

# 通信网理论基础

## 第四章 网内业务分析

### 第四节 多址接入系统

北京邮电大学 信息与通信工程学院

授课教师: 武穆清

电子信箱: [wumuqing@bupt.edu.cn](mailto:wumuqing@bupt.edu.cn)

# 本章内容

4.1 排队论基础

4.2 通信网的业务模型与分析

4.3 提高网络效率的一些措施

4.4 多址接入系统

## 4.4 多址接入系统

### 4.4.1 概述

#### — 电路转接和信息转接

＝ 前面所论述的网络结构和业务分析

≡ 基本上都是针对电路转接或信息转接的

＝ 各用户都接到一个交换站

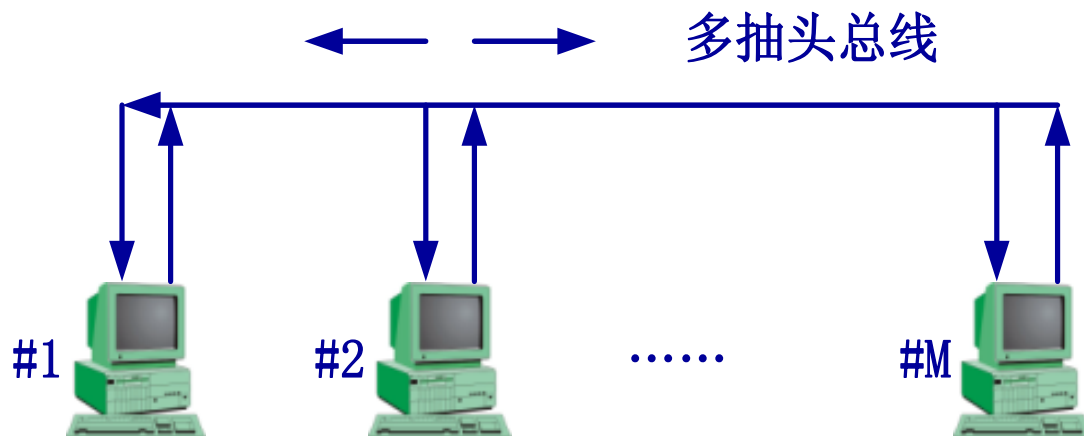
≡ 所有信息都在那里排队，或被拒绝，或被转接出去

#### — 多址接入

＝ 多址接入却是与此不同的另一种网络结构和信息处理方式

＝ 它拥有一个共享的多接入媒体（如图）

≡ 多址接入的网络结构图:



≡ 传输媒体是广播方式的

≡ 当一个工作站发送信息时

≡ 其它所有的工作站都能听得到它所发出的信息

≡ 当两个或两个以上的工作站同时发送信息时

△ 它们的信号会发生碰撞，会相互干扰

≡ 这些用户处在不同的地址，

≡ 相互通过公用信道联系

≡ 这种公用信道的方式称为多址接入方式 (MA)

# — 共享传输媒体有两大类方案

## = 信道化共享传输方式

≡ 这是一种静态的、无碰撞的传输媒体共享方式

≡ 它把传输媒体划分为许多信道

△ 这些信道可以分配给特定的用户

≡ 信道化共享方式适用于

△ 一些工作~~站~~稳定地产生信息流

△ 采用这种方式可以高效地使用信道

## = 随机接入的共享传输方式

≡ 这是基于每一包的动态的媒体共享方式

≡ 它更适用于：用户~~流量~~是突发的情况

≡ 需要媒体接入控制（MAC）机制，其基本功能是：

△ 最小化碰撞的可能，甚至彻底消除发生碰撞的可能

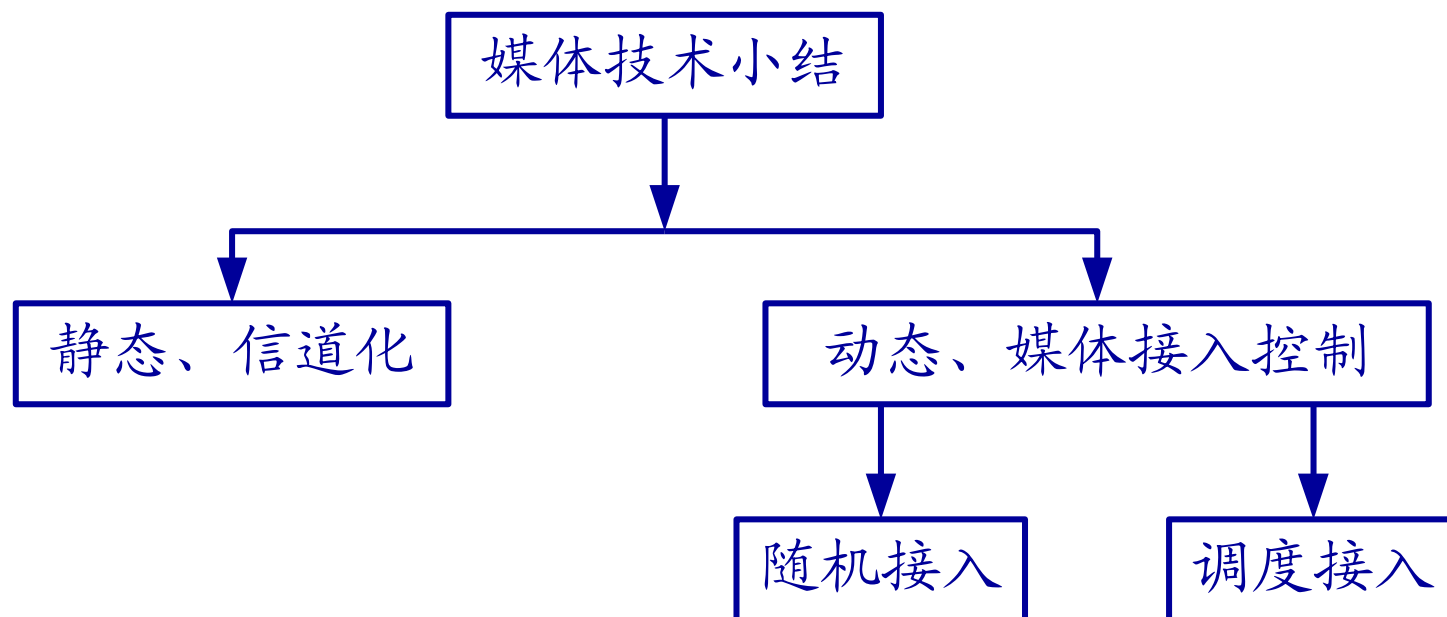
△ 从而达到满意的媒体利用率

≡ 媒体接入控制（MAC）有两种基本的方法

△ 随机接入

△ 调度接入

≡ 媒体共享技术小结



# — 多址接入系统举例

## = 卫星通信系统

≡ 卫星转发器是大家公用的信道

△ 所有地面站都直接和它联结

△ 它包含共享的上行和下行频带

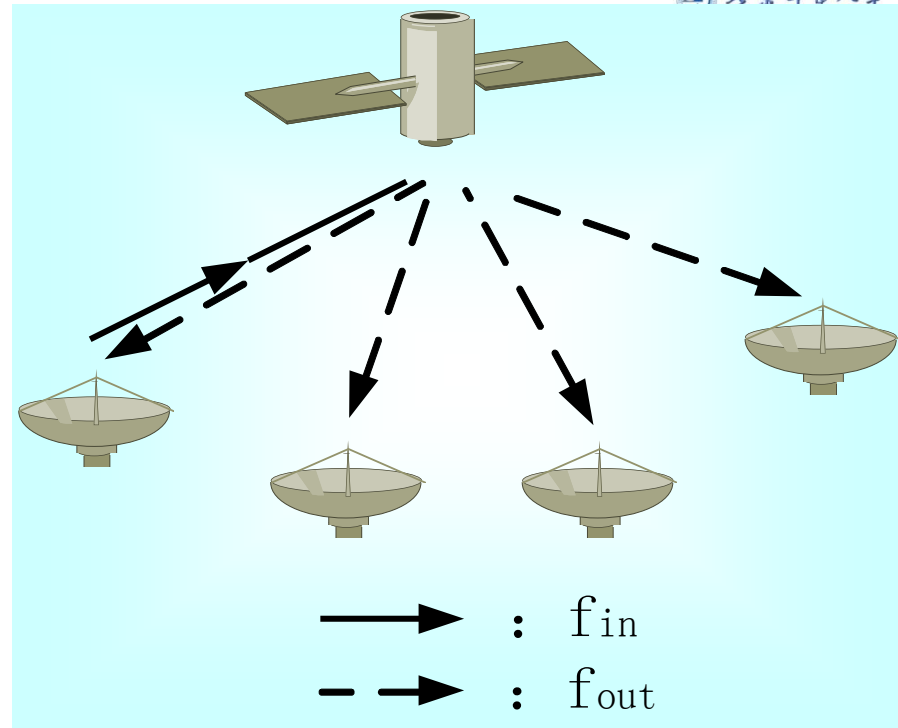
≡ 每个地面站分配一个上行的频带

△ 用以把信息传递给卫星

≡ 而卫星只是一个简单的中继器

△ 它从上行频带中接收来自不同地面站的信号

△ 再把这些信号从不同的下行信道广播给地面站



## 二 蜂窝移动通信系统

≡ 有两个频带 为一组移动用户所共享

≡ 每个用户

△ 会在第一个频带中分配到一个上行信道（输入信道）

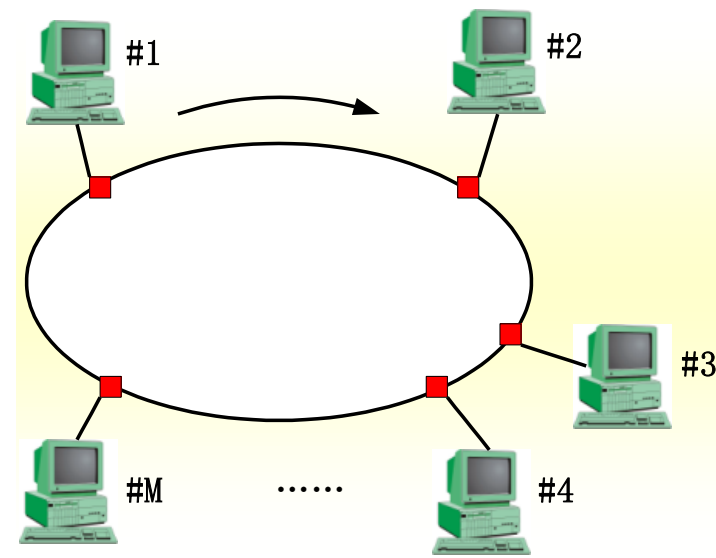
△ 会在第二个频带中分配到一个下行信道（输出信道）

≡ 在覆盖区内，所有用户都可随时随地地接入系统



## 令牌环网

- ≡ 在这种网络中，有一种专门的帧称为“令牌”，在环路上持续地传输来确定一个结点何时可以发送包。
- ≡ 令牌环网的媒体接入控制机制采用的是分布式控制模式的循环方法。
- ≡ 令牌(Token)沿着环形总线在入网节点计算机间依次传递
- ≡ 令牌本身并不包含信息，仅控制信道的使用，确保在同一时刻只有一个节点能够独占信道。
- ≡ 当环上节点都空闲时，令牌绕环行进。
- ≡ 节点计算机只有取得令牌后才能发送数据帧，因此不会发生碰撞。
- ≡ 令牌在环网上是按顺序依次传递的，因此对所有入网计算机而言，访问权是公平的。



