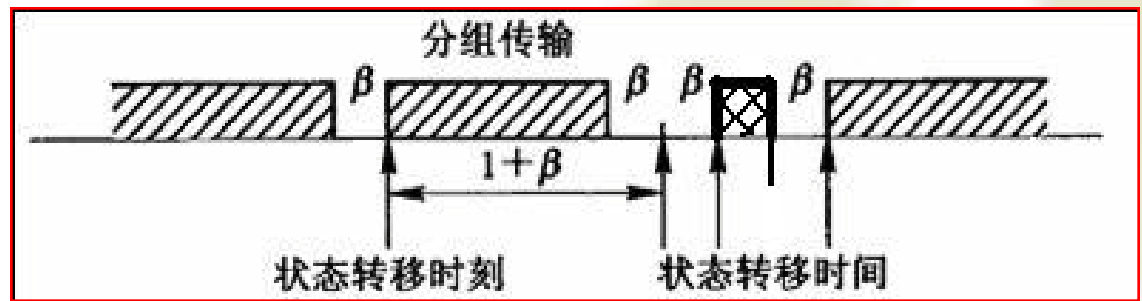
- 这里仍然用马尔可夫链的方法分析。分析的方法与时隙CSMA协议相同。
- 设网络中有无穷多个节点，每一个空闲时隙结束时的等待重传的分组数为 n ，每个等待重传的节点在每一个空闲时隙后发送的概率为 q_r 。

CSMA/CD协议的性能

- 在一个空闲时隙发送分组的节点数为

$$g(n) = \lambda\beta + q_r n$$

- 在一个空闲时隙后可能有三种情况：一是仍为空闲时隙，二是一个成功传输（归一化的分组长度为1），三是一个碰撞传输。它们所对应的到达下一个空闲时隙结束时刻的区间长度分别为 β ， $1+\beta$ 和 2β 。



CSMA/CD协议的性能

- 因此，两个状态转移时刻的平均间隔为

$$E\{\text{状态转移时刻的间隔}\} = \beta \cdot 1 \cdot g(n)e^{-g(n)} + \beta \cdot \underbrace{[(1 - e^{-g(n)}) - g(n)e^{-g(n)}]}$$

有到达的概率

- 式中，第一项表示在任何情况下基本的间隔为 β ，第二项是成功传输对平均间隔的额外贡献，第三项是碰撞对平均间隔的额外贡献。

CSMA/CD协议的性能

- 定义在一个状态转移区间内， n 的变化量为

$$D_n = \lambda \bullet E\{\text{状态转移时刻的间隔}\} - P_{succ}$$

$$P_{succ} = g(n)e^{-g(n)}$$

CSMA/CD协议的性能

- 要使 $D_n < 0$

$$\lambda < \frac{g(n)e^{-g(n)}}{\beta + g(n)e^{-g(n)} + \beta[1 - (1 + g(n))e^{-g(n)}]}$$

- 从上式可以看出，不等式的右边为分组离开系统的概率，其最大值为 $\frac{1}{1+3.31\beta}$
- 它对应的 $g(n) = 0.77$

CSMA/CA

- CSMA/CA是有**冲突避免**（Collision Avoidance）的载波侦听型多址接入协议。它是对CSMA的另一种改进方法。
- 通常在无线系统中，一台无线设备不能在相同的**频率（信道）**上同时进行接收和发送，因而不能采用**碰撞检测（CD）**技术。因此，只能通过**冲突避免**的方法来减少冲突的可能性。在IEEE802.11无线局域网（WLAN）的标准中，就采用了CSMA/CA协议。它不仅支持全连通的网络拓扑，同时支持部分连通的网络拓扑。

CSMA/CA

■ 基本工作过程:

- 节点在发送数据帧之前进行信道预约;
- 接收节点收到预约后, 发送应答;
- 其他节点暂缓发送, 并根据信息计算退避时间。

IEEE 802.11 MAC

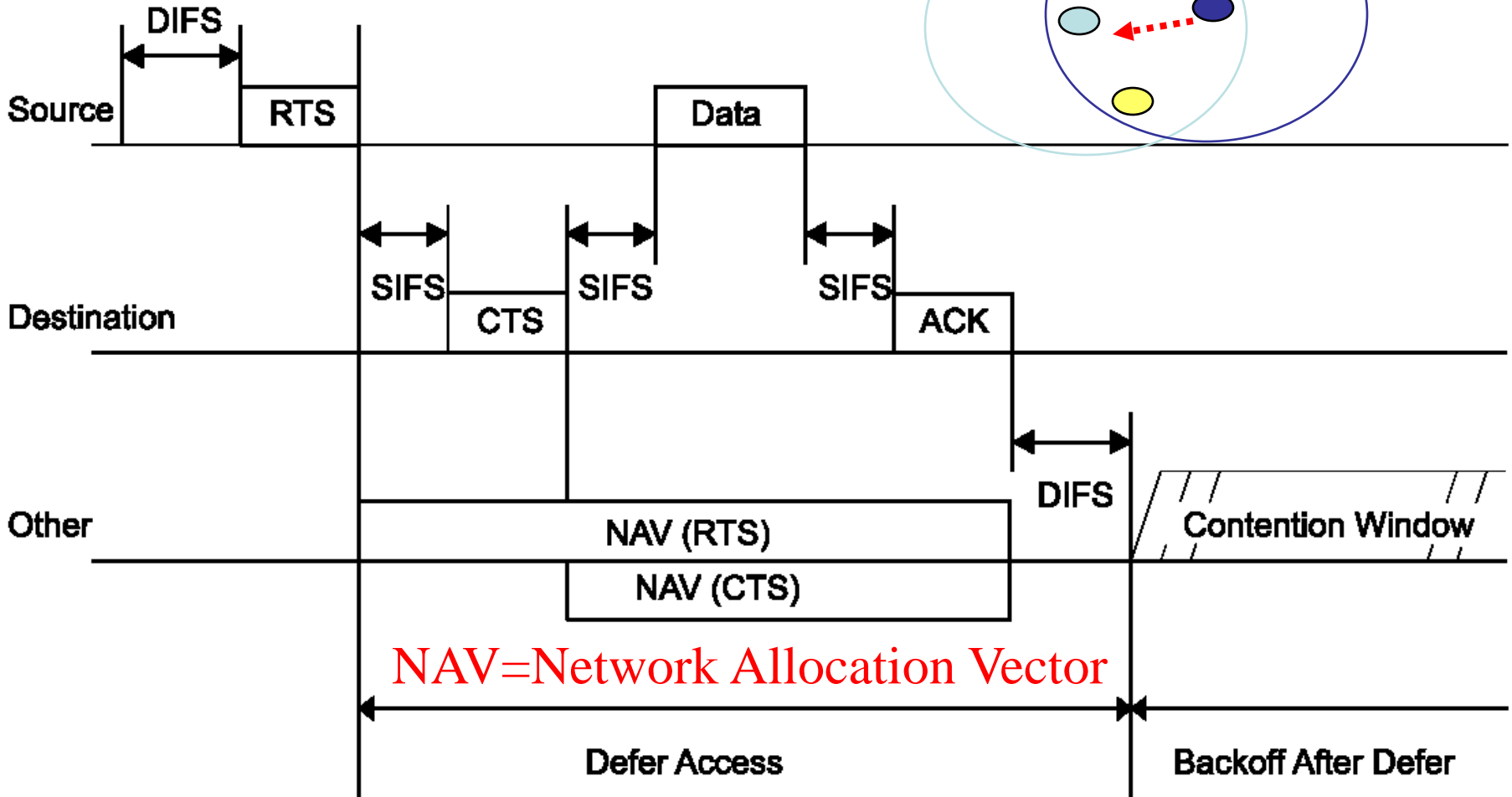
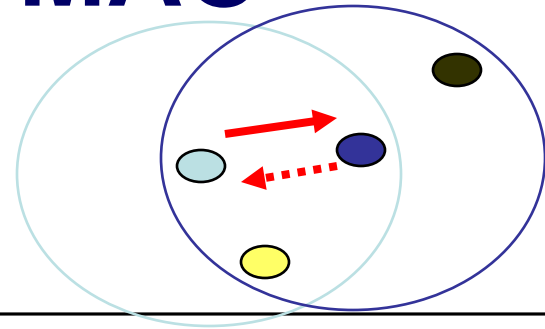


Figure 53—RTS/CTS/data/ACK and NAV setting

CSMA/CA

为了尽量避免冲突，IEEE802.11标准给出了三种不同的帧间间隔IFS（Inter Frame Space），它们的长短各不相同。

参照图4-20，我们给出只使用一种IFS（假定对图中的SIFS、DIFS不加以区分）时的CSMA/CA接入算法。

- (1) 发送帧的节点先侦听信道。若发现信道空闲，则继续侦听一段时间IFS，看信道是否仍为空闲。如是，则立即发送数据。
- (2) 若发现信道忙（无论是一开始就发现，还是在后来的IFS时间内发现），则继续监听信道，直到信道变为空闲。

CSMA/CA

(3) 一旦信道变为空闲，此节点延时另一个时间IFS。若信道在时间IFS内仍为空闲，则按**二进制指数退避算法**延时一段时间。只有在退避期间信道一直保持空闲，该节点才能发送数据。这样做可使在网络负荷很重的情况下，发生冲突的机会大为减小。

所谓**二进制指数退避算法**，即对一个分组的重发退避时延的**取值范围**与该分组的重发次数构成二进制指数关系。也就是说，随着分组遭碰撞而重发次数的增加，其退避时延的取值范围按2的指数增大。

CSMA/CA

IEEE802.11协议中定义了三种不同的帧间间隔：

- SIFS，即短帧帧间间隔（Short IFS），典型的数值只有 $10\mu s$ 。
- PIFS，即点协调功能中的帧间间隔，比SIFS长，在点协调（PCF）方式轮询时使用。
- DIFS，即分布协调功能中的帧间间隔，是最长的帧间间隔，典型数值为 $50\mu s$ 。在分布式协调（DCF）方式使用。