## 令牌流量控制作用

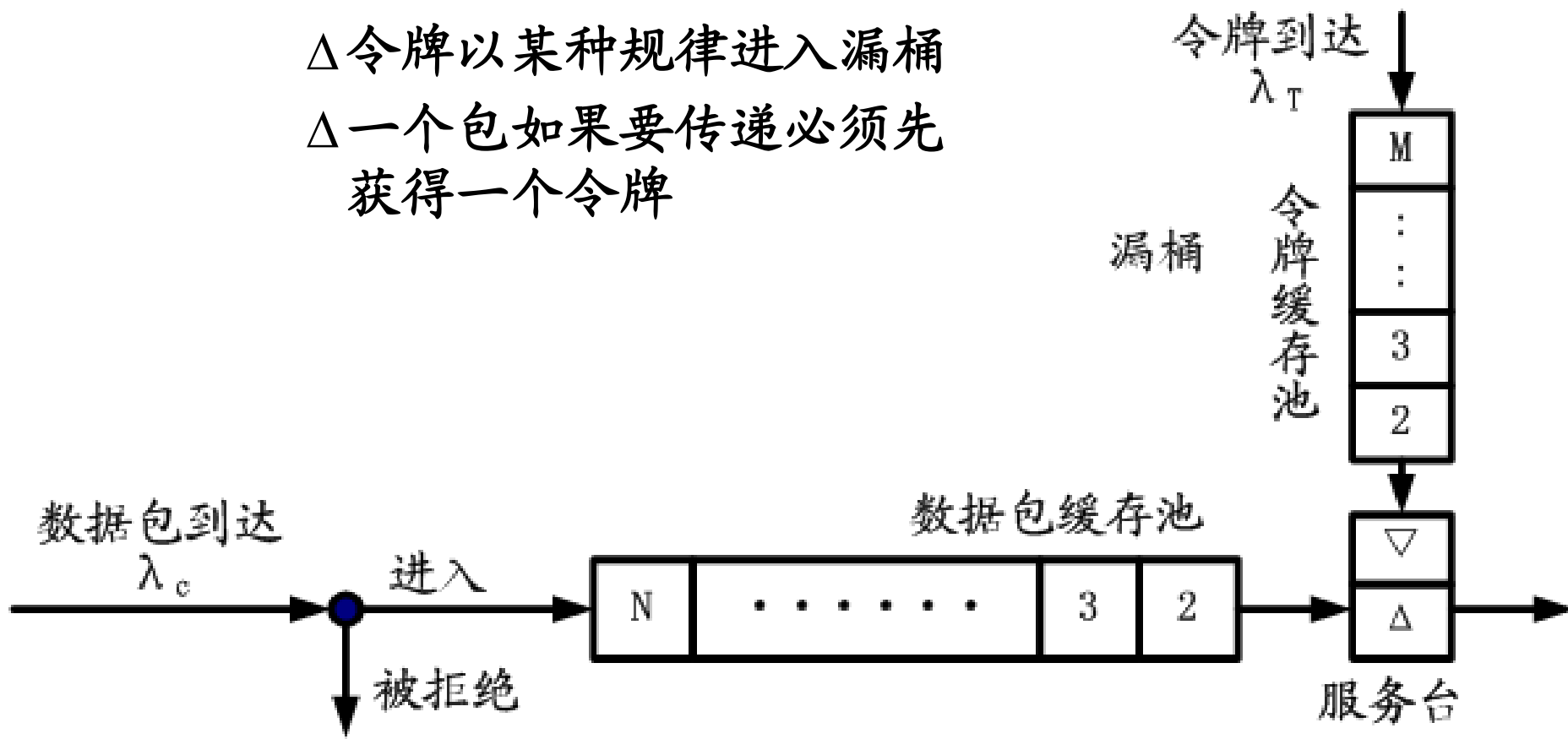
≡在数据网络中，可以使用“令牌”来控制进入网络的流量

≡通常会设置一个令牌漏桶（Leaky bucket）

△里面装令牌

△令牌以某种规律进入漏桶

△一个包如果要传递必须先获得一个令牌



## 二 共享总线网

≡ 这是共享广播媒体的另一个例子

≡ 同轴电缆传输系统作为总线

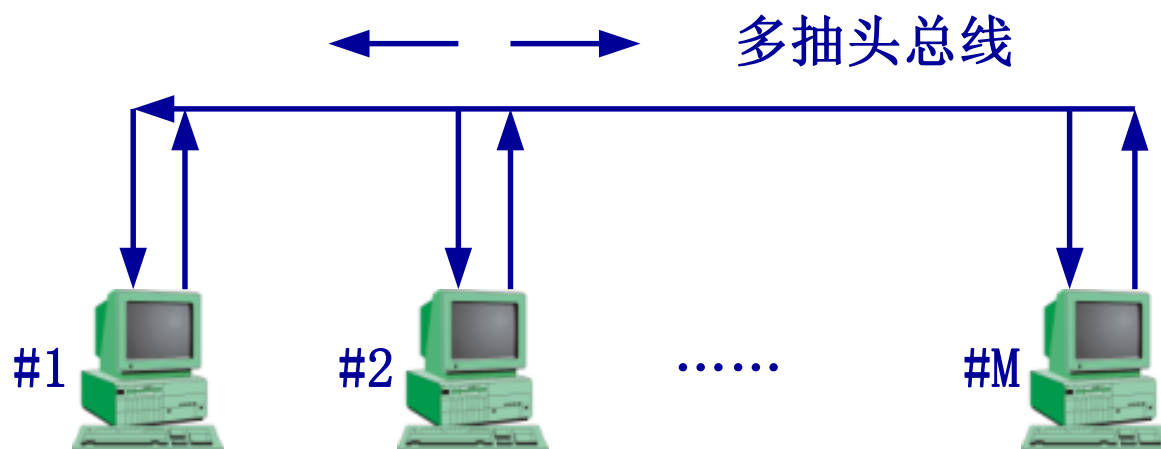
△ 用户可以沿媒体往两个方向传送自己的信号

≡ 所有工作站都监听媒体，并从中提取属于自己的信息

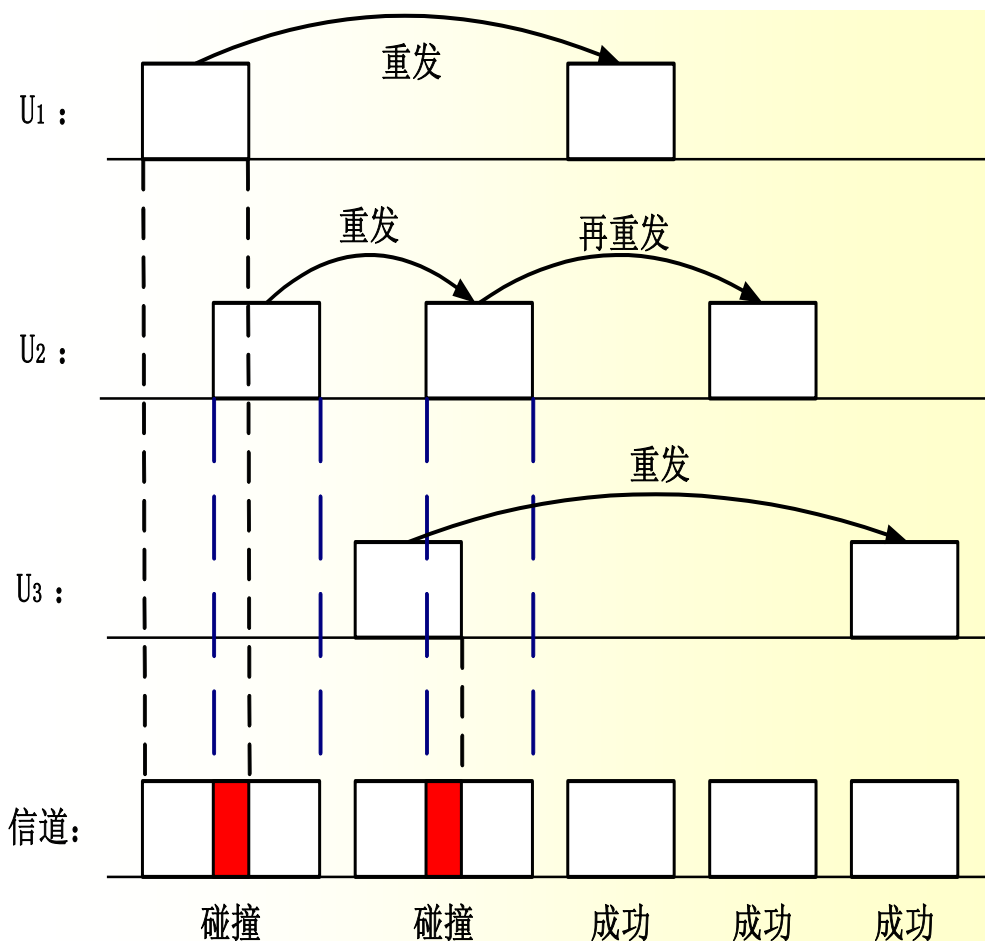
≡ 如果有两个或更多的工作站同时发送信号

△ 则媒体中的信号就会混淆，相互干扰

△ 所以，也需要一种机制来协调各工作站接入媒体



# 4.4.2 随机接入的多址接入系统 — 模型



- ≡ 有无限多个用户
- ≡ 共用一个信道
- ≡ 用户的呼叫到达是以 $\lambda$ 为均值的泊松流
- ≡ 当任一用户有信息要发送时
  - △ 立即以定长信息包的形式发上信道
  - △ 即以纯随机方式抢占信道
- ≡ 当两个或更多个用户同时发送信息时
  - △ 信息包在信道上发生碰撞
  - △ 各(双)方的发送均失败
  - △ 此后, 各方纯随机地重发
- ≡ 这是最原始的ALOHA系统

## — 系统性能分析

= 令  $P$  为信息包的长度 (bit/Package)

≡ 信息包的服务时长为  $T_0$  (秒),

≡ 若信道容量为  $C$  (比特/秒), 则  $T_0 = P/C$ ,

≡ 信息包的服务率为:  $\mu = 1/T_0 = C/P$

≡  $\lambda$  为信息包到达率 (包/秒)

≡ 业务量强度  $a = \lambda/\mu = \lambda T_0 = \lambda P/C$

= 时间  $t$  内有  $r$  个呼叫到达 (或有  $r$  个信息包发上信道) 的概率为

$$p_r = \frac{(\lambda t)^r}{r!} \cdot e^{-\lambda t} = \frac{\left(\frac{a}{T_0} t\right)^r}{r!} \cdot e^{-\frac{a}{T_0} t}$$

= 时间  $t$  内无信息包发出的概率为:  $p_0 = e^{-\lambda t} = e^{-(a/T_0)t}$

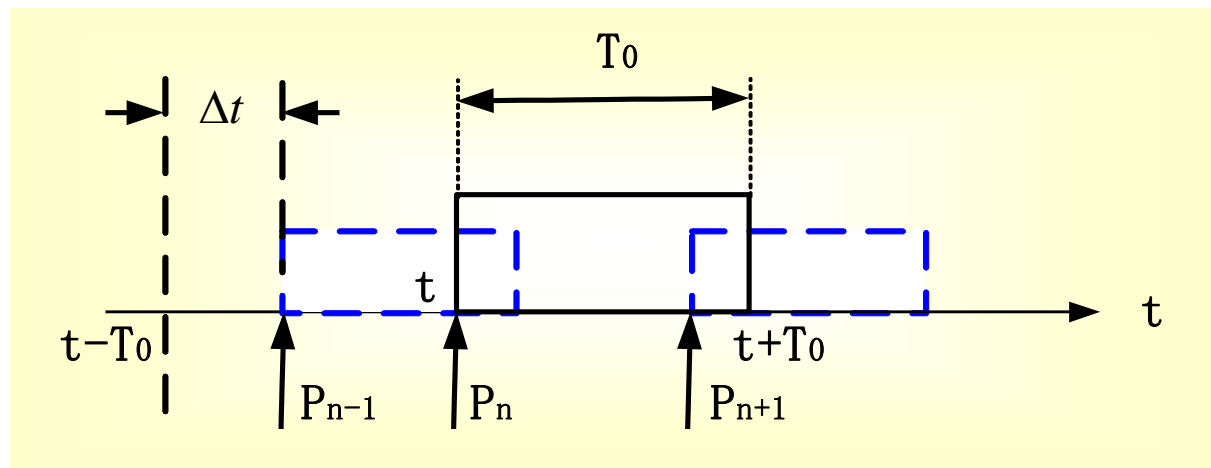
= 要使发出的一个包不被碰撞

≡ 必须在连续两个信息包长的时间内没有其他信息包发出

≡ 要使发出的一个包不被碰撞

≡ 必须在连续两个信息包长的时间内没有其他信息包发出

≡ 如图：



△ 第  $n$  包  $P_n$  在  $t$  时刻发出

△ 第  $n-1$  包  $P_{n-1}$  在  $t - T_0$  之前发出就不会碰撞

△ 第  $n+1$  包  $P_{n+1}$  在  $t + T_0$  之后发出就不会碰撞

≡ 所以，一个信息包成功发送的概率是： $p_0 = e^{-2a}$

≡ 而一个信息包被破坏的概率为： $1 - e^{-2a}$

## = 信道通过量 $r$

≡ 定义为：平均成功发送的信息包所占的时间  
与总观察时间之比

≡ 当信息包长  $P$  为 1 时

△ 通过量也就是单位时间内成功发送的信息包数

≡ 总业务量强度 = 成功发送的业务量强度 +  
碰撞的业务量强度

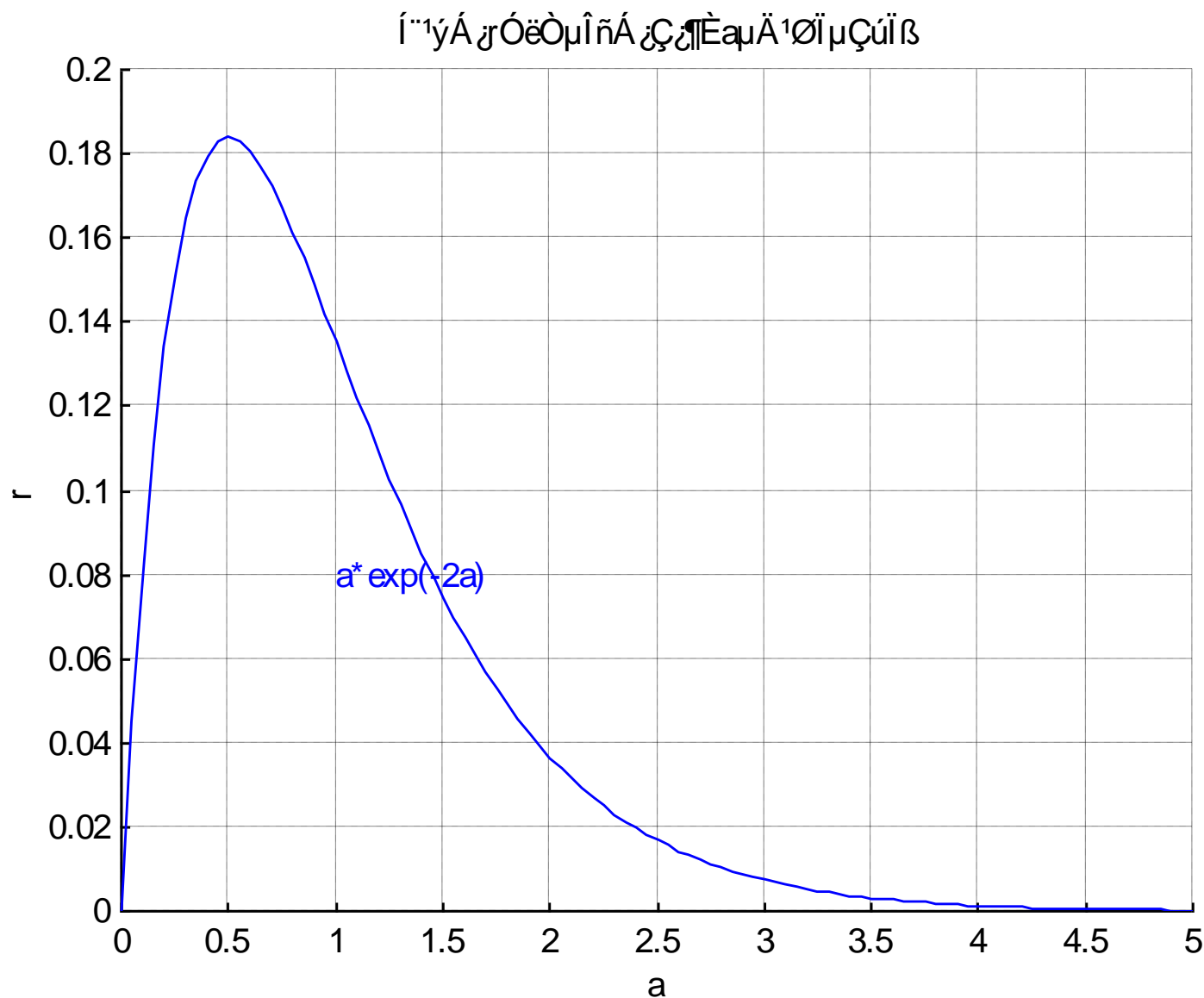
$$\Delta \text{ 即: } a = r + a(1 - e^{-2a})$$

$$\Delta \text{ 所以: } r = a e^{-2a} \quad (4-153)$$

≡ 最大通过量  $r_{\max}$  出现在  $a = 0.5$  爱尔兰处

$$\Delta \text{ 所以: } r_{\max} = 0.5 \times e^{-2 \times 0.5} = 0.184 \text{ 爱尔兰}$$

≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线为:





≡ 可见，纯随机接入的系统只有18.4%的时间能实现正常通信

≡ 其它时间处于碰撞或空闲状态

≡ 效率是很低的

≡ 但是，这种系统基本上不使用控制设备

△ 碰撞也不控制

△ 只在久无应答时就重发

△ 所以，系统很简单

≡ 当业务量强度 $a$ 较小时 ( $a < 0.5$  爱尔兰) :  $r \approx a$

△ 即基本上可以顺利通信

△ 所有业务量基本上可以顺利通过

≡ 当业务量较大时 ( $a > 0.5$ ) 重发频繁，系统趋于不稳定

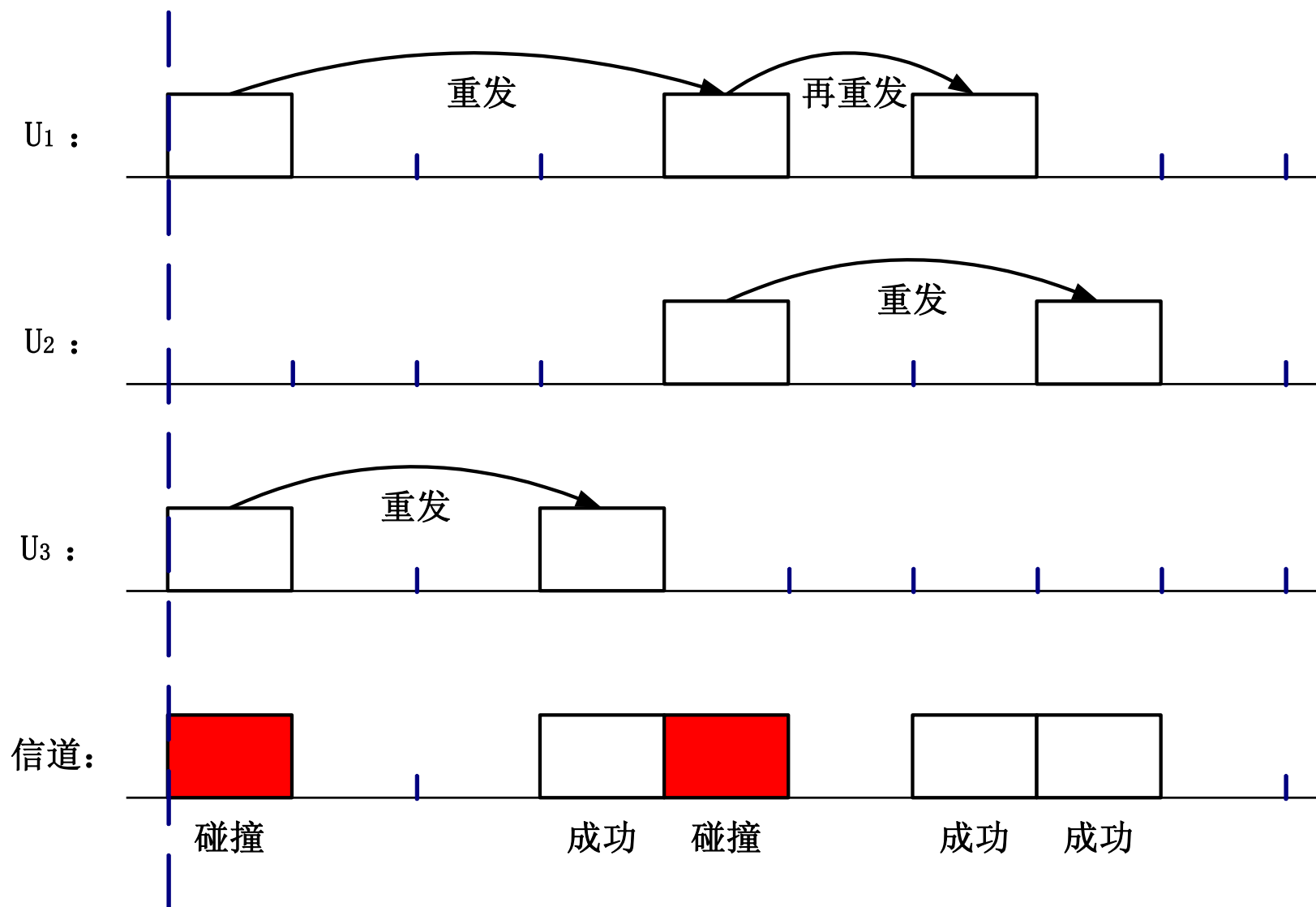
△ 积压的信息包数会无限增加

△ 这是纯随机接入系统最大的缺点

## 4.4.3 分时隙的多址接入系统

- 降低碰撞的一种有效措施是在信道上分时隙
  - ≡ 网内所有用户都与主时钟同步
  - ≡ 主时钟的同步信息要向所有用户广播
  - ≡ 有信息要发送的用户只能在主时钟规定的等长时隙内把信息送上信道
    - ≡ 即到达信道的时刻只能是各时隙的起始时间
  - ≡ 这就是分时隙的多址接入系统
    - ≡ 时隙: slot

# ≡ 分时隙多址接入系统的图示



# — 系统性能分析

= 在这种分时隙的多址接入系统中

≡ 只要在当前时隙中，仅到达一个信息包

△ 即没有两个或更多的信息包要发出

△ 就可以成功地在下一时隙发送一个信息包

≡ 因为在发送一个信息包期间，若有新包到达

△ 必须等到下一个时隙才会发出

= 一个包成功发送的概率为  $e^{-a}$

≡ 一个包发生碰撞到概率为  $1 - e^{-a}$

= 通过量  $r$  为:  $a = a(1 - e^{-a}) + r$

≡ 即:  $r = a e^{-a}$  (4-156)

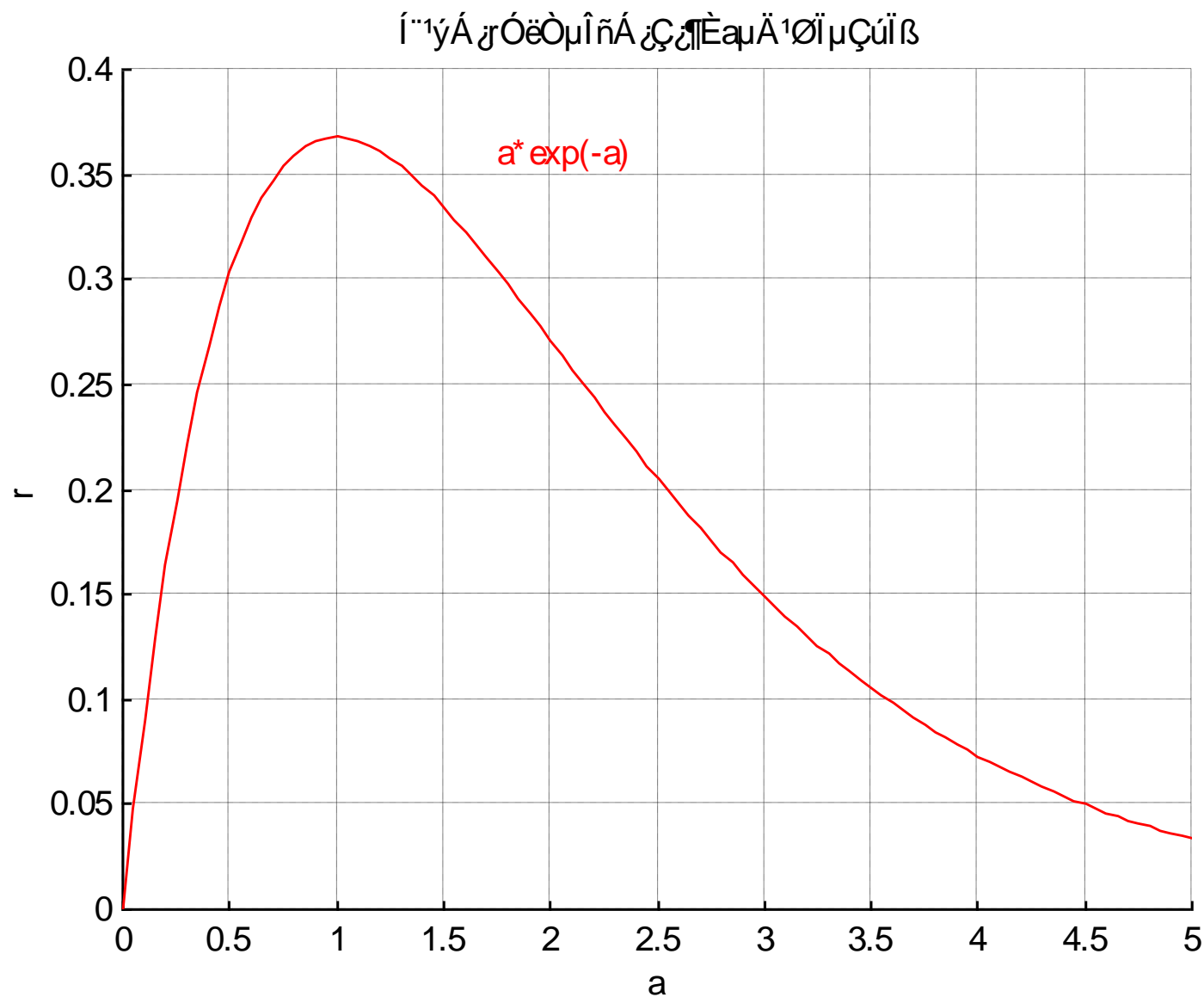
≡ 如下页曲线

△ 当  $a = 1$  爱尔兰时,  $r$  达到最大值 0.368 爱尔兰

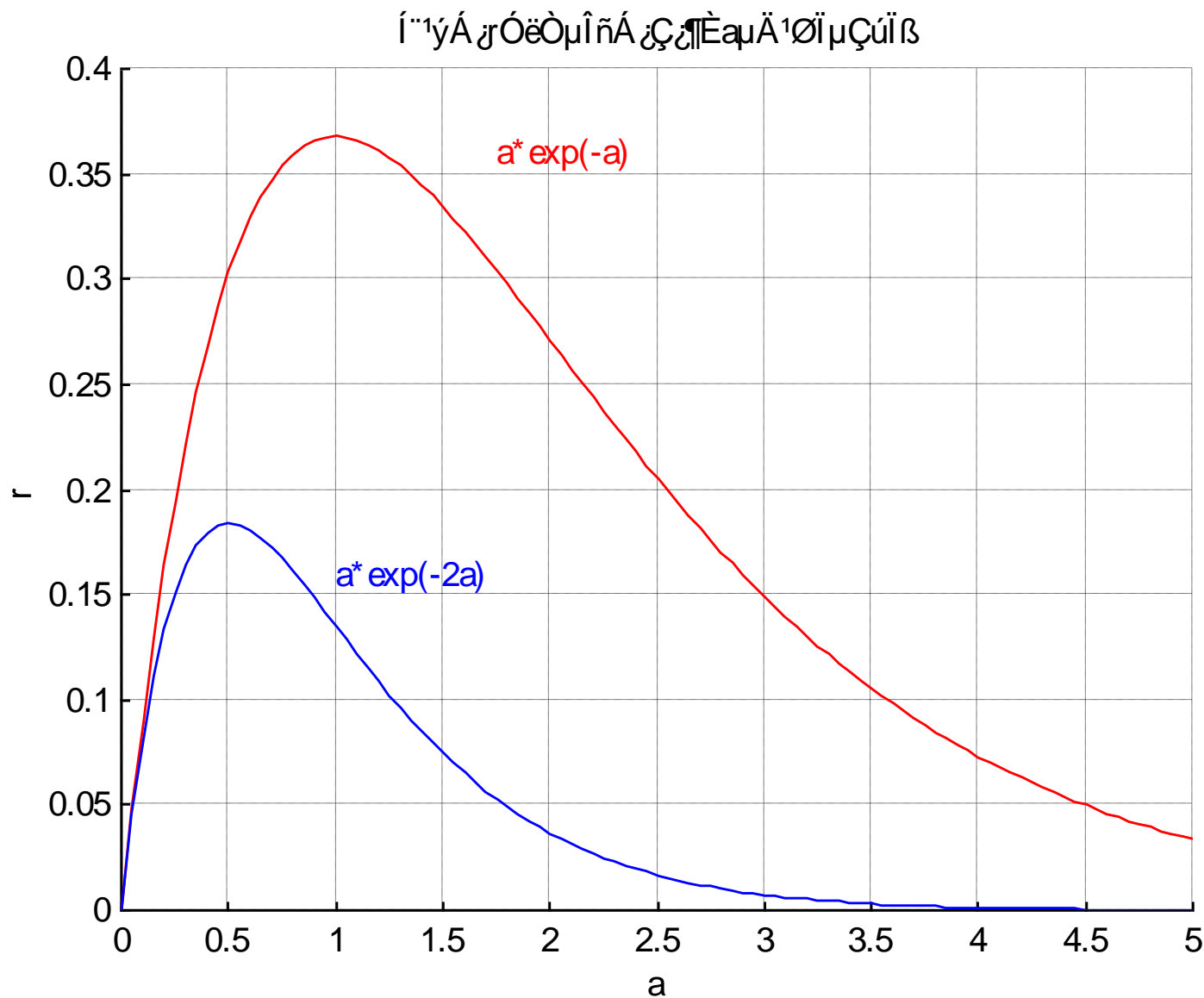
△ 比纯随机接入的多址系统提高了一倍

△ 这种提高是以全网的同步控制为代价的

≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线为:



# ≡ 纯ALOHA系统与分时隙ALOHA系统的通过量的比较



## 4.4.4 载波监听的多址接入系统（CSMA）

- 进一步提高通过率的有效方法是
  - = 载波监听的多址接入系统
  - = 英文字头缩写：CSMA（Carrier Sensing Multiple Access）
  - = 适用于延时较小的总线网
  - = 总线网上每个用户节点都设有载波监听装置
    - ≡ 当检测到载波时，就表明线路上有数据包在传送
      - △ 即线路繁忙
    - ≡ 当检测不到载波时，就表明线路上无数据包在传送
      - △ 即线路空闲
  - = 一个用户只能在线路空闲时才能发送一个数据包

# — 载波监听的方式

## = 持续监听方式 (CSMA-P)

≡ 用户终端有数据包要发送时，首先监听信道是否空闲

≡ 如果信道不空闲，则持续监听

△ 直至信道空闲，立即发送自己的数据包

## = 非持续监听方式 (CSMA-NP)

≡ 监听装置发现信道“忙”后

△ 停止监听，过一个随机时间后，再次监听

△ 直至信道空闲，立即发送自己的数据包

= 问题：哪种方式好呢？系统通过率高？



## = 载波监听 - 概率发包的方式 (CSMA-p)

≡ 通过载波, 监听到线路空闲后

△ 以概率 $p$ 向线路上发信息包

△ 即有 $(1-p)$ 的可能性是线路空闲也不发包

≡ 这是因为, 尽管有载波监听装置

△ 但因监听方式和不可避免的线路传输时延

△ 仍有可能有多个用户同时发信息包, 导致碰撞

## = 载波监听 - 碰撞检测的方式 (CSMA-CD)

≡ 这种方式既有载波监听功能, 又有碰撞检测功能

≡ 一旦检测到碰撞, 不等此包发完, 立即停止发送

≡ 这样可进一步提高通过量和信道利用率

# — 非持续监听方式的多址接入系统的性能分析

≡ 非持续监听（CSMA-NP）方式工作时，

≡ 碰撞主要由传输时延 $\varepsilon$ 引起

=  $\varepsilon = 0$  的情况

≡ 同一时刻发出两个以上信息包的概率为零

△ 因为随机监听不会是同时发生的

△ 因此，信息包的发送必然成功

△ 而且，每个忙期内只有一个信息包，忙期的时长为： $\overline{T_B} = 1$

≡ 为简化起见，设监听率也为 $a$ ，

△ 即新包和旧包合起来的到达率为 $a$

△ 则平均空闲时长为： $\overline{T_I} = 1/a$

≡ 所以，一个忙闲周期的平均时长为： $\overline{T_B} + \overline{T_I}$

△ 其中，只成功发送一个信息包

≡ 所以，**通过率 $r$ 或信道利用率**为：

$$r = \frac{1}{1 + 1/a} = \frac{a}{1 + a} \quad (4-159)$$

△ 这是一个比较理想的结果

△ 当 $a$ 足够大时，通过率接近于1，即信道可被充分利用

△ 但是，当新包到达率大于1时，仍会出现不稳定性

△ 因为此时经常会监听到忙状态，以至旧包发不出去而不断增加  
• 造成存储器溢出，不能接受新包

**=  $\varepsilon \neq 0$  的情况**

≡ 实际上，传输时延总是存在的

≡ 设 $\varepsilon$ 内有 $n$ 个用户有信息包要发送，并监听到信道空闲

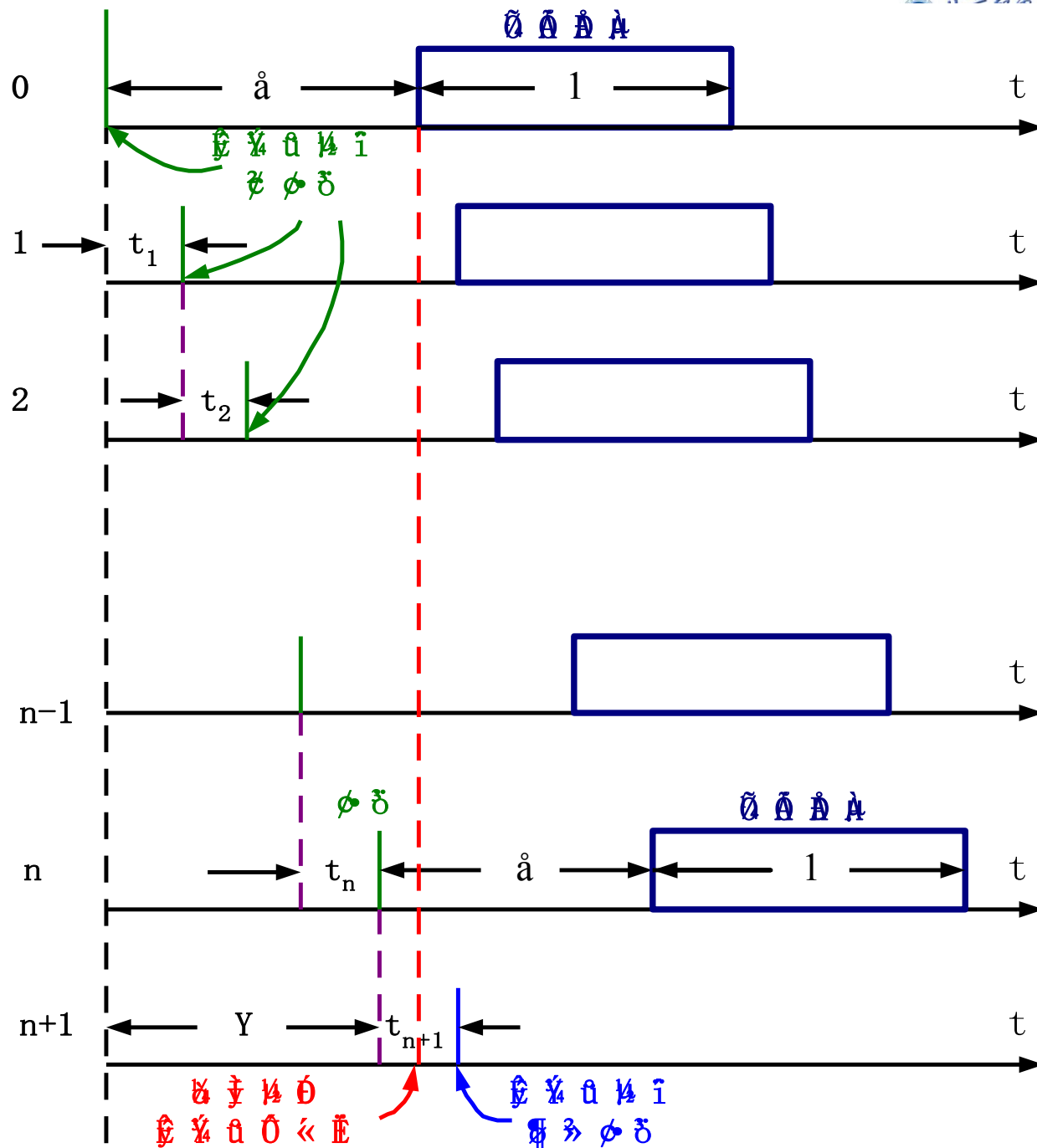
△ 相继的间隔分别为： $t_1, t_2, \dots, t_n$

△ 第 $n+1$ 个有信息包要发送的用户，已监听到信道忙而不再发送，也就不再碰撞

△  $y = t_1 + t_2 + \dots + t_n < \varepsilon$

△  $y + t_{n+1} > \varepsilon$

△ 如图:



$$\equiv \text{于是, 可求得: } \bar{y} = \int_0^{\varepsilon} yp(y)dy = \varepsilon - \frac{1}{a}(1 - e^{-a\varepsilon}) \quad (4-161)$$

$$\equiv \text{平均忙期的时长为: } \overline{T_B} = \bar{y} + 1 + \varepsilon$$

$$\equiv \text{平均忙闲周期为: } T = \overline{T_B} + \overline{T_I} = \bar{y} + 1 + \varepsilon + \frac{1}{a} = 2\varepsilon + 1 + \frac{1}{a}e^{-a\varepsilon}$$

△  $y=0$  相当于没有碰撞

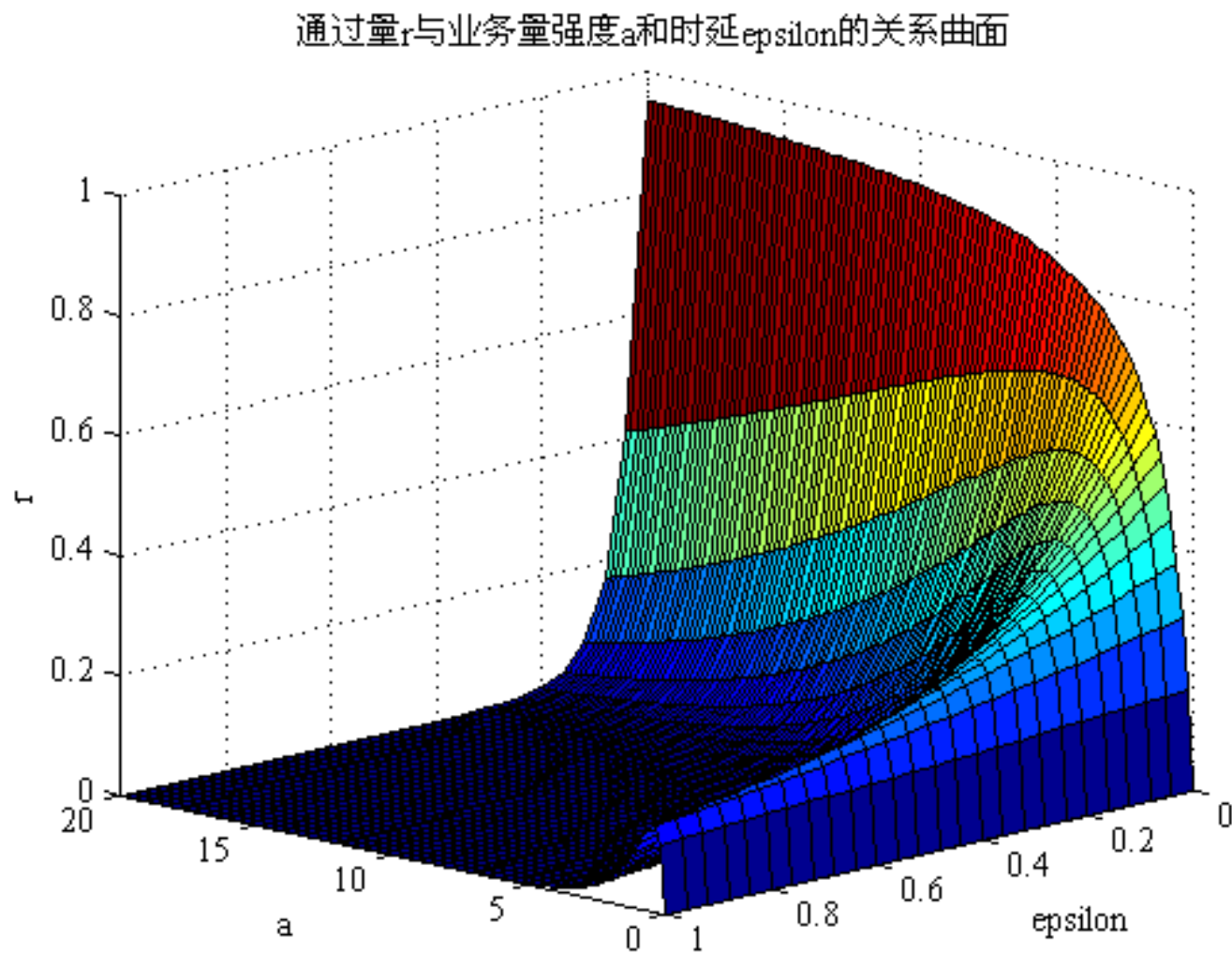
△ 所以, 一个周期中, 有一个包发送成功的概率为:  $e^{-a\varepsilon}$

△ 亦即, 在时延  $\varepsilon$  期间, 不再到达信息包, 第0包才能成功发送

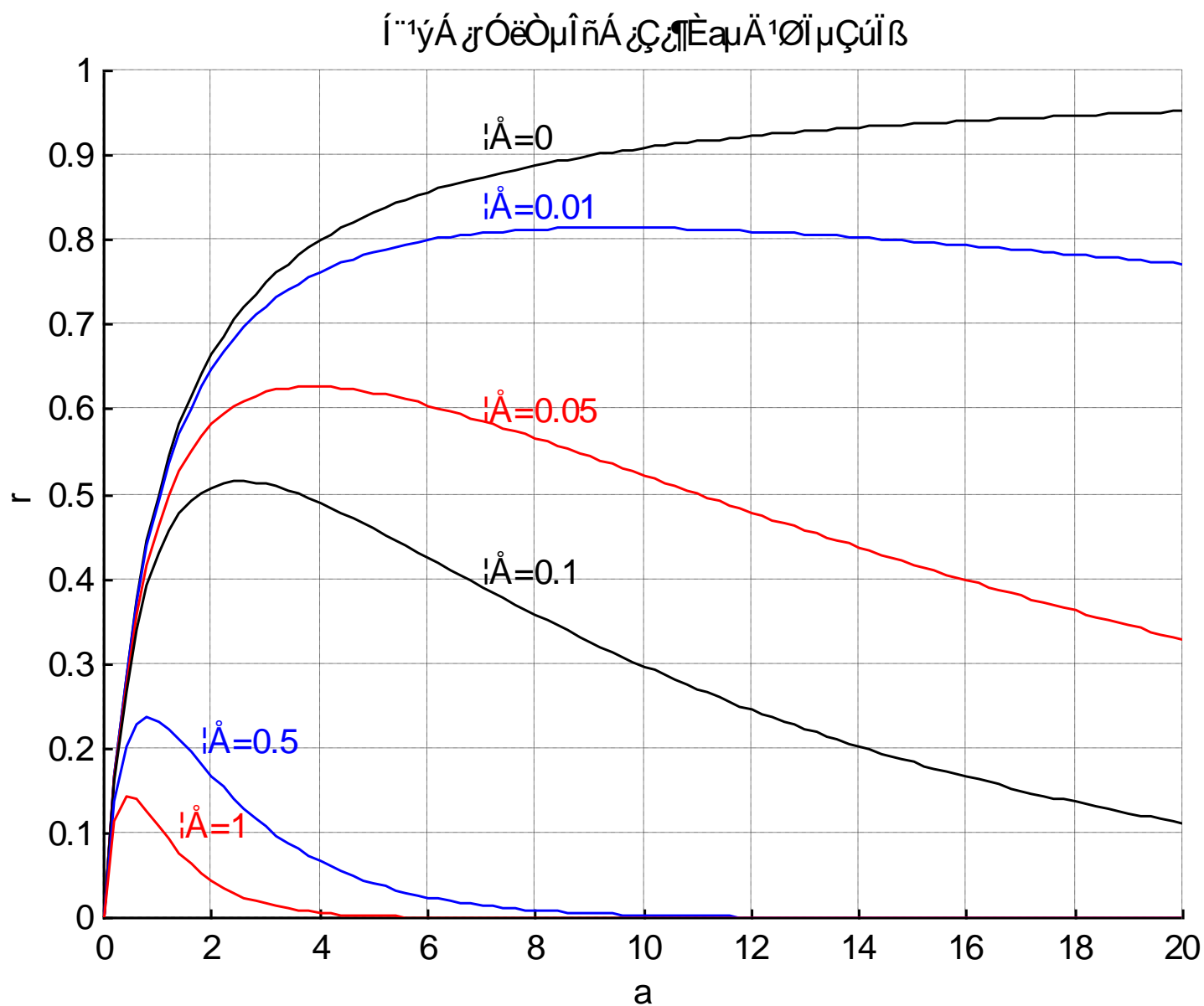
≡ 所以, 通过量为:

$$r = \frac{e^{-a\varepsilon}}{\overline{T}} = \frac{ae^{-a\varepsilon}}{(1 + 2\varepsilon)a + e^{-a\varepsilon}} \quad (4-162)$$

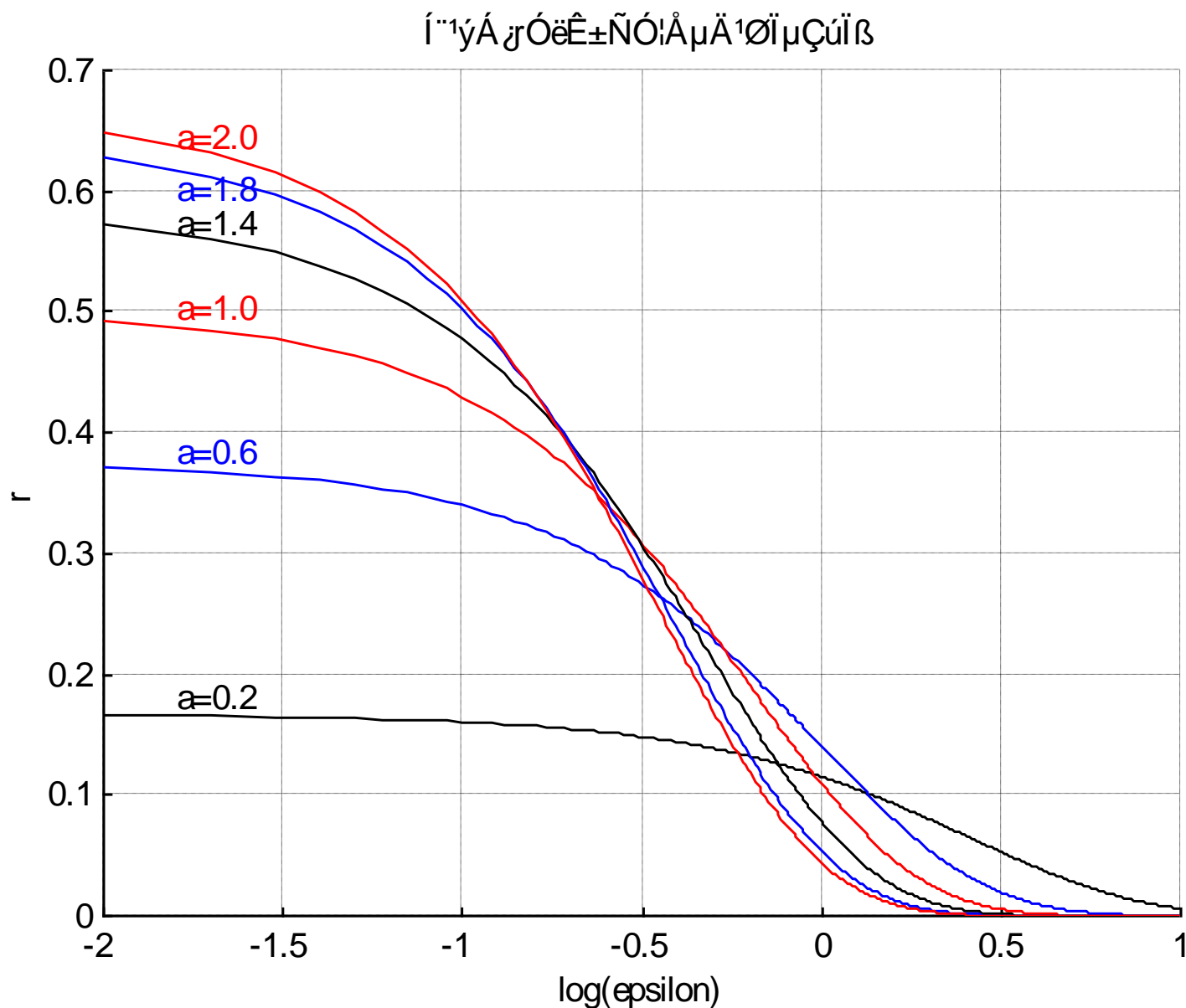
≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 和时延 $\epsilon$ 的关系曲面如图：



≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线如图:

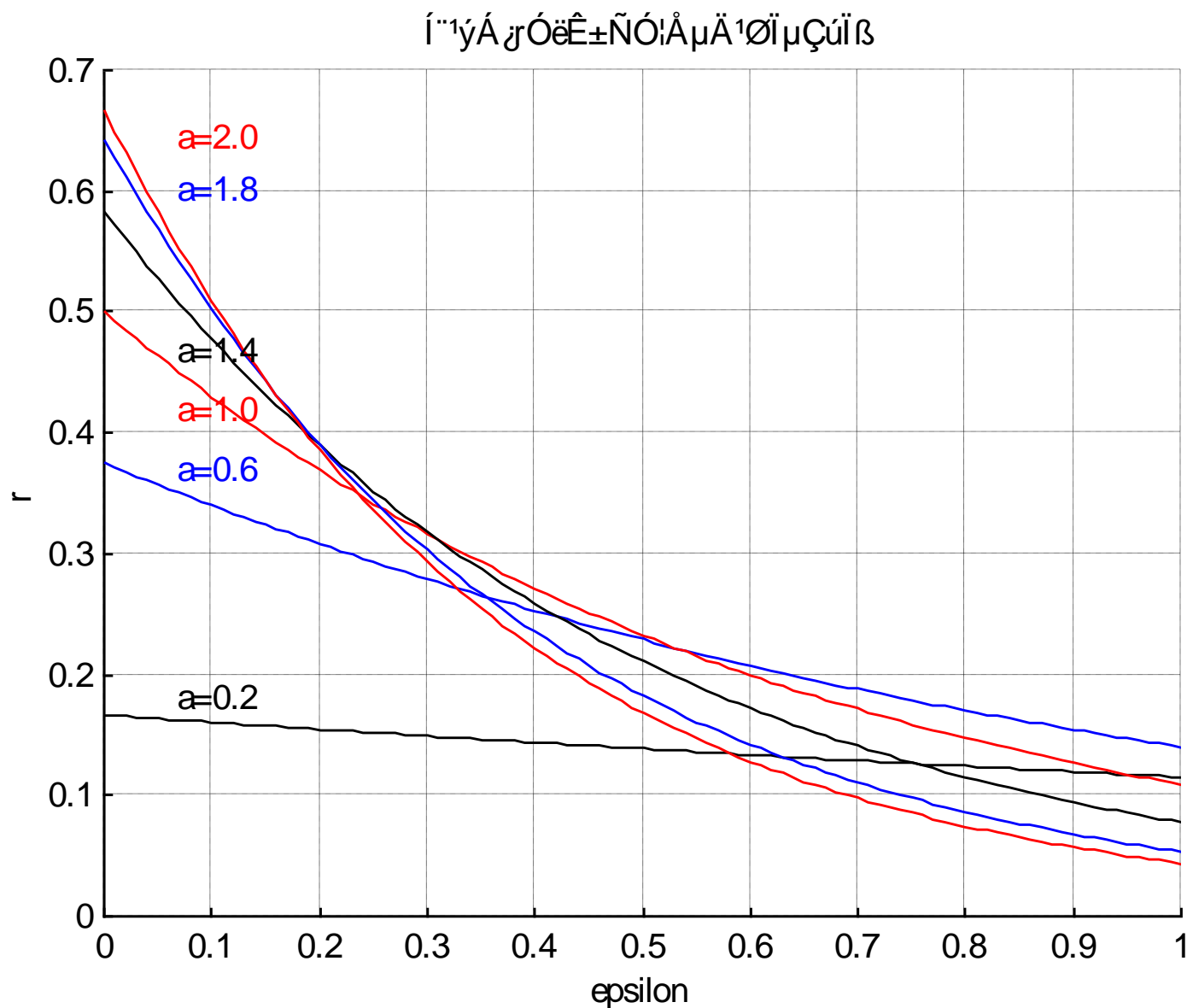


≡通过量 $r$ 与时延 $\varepsilon$ 的关系曲线如图： $\log(\varepsilon)$





≡通过量 $r$ 与时延 $\varepsilon$ 的关系曲线如图:



## — 持续监听方式的多址接入系统的性能分析

≡ 持续监听 (CSMA-P) 方式工作时: 用户有通信要求时, 就监听信道状态, 直至信道空闲, 立即发送

≡ 若此时两个以上用户有包待发, 则必发生碰撞

≡ 传输时延越大, 碰撞的机会就越大

=  $\varepsilon = 0$  的情况

≡ 设用户呼叫是以  $a$  为到达率的泊松流, 信包长为 1

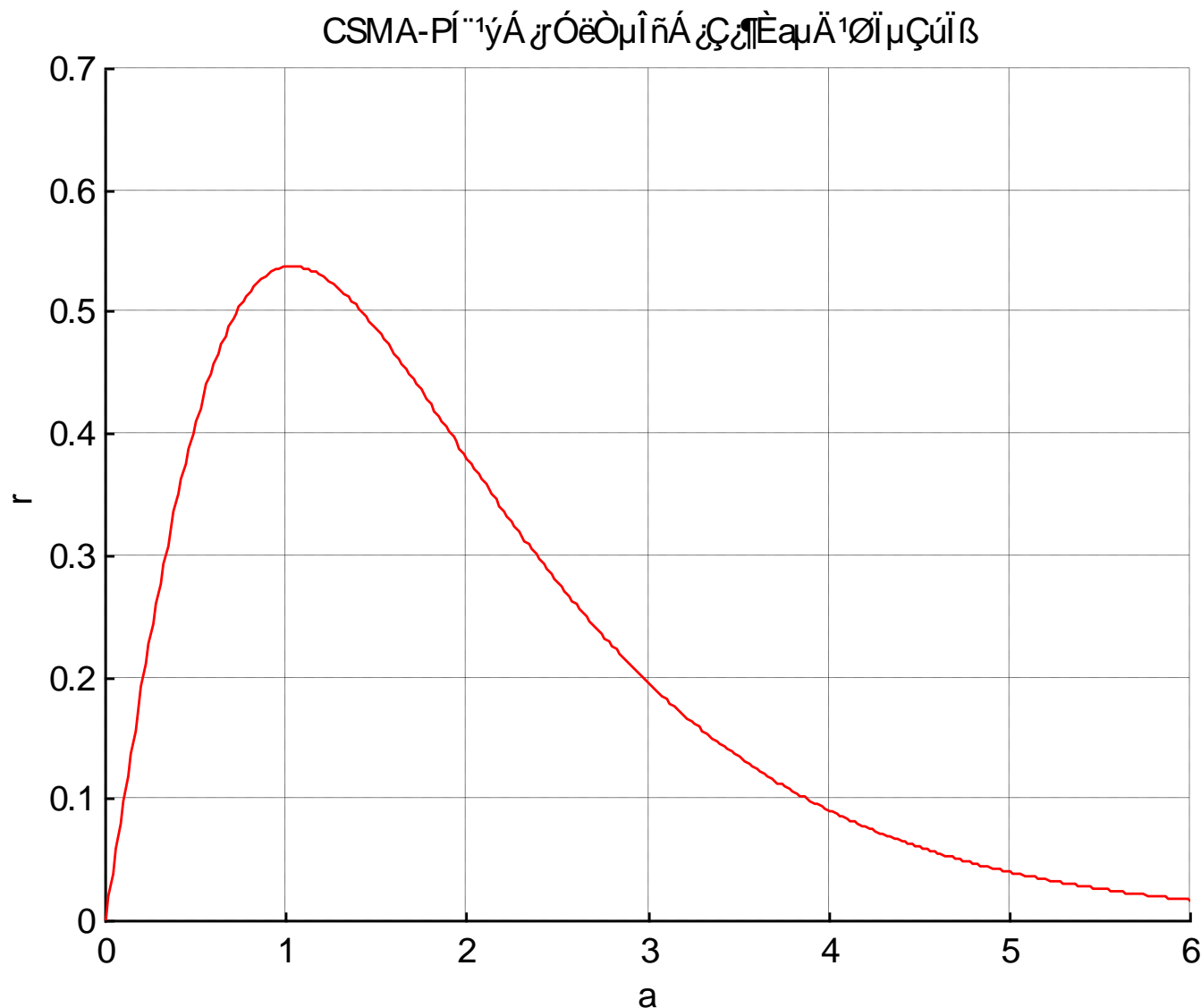
≡ 空闲期的平均时长仍为:  $\overline{T_I} = 1/a$

≡ 通过量为:

$$r = \frac{1+a}{\overline{T}} = \frac{1+a}{e^a + 1/a} = \frac{a(1+a)}{1+ae^a} \quad (4-163)$$

≡ 通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线如图:

△ 当 $a=1.03$ 时, 通过量最大, 为:  $r_{\max} = 0.54$



$\varepsilon \neq 0$  的情况

≡ 闲期的平均时长仍为:  $\overline{T}_I = 1/a$

≡ 忙期的平均时长为:  $\overline{T}_B = \left[ 1 + 2\varepsilon - \frac{(1 - e^{-a\varepsilon})}{a} \right] \frac{1}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}}$

≡ 忙闲周期的平均时长为:  $\overline{T} = \overline{T}_B + \overline{T}_I$

≡ 一个忙期内平均成功发送信息包数为:

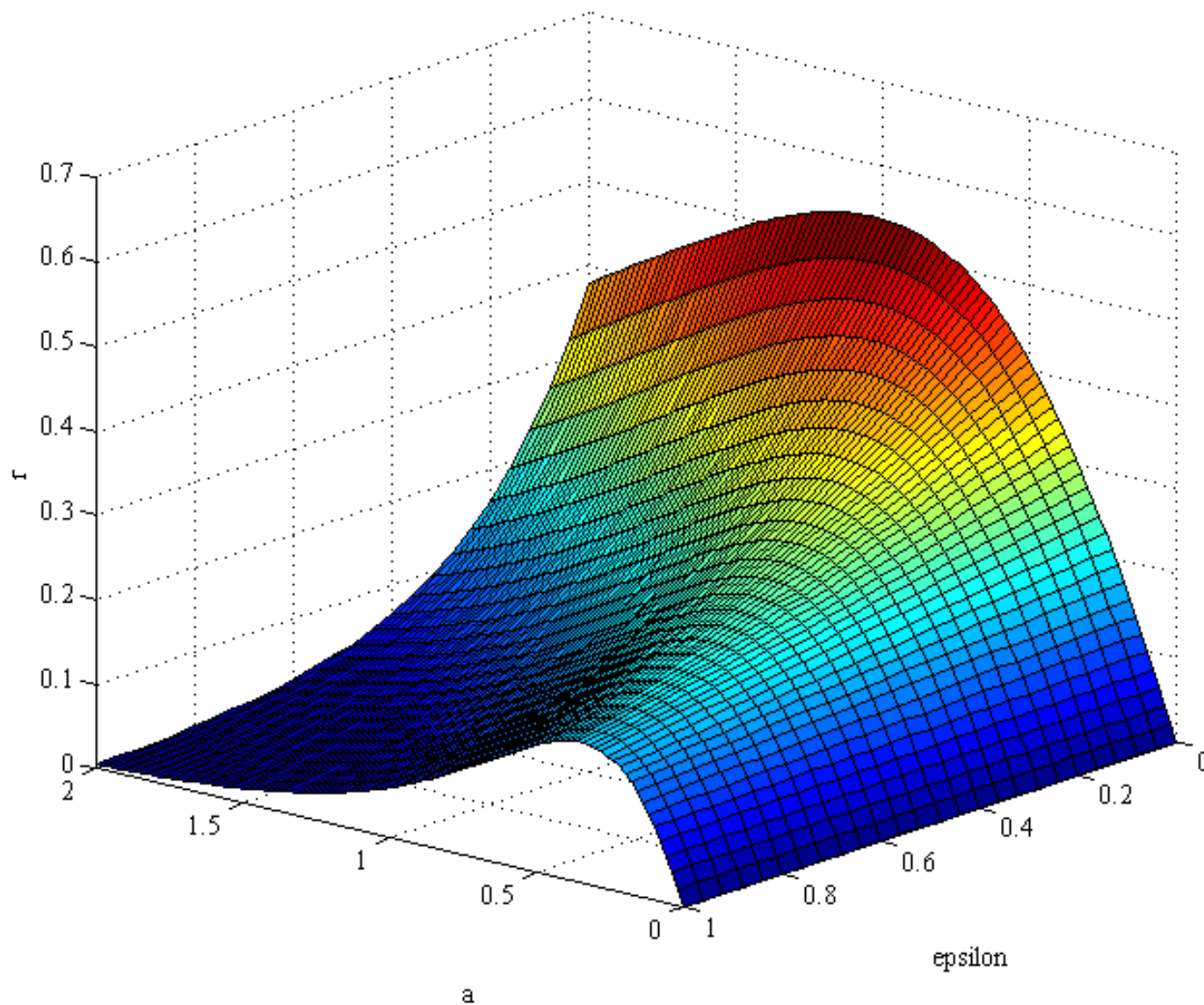
$$\begin{aligned} \bar{n} &= e^{-a\varepsilon} \frac{e^{-a(1+\varepsilon)}}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}} + e^{-a\varepsilon} \frac{a(1+\varepsilon)e^{-a(1+\varepsilon)}}{1 - e^{-a(1+\varepsilon)}} \cdot \frac{1 - e^{-a(1+\varepsilon)}}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}} \\ &= e^{-a\varepsilon} \frac{e^{-a(1+\varepsilon)}}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}} + e^{-a\varepsilon} \frac{a(1+\varepsilon)e^{-a(1+\varepsilon)}}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}} \\ &= e^{-a\varepsilon} \cdot e^{-a(1+\varepsilon)} \cdot \frac{1 + a(1+\varepsilon)}{1 + e^{-a(1+\varepsilon)}} \end{aligned}$$

≡ 通过量为:

$$r = \frac{\bar{n}}{\overline{T}} = \frac{a(1 + a + a\varepsilon)e^{-a(1+2\varepsilon)}}{e^{-a\varepsilon} + e^{-a(1+\varepsilon)} + a + 2a\varepsilon - 1} \quad (4-164)$$

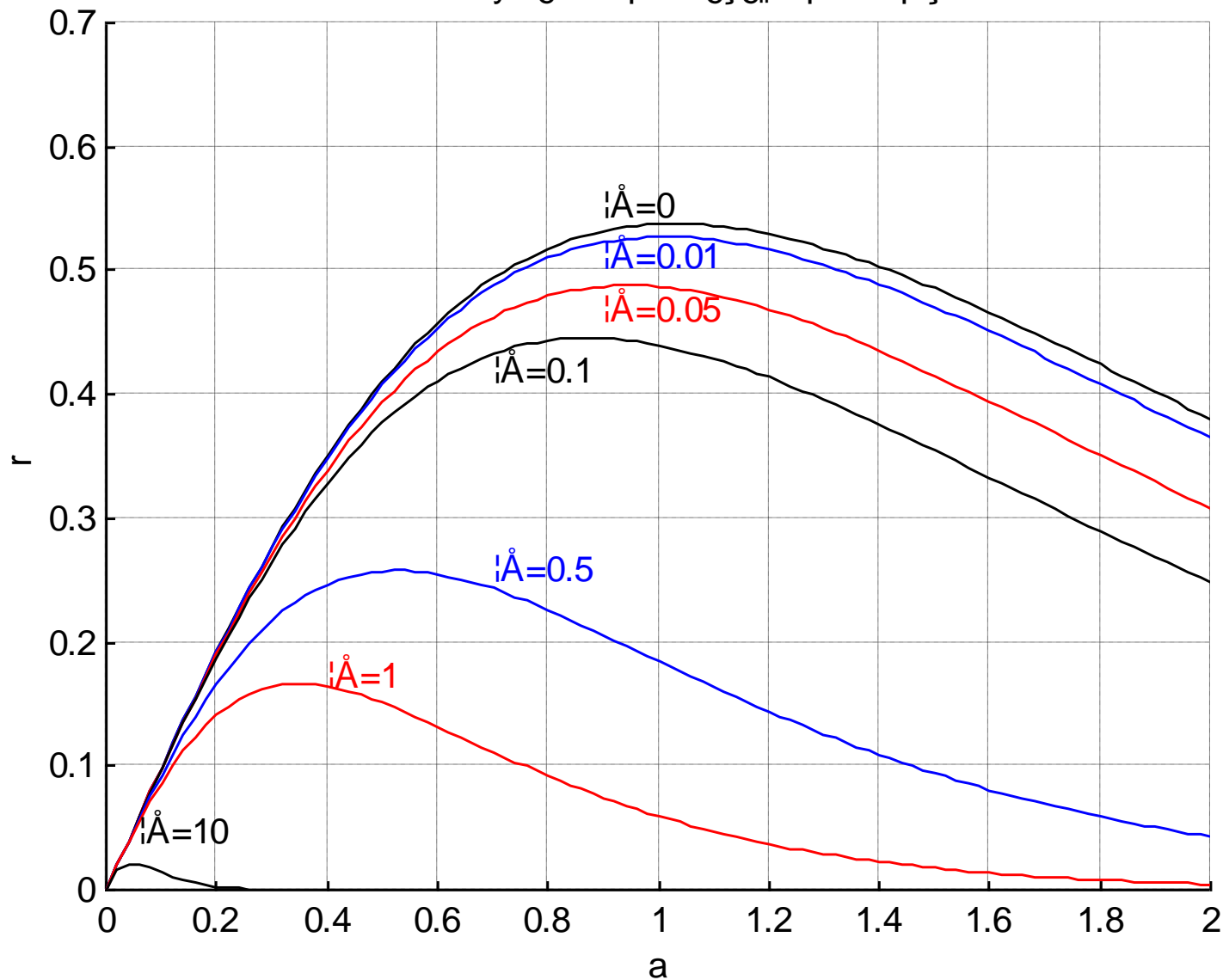
≡ 通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 和时延 $\epsilon$ 的关系曲面如图:

CSMA-P通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 和时延 $\epsilon$ 的关系曲面



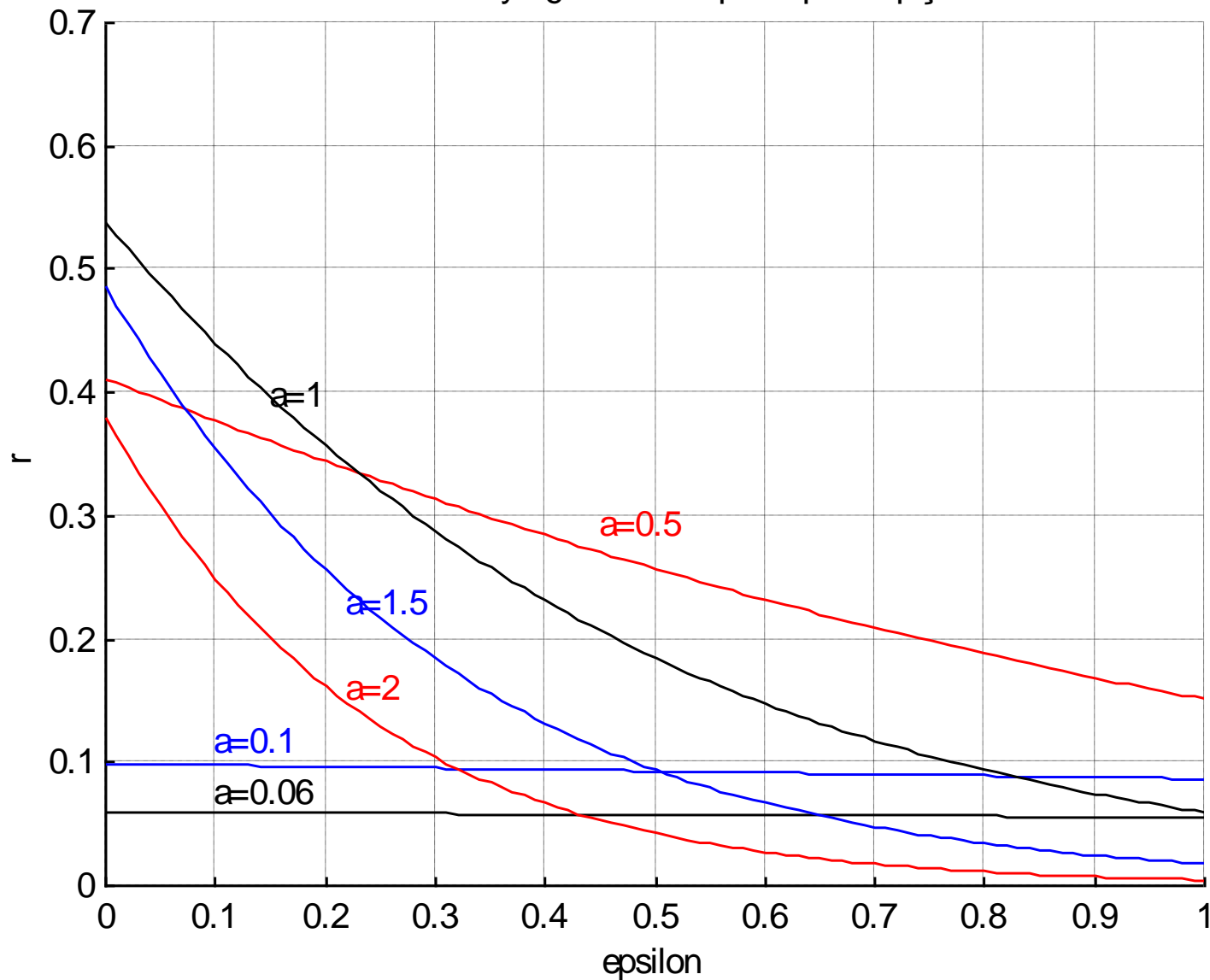
≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线如图:

CSMA-PI



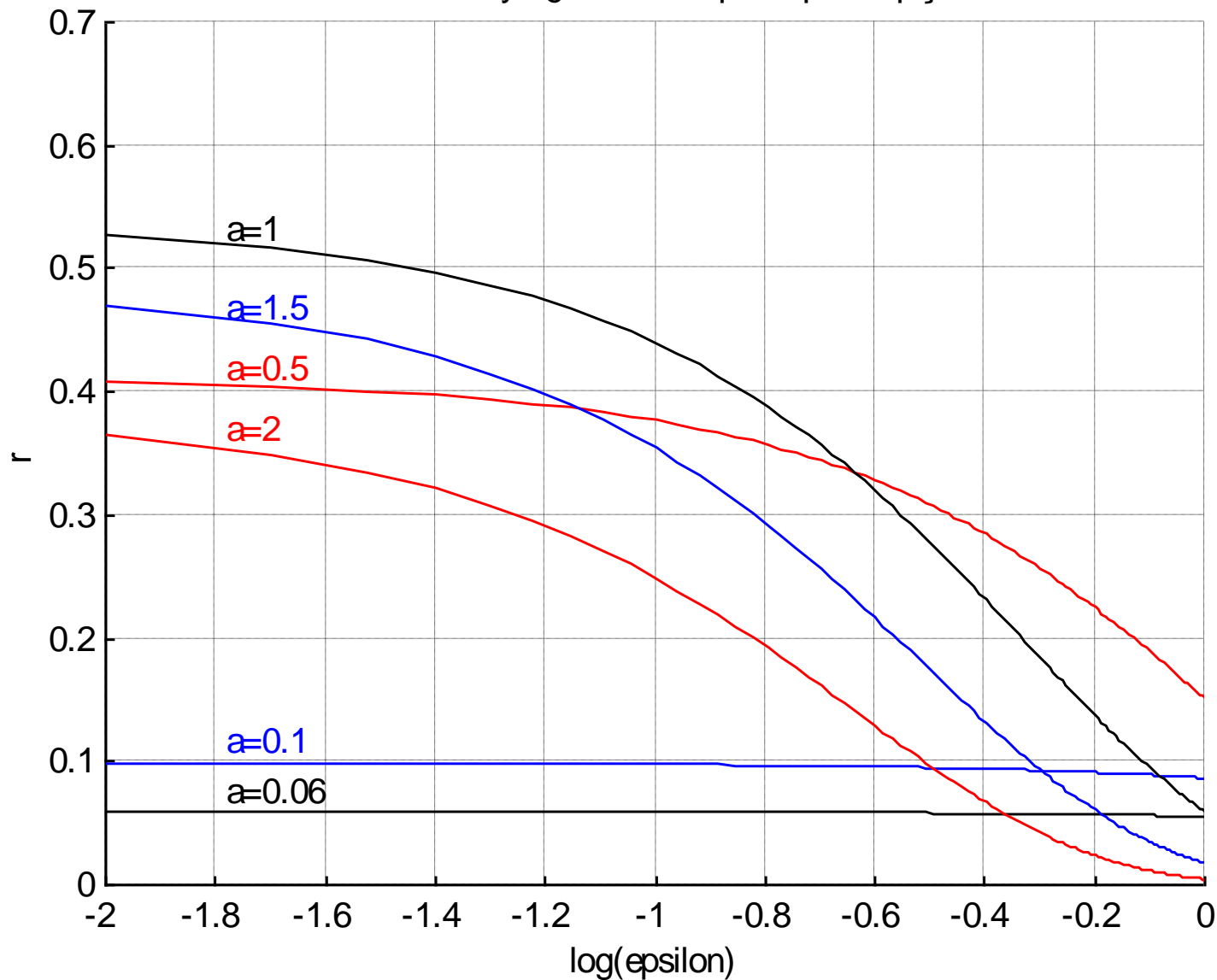
≡通过量 $r$ 与时延 $\epsilon$ 的关系曲线如图:

CSMA-PÍ"1ýÁjrÓëË±ÑÓepsilonμÄ1ØïμÇúÏß



≡ 通过量 $r$ 与时延 $\varepsilon$ 的关系曲线如图:  $\log(\varepsilon)$

CSMA-PI<sup>1</sup>ýÁ žÓëÊ±ÑÓepsilonμÄ<sup>1</sup>ØĭμÇúĭß





# — 载波监听－碰撞检测(CSMA-CD)方式的多址接入系统的性能分析

≡ 采用碰撞检测可以进一步提高信道利用率

△ 每当信息包发送时，就开始检测是否与别的用户发生了碰撞

△ 方法是：通过回声信道来比较线路上的信号是否与自己发出的信息比特一致

- 若一致，则没有碰撞

- 若不一致，则发生了碰撞

△ 一旦发生了碰撞，立刻停止发送，使信道不致被继续无效占用

≡ 以非持续监听的碰撞检测(CSMA-NP-CD)系统为例

≡ 闲期的平均时长仍为： $\overline{T_I} = 1/a$

≡ 忙期的平均时长为：

$$\overline{T_B} = e^{-a\varepsilon}(1 + \varepsilon) + (1 - e^{-a\varepsilon})(2\varepsilon + \frac{1}{a}[1 - (1 + a\varepsilon)e^{-a\varepsilon}])$$

≡ 忙闲周期的平均时长为：

$$\bar{T} = \bar{T}_B + \bar{T}_I = \frac{1}{a} \left[ 2(1 + a\varepsilon) - (2 + 2a\varepsilon - a)e^{-a\varepsilon} + (1 + a\varepsilon)e^{-2a\varepsilon} \right]$$

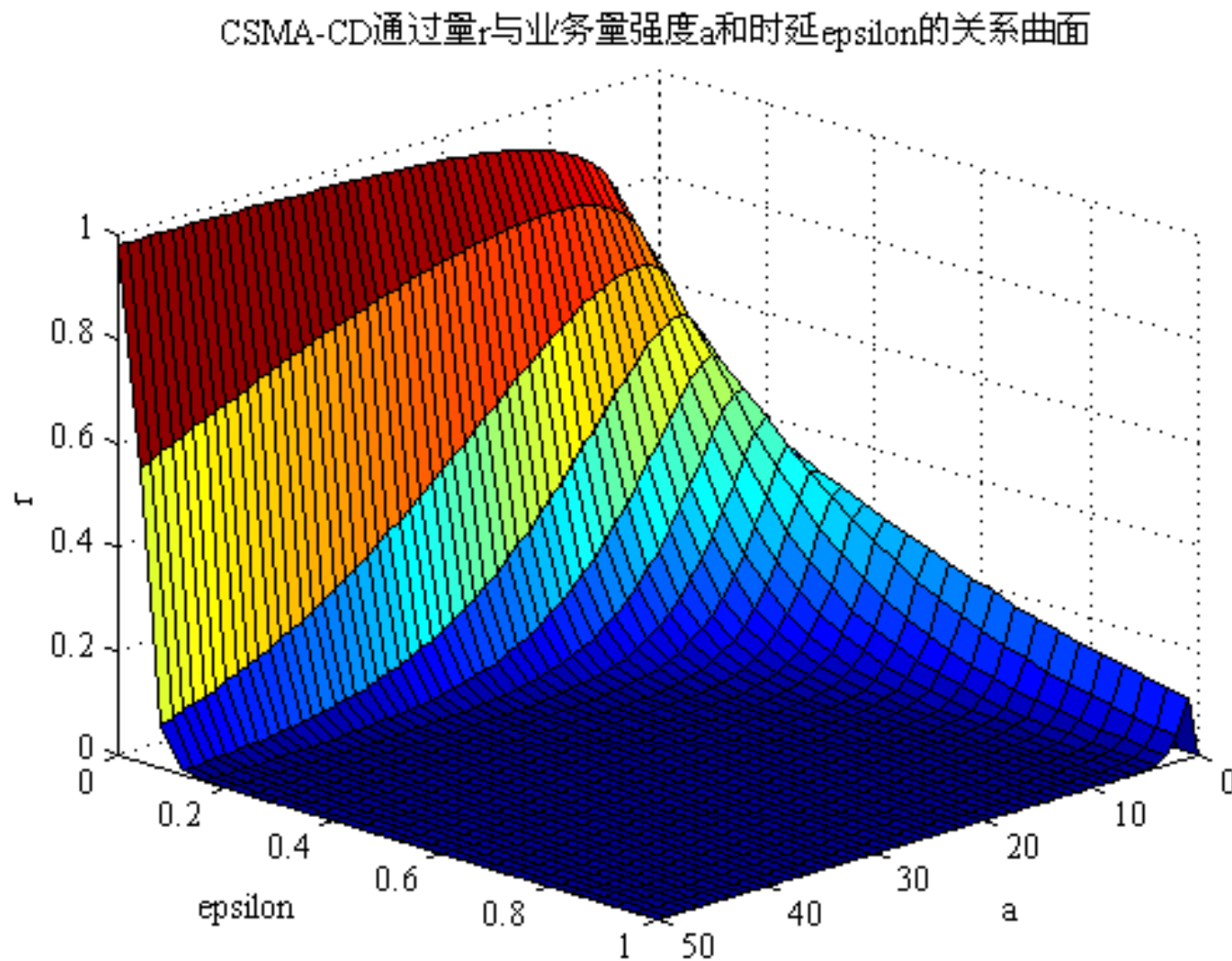
≡ 通过量为：

$$r = \frac{ae^{-a\varepsilon}}{2(1 + a\varepsilon) - (2 + 2a\varepsilon - a)e^{-a\varepsilon} + (1 + a\varepsilon)e^{-2a\varepsilon}} \quad (4-165)$$

≡ 当  $\varepsilon = 0$  时，若采用非持续监听，则不会发生碰撞  
 Δ 上式化为 (4-163) 式，即：

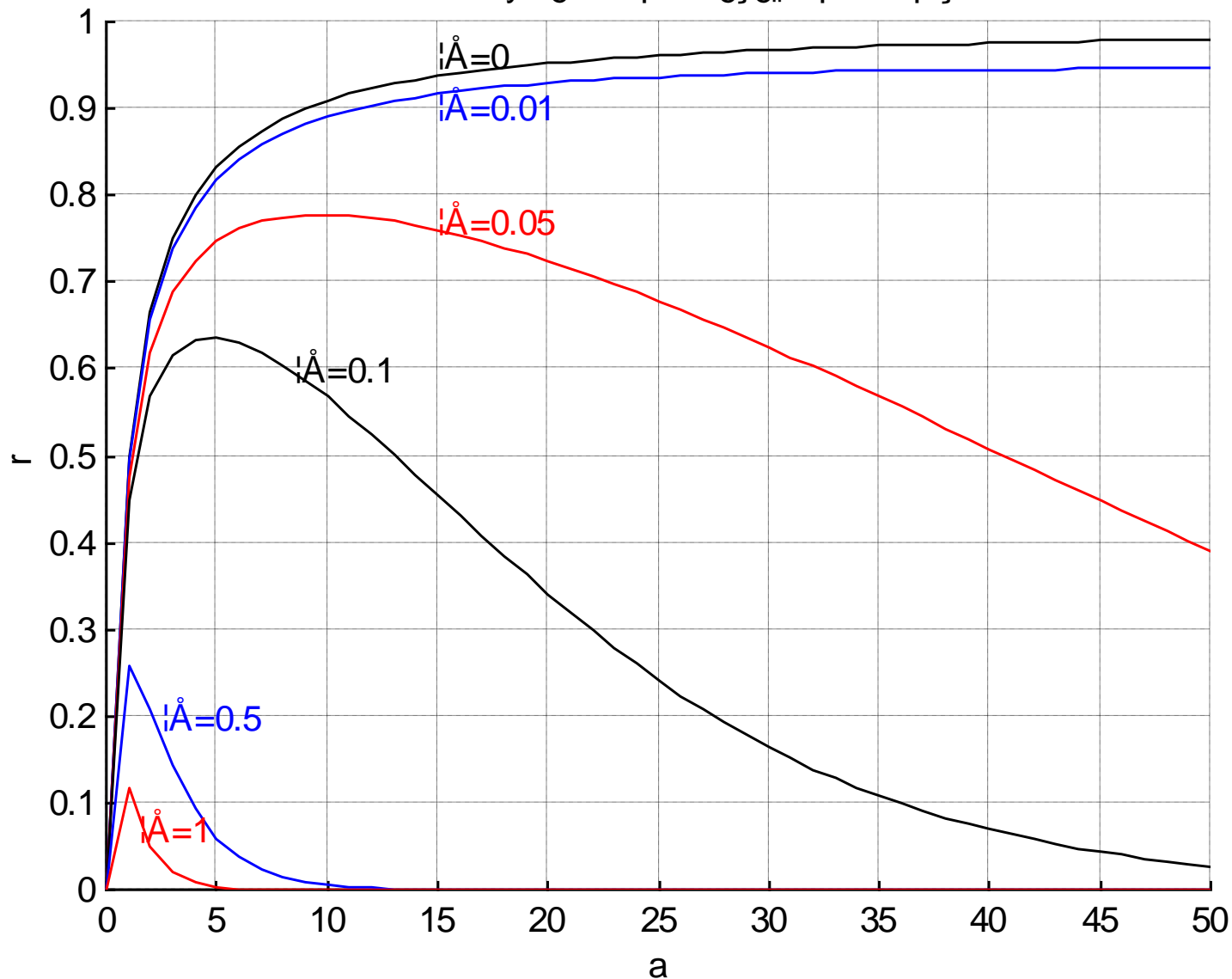
$$r = \frac{1+a}{\bar{T}} = \frac{1+a}{e^a + 1/a} = \frac{a(1+a)}{1+ae^a}$$

≡通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 和时延 $\epsilon$ 的关系曲面如图：



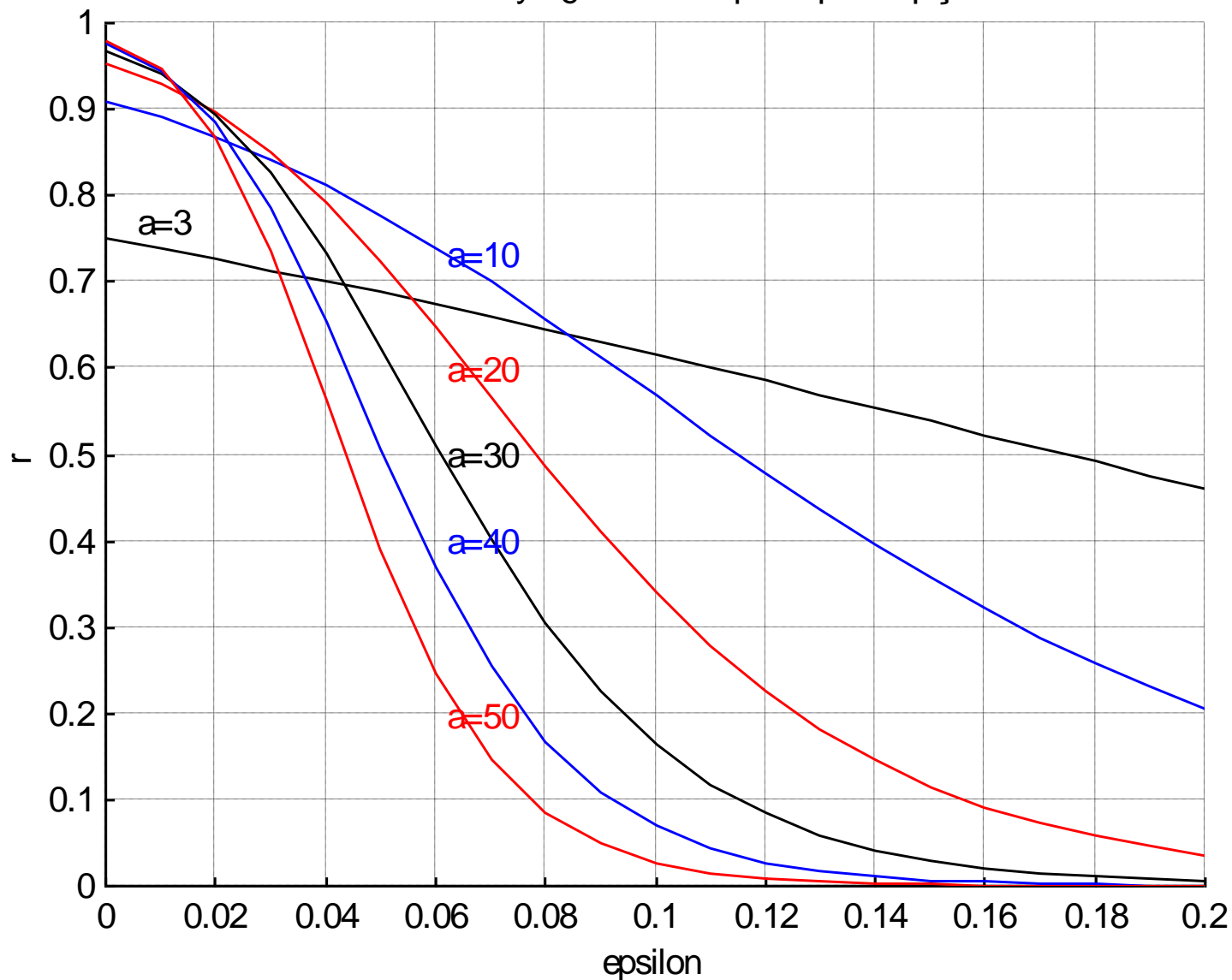
≡ 通过量 $r$ 与业务量强度 $a$ 的关系曲线如图:

CSMA-CD



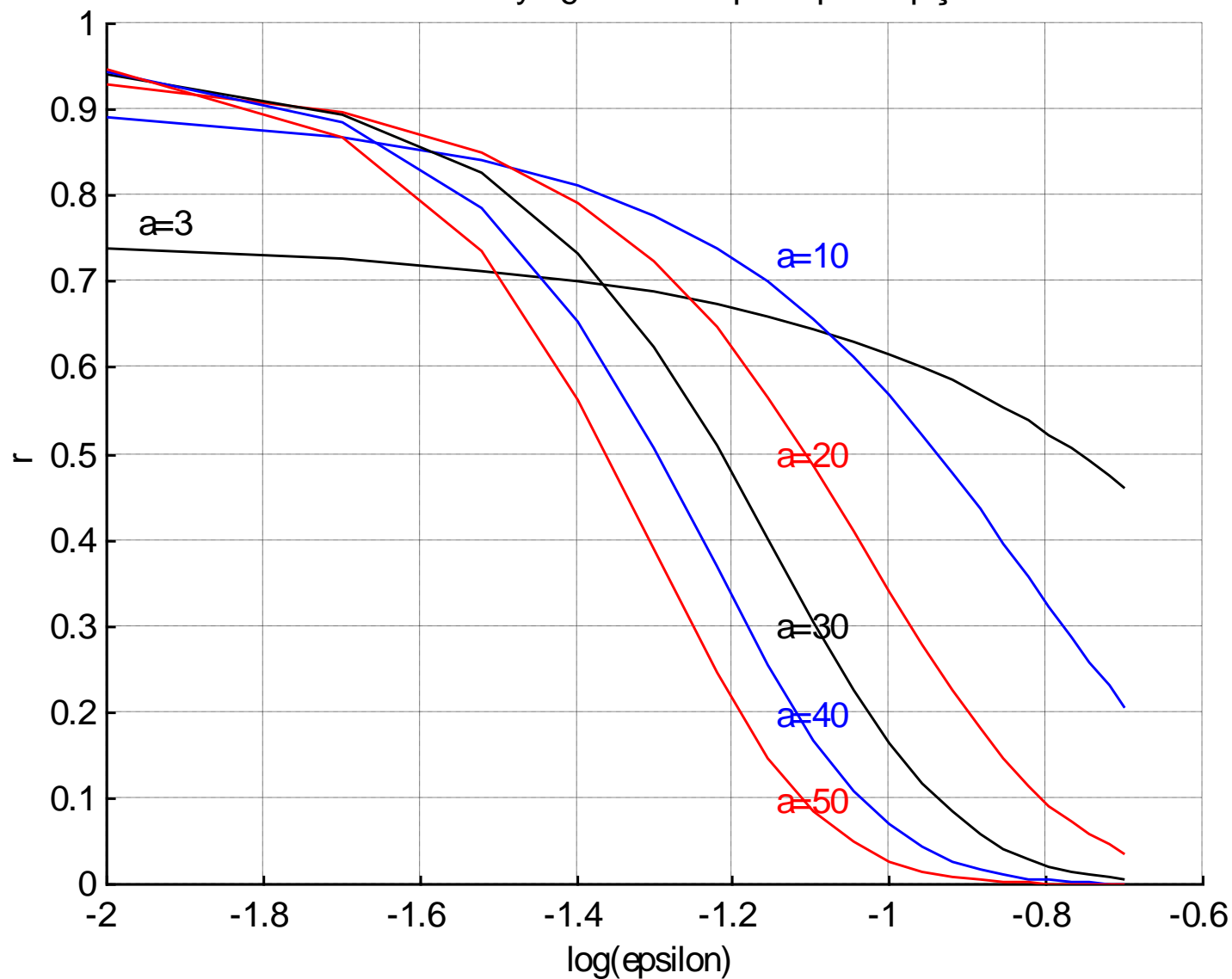
≡ 通过量 $r$ 与时延 $\epsilon$ 的关系曲线如图:

CSMA-CD



≡ 通过量 $r$ 与时延 $\varepsilon$ 的关系曲线如图:  $\log(\varepsilon)$

CSMA-CD



## 4.4.5 轮询方式的多址接入系统(Polling)

— 轮询方式是一种设有主站的集中控制、非竞争型的方式

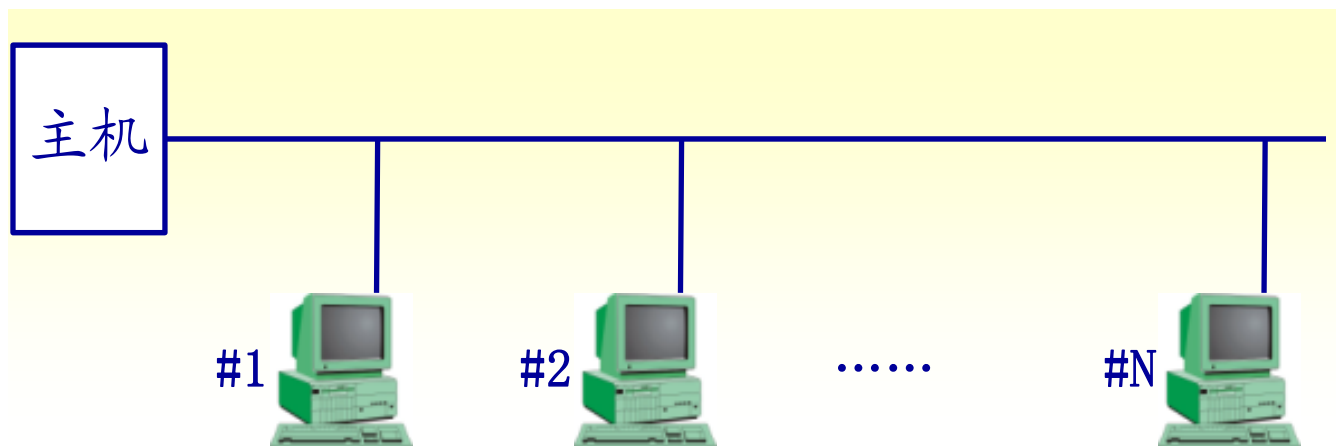
≡ 用户接入网络要受控于网络

— 如图:

≡ 总线信道上有一个主站和N个子站

△ 主站向子站发出询问信令P

△ 子站收到信令P后才可以利用信道



# — 发送询问信令的方法

## = 串序式

≡ 主站直接依次轮询各个子站是否有信息要发送

≡ 被询问的子站在收到询问信令后

△ 或送出信息包和结束符合

△ 或回答无信息包，相当于只发送结束符

≡ 串序式可设优先级

△ 对优先级高的子站可增加询问次数

## = 辐射式和令牌式

≡ 主站只发出一个询问信令或令牌，各子站依次下传

△ 信令P中无子站的号码

△ 子站收到令牌后可发出信息包

△ 发完后，把令牌送给下一站

≡ 这种方式不宜设置优先级

△ 常用于环行网中，使令牌在网内环行



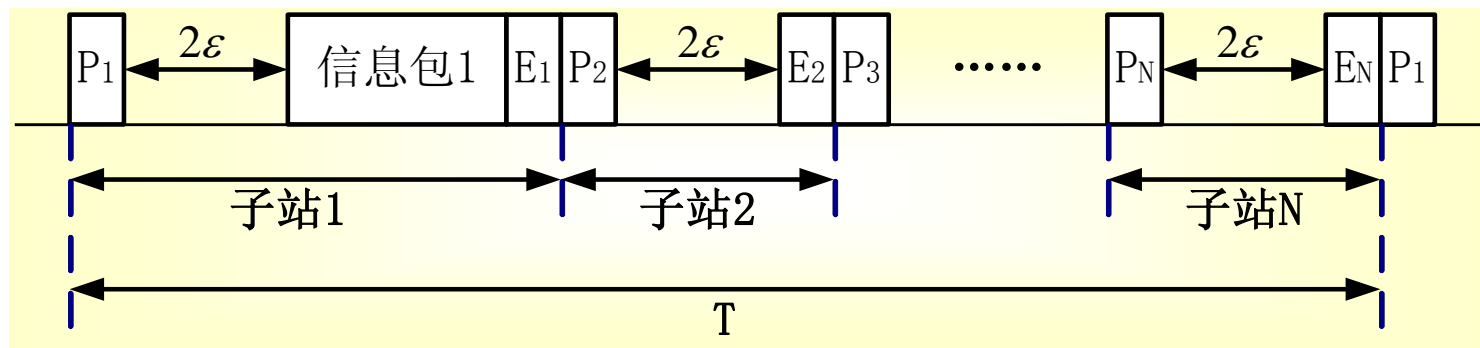
# — 无优先级的依次轮询方式的通过量

≡ 假设

≡  $P$  为询问信令的长度

≡  $E$  为结束信令的长度

≡  $T$  为一个轮询周期，如图



≡ 其中，第一个子站有信息包待发

△ 若其长度为1，则该子站占用信道的时间为  $1 + b$

△ 其中： $b = P + 2\varepsilon + E$  (4-167)

△  $\varepsilon$  是传输时延，设  $\varepsilon$  是常量，且与主站到子站的距离无关

△  $2\varepsilon$  是发生询问并收到应答的传输时延

≡ 第二个子站中无信息包待发，则其占用信道的时间为  $b$

= 若一个轮询周期T内，

≡ 每个子站有信息包待发的概率是p

≡ 则在T期间有n个子站有信息包待发的概率为：

$$p_n = C_N^n p^n (1-p)^{N-n}$$

≡ 则：  $T = n(1+b) + (N-n)b = Nb + n$

= 若每个子站的平均呼叫率为 $\lambda_0$

≡ 则：

$$\begin{aligned} p &= \sum_{n=0}^N [1 - e^{-\lambda_0 T}] \cdot p_n \\ &= \sum_{n=0}^N [1 - e^{-\lambda_0 (N \cdot b + n)}] \cdot C_N^n p^n (1-p)^{N-n} \end{aligned}$$

$$\Delta \text{ 其中：} \quad = 1 - e^{-\lambda_0 \cdot N \cdot b} [pe^{-\lambda_0} + 1 - p]^N$$

$$\bullet \quad e^{-\lambda_0 T} = \frac{(\lambda_0 T)^k}{k!} e^{-\lambda_0 T} \Big|_{k=0} \quad \text{为：在T内有0个呼叫到达的概率}$$

• 亦即：在T内无呼叫到达的概率

·  $1 - e^{-\lambda_0 T}$  : 为在T内有呼叫到达的概率

≡ 整理得:

$$\Delta \quad 1 - p = e^{-\lambda_0 Nb} [1 - p(1 - e^{-\lambda_0})]^N \quad (4-168)$$

≡ 若给定 $\lambda_0$ , b, N, 则可算出p

= 通过量

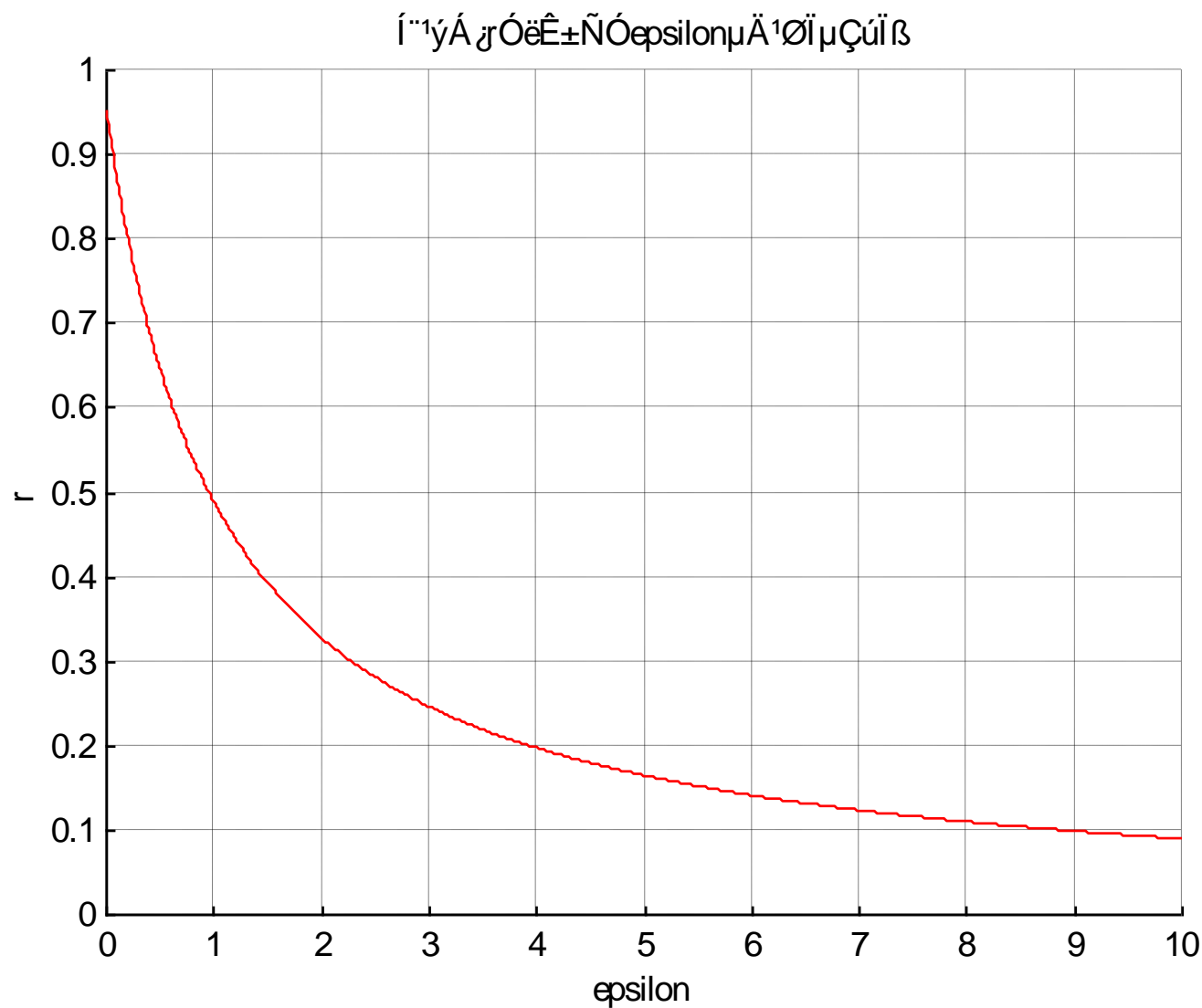
$$\equiv \quad r = \frac{\bar{n}}{T} = \frac{\bar{n}}{Nb + n} = \frac{pN}{Nb + pN} = \frac{p}{b + p} \quad (4-169)$$

≡ 当 $\lambda_0 \rightarrow \infty$ , p  $\rightarrow$  1 时, 可得最大通过量  $r_{\max}$

$$\Delta \quad r_{\max} = \frac{1}{1 + b} \quad (1-170)$$

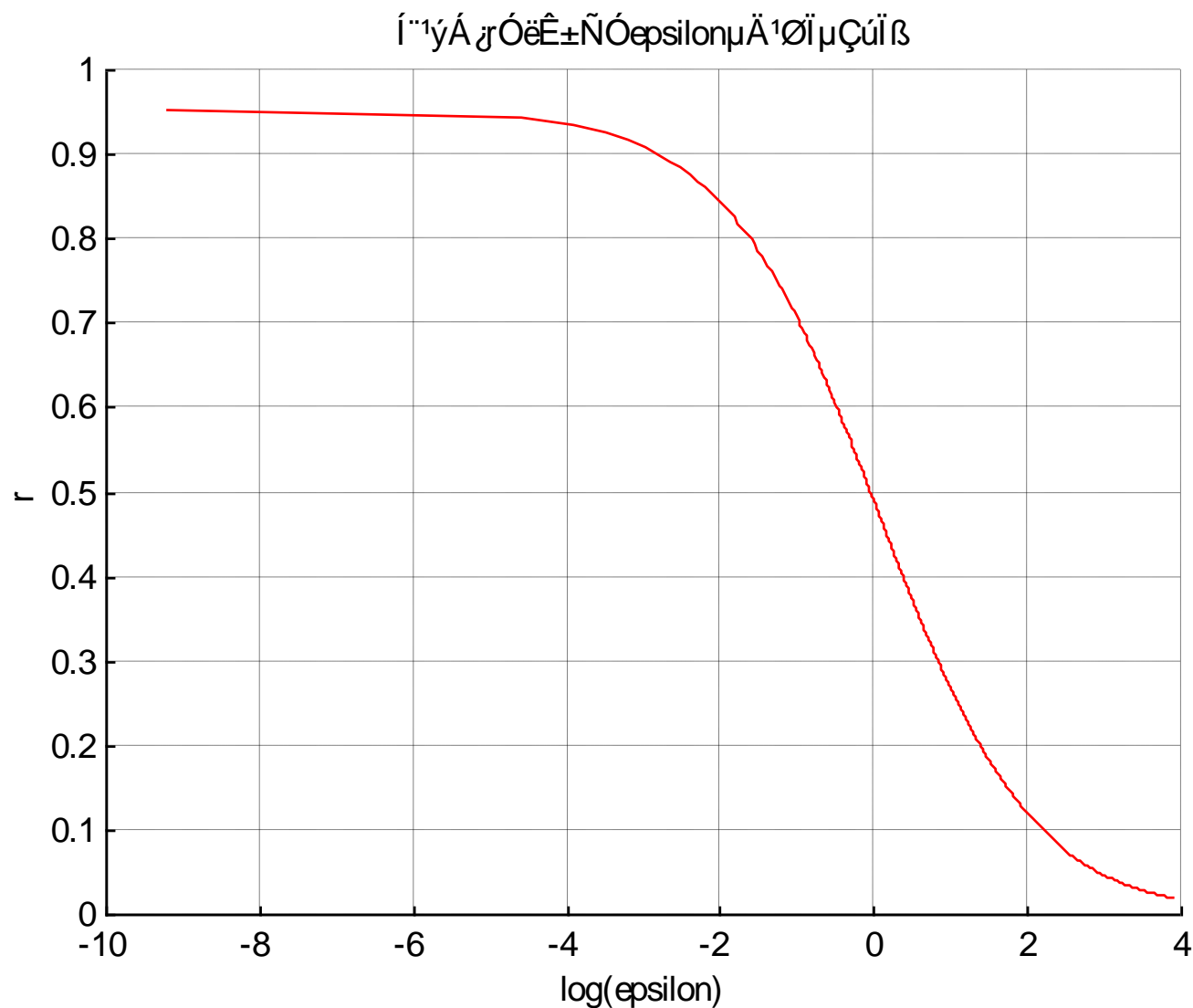
≡ 最大通过量  $r_{\max}$  与时延  $\varepsilon$  的关系曲线

$\Delta$  令  $P+E=0.05$



≡ 最大通过量  $r_{\max}$  与时延  $\varepsilon$  的关系曲线(对数曲线)

$\Delta$  令  $P+E=0.05$



## 4.4.6 各种多址系统的比较

— 当总业务量强度 $a$ 很小时

= 各种地址系统的通过量公式的近似式为

≡ 纯随机接入:  $r \approx a (1-2a)$

≡ 时隙多址接入:  $r \approx a (1-a)$

≡ 非持续监听CSMA:  $r \approx a [1-(1+2\varepsilon) a]$

≡ 持续监听CSMA:  $r \approx a (1-\varepsilon a)$  (4-172)

≡ 非持续监听 - 碰撞检测:  $r \approx a (1-\varepsilon a)$

≡ 轮询地址接入:  $r \approx a (1-ba/2)$

$\Delta \varepsilon$ : 传输时延

$\Delta b$ : 询问信令p的时长 + 结束信令E的时长 + 往返时延

•  $b = P + 2\varepsilon + E$

= 各种方式具有基本上相同的通过量  $r \approx a$

≡ 即，绝大部分呼叫均能顺利通过信道，到达目的地

= 只有与  $a^2$  成比例的一些呼叫不能利用信道

≡ 这一部分呼叫在不同的接入方式中有不同的性质

≡ 在纯随机接入（纯ALOHA）方式中

△ 这一部分损失的呼叫是由碰撞引起的

≡ 在载波监听系统中

△ 这一部分损失的呼叫是由碰撞和由于监听到信道忙而放弃的

≡ 在轮询方式中

△ 这一部分损失的呼叫是由于控制信令P和E以及时延占用了信道所引起的

≡ 进一步考察 $a^2$ 项系数，可以看出，

≡ 各种方式的业务通过量是有所不同的

≡ 在传输时延 $\varepsilon$ 较小时

△ 持续监听的CSMA和非持续监听 - 碰撞检测的CSMA性能最好

△ 轮询方式中有控制信令的损失，并不会优于持续监听的CSMA等

≡ 在时延较大时

△ 时隙多址接入方式的性能最优

△ 因为它与时延 $\varepsilon$ 无关

≡ 所以，在 $a$ 较小时

△ 轮询方式并不是最优的

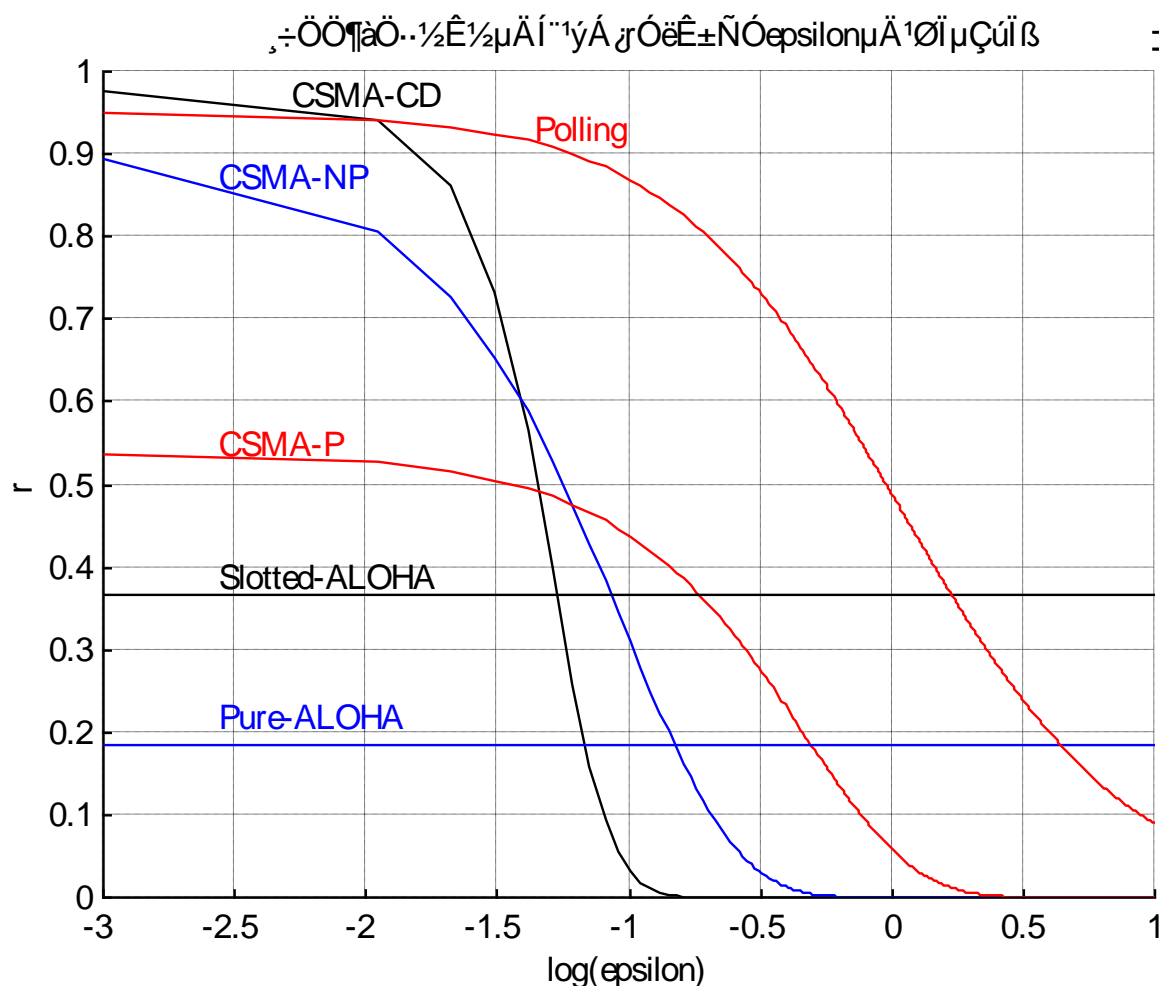
△ 亦即，此时，碰撞的存在并不是一个问题



- 当总业务量强度 $a$ 很大时 ( $a \rightarrow \infty$ )
  - = 这时，所有竞争型的方式，只要有时延存在
    - ≡ 都将使通过量 $r$ 趋于零
    - ≡ 系统将趋于不稳定
      - △ 因为新来的信息包将无法通过
      - △ 而旧包又不断增加
      - △ 即碰撞将造成信道处于阻塞状态
  - = 对于中央控制的非竞争型的轮询方式
    - ≡ 将达到最大通过量
    - ≡ 而且系统的工作是稳定的

# — 时延 $\varepsilon$ 对各种方式的影响

= 绘制各系统最大通过量与 $\varepsilon$ 的关系曲线



= 从图中可以看出

≡ 在 $\varepsilon$ 较小的局域网中

△ 宜采用碰撞检测的载波监听多址接入方式

≡ 在 $\varepsilon$ 较大的卫星网中

△ 只能采用纯随机接入的或时隙的多址接入方式

## — 从等待时间方面来比较各种多址接入系统

= 在信息包的传递过程中，每个信息包在系统中停留的时间也是一个重要的质量指标

### = 轮询方式

≡ 一个信息包进入某一子站后，有两种极端的情况

△ 一种是：询问信令刚到本站，恰好有一个信息包刚准备好，可以立即发送出去，等待时间为零

△ 另一种：收到询问信令，并刚刚应答无信息要发送后，就收到了信息包，此时要等待一个轮询周期T

≡ 所以，平均等待时间将为

$$\Delta \quad \bar{\omega} = \frac{\bar{T}}{2} = \frac{N}{2}(b + p) \quad (4-173)$$

≡平均等待时间  $\bar{\omega}$  与通过量  $r$  的关系式

$$\Delta \quad \bar{\omega} = \frac{N \cdot b}{2(1-r)} \quad (4-174)$$

≡若假定  $N$  很大,  $\lambda_0$  很小, 使  $N\lambda_0 = a$  (常数)

△这将使平均等待时间  $\bar{\omega}$  很大

△因为  $\bar{\omega}$  肯定大于  $Nb/2$

△可见, 轮询系统中, 子站数  $N$  不能很大

△这与纯随机接入方式有明显的不同

△在纯随机接入方式中, 我们假定用户数是无穷多的

## = 竞争型系统的平均等待时间

≡ 当通过量 $r$  接近最大通过量 $r_{\max}$  时

△ 系统将趋于不稳定

△ 这时，若旧包略有增加，则总业务量强度 $a$ 也将增大

△ 致使通过量 $r$  下降

△ 又使旧包进一步增大，直至无限

△ 所以平均等待时间将无限增大

≡ 当 $r$  小于 $r_{\max}$  较多时

△ 系统才能稳定

△ 每个信息包要重发的概率为： $p_R = (a - r) / a$

△  $(a - r)$  是需重发的部分

△ 它与 $a$ 之比就是需要重发部分所占的比值

△ 设每重发一次所需的处理时间为 $c$

△ 则重发 $k$ 次所需时间为 $kc$ ，概率为 $p_R^k$

△ 所以，平均等待时间为

$$\bullet \quad \bar{\omega} = \sum_{k=1}^{\infty} kc \left( \frac{a-r}{a} \right)^k = c \cdot \frac{1}{\left( \frac{r}{a} \right)^2} \left( 1 - \frac{r}{a} \right) = c \cdot \frac{a}{r} \cdot \left( \frac{a}{r} - 1 \right) \quad (4-175)$$

△ 此式与 $N$ 无关，即使 $N$ 趋于无限大，只要 $N\lambda_0 = a$ 为常量

• 则平均等待时间仍是有限的

△ 这与轮询方式是不同的

△ 这说明竞争方式与非竞争方式是有明显区别的

= 以上讨论表明

≡ 碰撞并不十分可怕

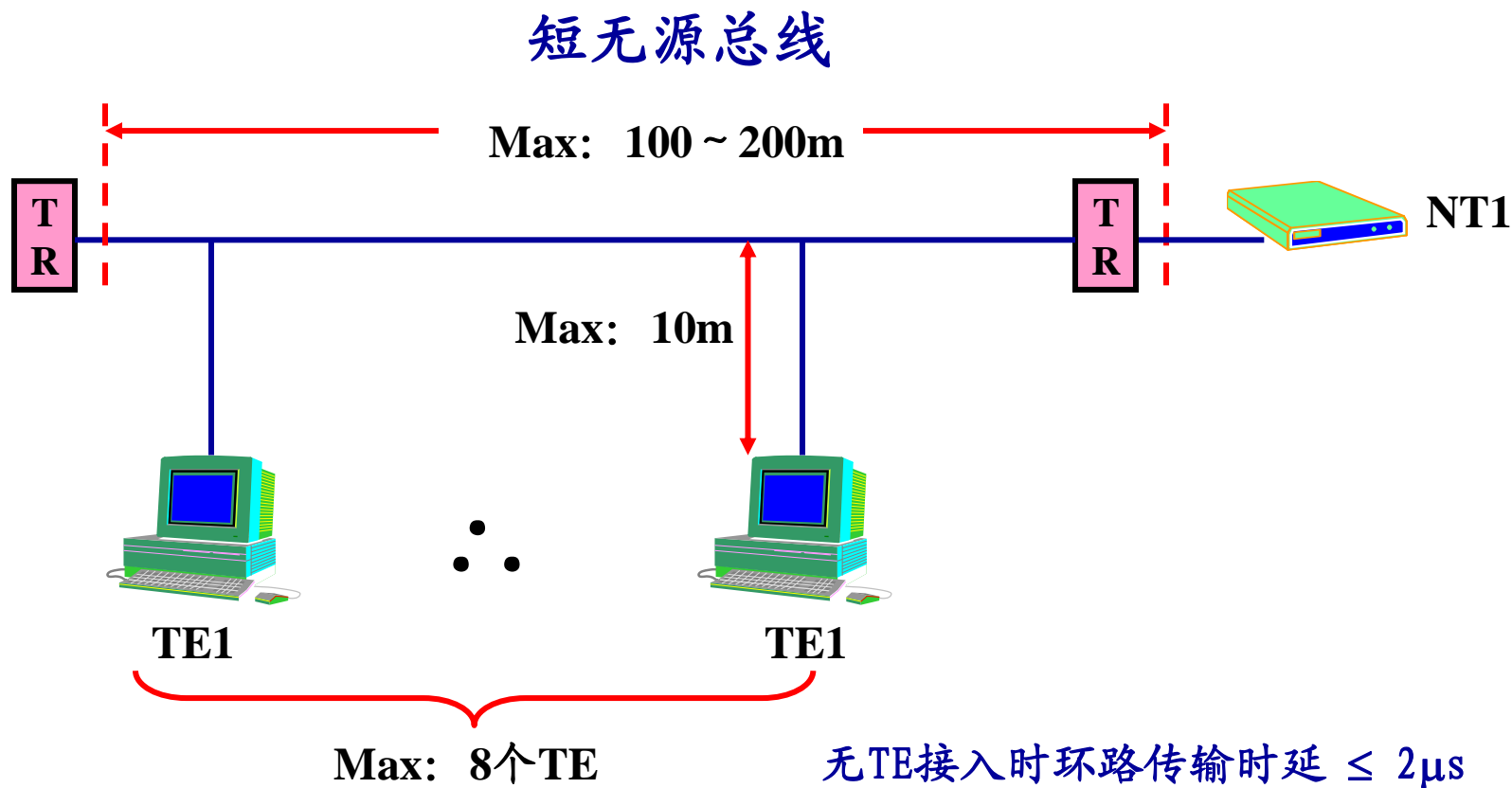
≡ 非竞争方式并不一定更好

≡ 它们各自适用于不同的应用环境

## 4.4.7 一种新的接入竞争控制机制

- 具有冲突解决能力的载波监听随机接入方式
  - = Carrier Sense Multiple Access / Collision Resolution
  - = CSMA / CR
  
- 在窄带ISDN系统中已经使用
  - = 基本速率接口:  $2B+D$
  - = 基群速率接口:  $30B+D$

# ISDN用户系统参考配置





# D信道接入竞争

## – D信道竞争的概念

= S/T接口采用总线配置的接口结构

= 多个TE同时向D信道争用D信道

## – 解决方式

= CSMA/CD ( Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection )

≡ 具有冲突检测能力的载波监听多路访问方式

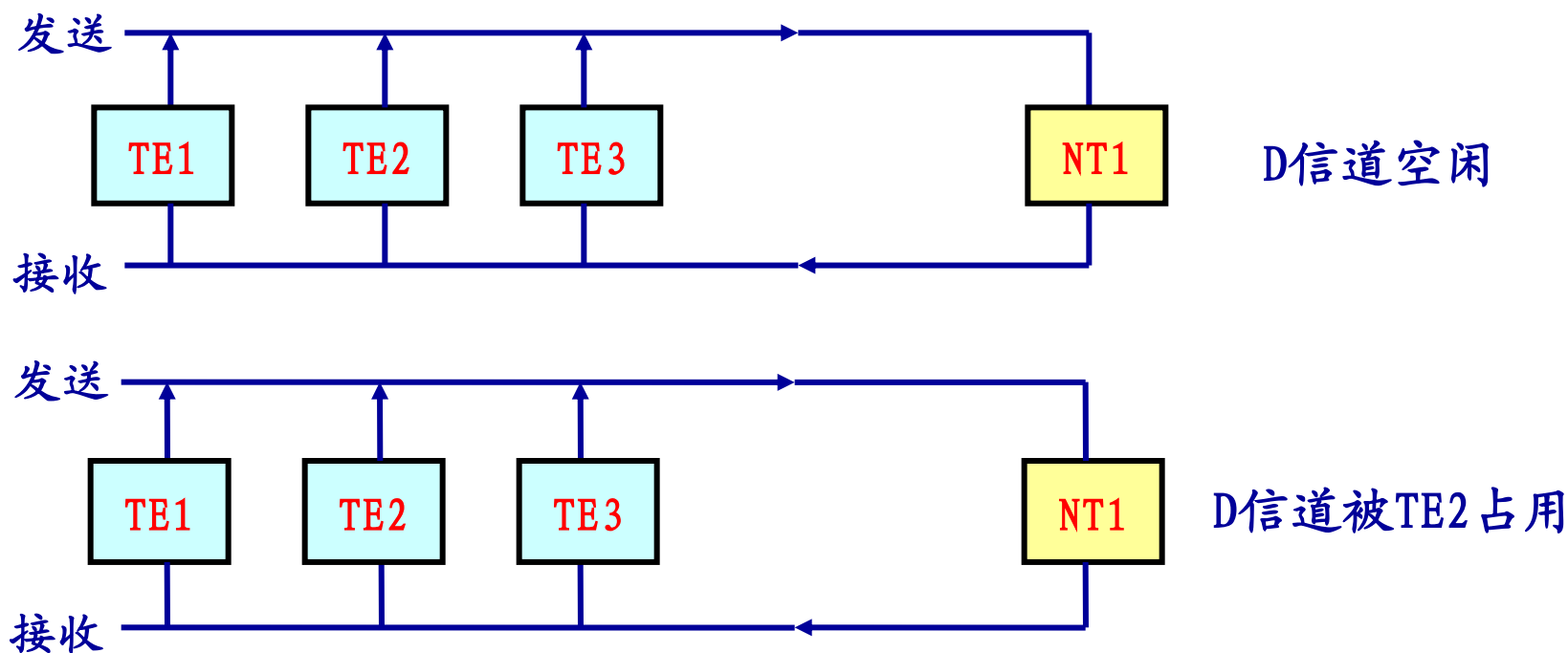
= CSMA/CR ( Carrier Sense Multiple Access/Collision Resolution )

≡ 具有冲突解决能力的载波监听多路访问方式

≡ 当多个TE发生D信道竞争时，最终必有一个TE能成功发送全部数据

# CSMA/CR原理

- 设置回声信道：E信道
- D信道的空闲检测
  - = TE检测到连续七个 $E = 1$ ，则可认为D信道空闲
  - ≡ 实际是检测到连续八个“1”，才认为D信道空闲



## — D信道的竞争检测与控制

### = 多个终端同时向D信道中写信息时

≡ 各终端要在回声信道中监听返回的信息

≡ 返回的信息与自己发出的信息一致时，就继续发送

≡ 返回的信息与自己发出的信息不一致时，就停止发送

△ 二进制“1”：线路上发送0电平

△ 二进制“0”：线路上发送V电平

△ 碰撞时，二进制“0”将胜出

### = 使用D信道的公平性

≡ 碰撞成功的终端，要降低一个优先级

△ 即要检测到连续九个“1”才认为信道空闲

≡ 碰撞失败的终端，要升高一个优先级

≡ 信令应用的优先级应高于数据应用

△ 数据应用要检测到连续十个、十一个“1”才认为信道空闲

- **CSMA / CR**是一种效率很高的接入控制方法
  - ≡ 不管如何碰撞，最终总有一台终端可以完成其数据的传输
  - ≡ 而前面介绍的方法中
    - ≡ 碰撞发生后，需要所有终端都退出传输
    - ≡ 然后按某种规则重新开始
    - ≡ 因此效率较低

(本节结束)