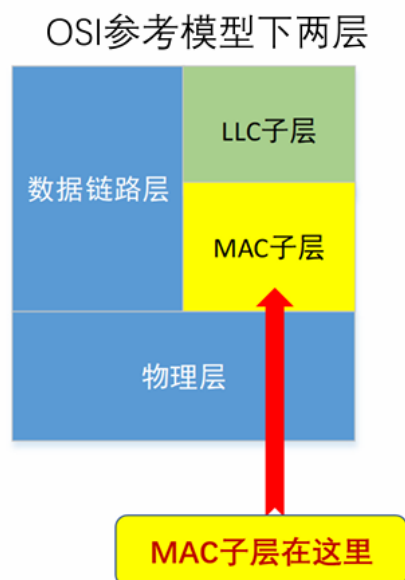


第四章 介质访问子层（MAC）



MAC (Media Access Control) 子层在哪里？

- 数据链路层分为两个子层：
 - MAC子层：介质访问
 - LLC子层：承上启下（弱层）
- 以太网和IEEE802.3
 - 覆盖的层数不同（1.5层 vs 2层）
 - 帧的结构有细微不同
 - 以太网：事实上的标准，而802.3系列让接入有了无限的延展性
- 局域网：以太网、无线局域网.....



信道分配问题

点到点信道 多点访问信道

常见的局域网拓扑：总线拓扑、星型拓扑、环型拓扑 共同点：共享一根信道（广播信号）

问题：可能多个站点想要访问信道，如何分配

解决办法：介质的多路访问控制（静态分配、动态分配）

静态分配

方法：TDM、FDM

排队论分析：

- **M** (顾客到达时间间隔分布)
 - 帧到达时间间隔服从指数分布
 - 平均到达率 (输入率) : λ 帧/秒
- **M** (服务时间分布)
 - 帧长度服从指数分布, 平均长度 $1/\mu$ 位/帧
 - 信道容量为 C 位/秒, 则信道服务率为 μC 帧/秒
- **1** (并列服务台个数)

如该过程稳定, 则	解得: $p_i = p_0 \rho^i$
$\lambda p_0 = \mu C p_1$ ①	其中: $\rho = \lambda / (\mu C)$
$\lambda p_1 + \mu C p_1 = \lambda p_0 + \mu C p_2$ ②	则: $p_0 = 1 - \rho$
$\lambda p_2 + \mu C p_2 = \lambda p_1 + \mu C p_3$ ③	则系统中的平均顾客数
... ..	$N = \sum_{i=0}^{\infty} i p_i = \frac{\rho}{1 - \rho}$

在稳定状态下, 存储在网络中的报文平均数, 等于报文的平均到达率乘以这些报文在网络中经历的平均时间

即: $N = \lambda T$

则: $N = \frac{\rho}{1 - \rho} = \frac{\lambda / \mu C}{1 - (\lambda / \mu C)} = \lambda T$

得: $T = \frac{1}{\mu C - \lambda}$

- 根据排队理论，可证明：单信道平均延迟时间 T （顾客在服务系统中的逗留时间）为：

$$T = \frac{1}{\mu C - \lambda}$$

- 信道 N 等分后每个子信道的平均延迟时间

M —平均输入率： λ/N ；

M —平均服务率： $\mu C/N$

$$T_{FDM} = \frac{1}{\mu(C/N) - (\lambda/N)} = \frac{N}{\mu C - \lambda} = NT$$

假设：

信道容量： C bps

平均到达帧率： λ 帧/秒

平均帧长： $1/\mu$ 位/帧

N信道的平均等待时间是单信道的N倍

- 问题：资源分配不合理，不满足用户对资源占用的不同需求；有资源浪费，效率低；延迟时间增大 N 倍
- 适于用户数量少且用户数目固定的情况；适于通信量大且流量稳定的情况；不适用于突发性业务的情况

多路访问协议

ALOHA最早是为了连接夏威夷的各岛屿而建的

纯ALOHA

- 基本思想：只要用户有需要就发送数据
- 冲突：无论何时只要有二个帧在相同时间试图占用信道，冲突就会发生，并且两帧都会损坏，损坏的帧都要被重传

效率分析：无穷多个发送方

用帧时表示传输一个标准的帧所需的时间； G 代表负载，即平均每帧时想要传输的帧的数量（包括需要重传的）；而每帧能够生成的帧的数量符合泊松分布； P 是一帧没有发生冲突的概率； S 是吞吐量， $S=GP$

如果从一帧被发送出去开始算起，在一个“帧时”内没有发出其他的帧，则这一帧不会遭到冲突，如图4-2所示。在什么样的条件下，图中的阴影帧将毫无损坏地到达目的地？假设发送一帧所需的时间为 t 。如果其他用户在 $t_0 \sim t_0+t$ 之间生成了一帧，则该帧的结尾部分将与阴影帧的开始部分

发生冲突。实际上，阴影帧的命运在它的第一位被发出去之前就已经注定了。但是，由于在纯 ALOHA 中，站在传输之前并不去侦听信道，所以，它无法知道是否有其他的帧已经在使用信道上了。类似地，在 $t_0 + t \sim t_0 + 2t$ 之间开始发送的任何其他帧都会和阴影帧的结尾部分冲突。

结论：危险时长是两个帧时间

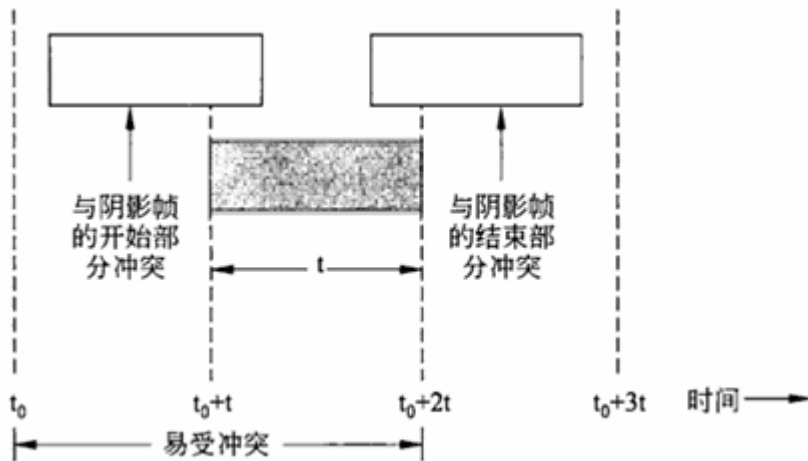


图 4-2 阴影帧的易受冲突周期

根据泊松分布，给定的一个帧时间内生成 k 帧的概率为 $pr[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$

所以生成零帧的概率为 $pr[0] = e^{-G}$ 两个帧时间都生成则是 $pr[0] * pr[0] = e^{-2G}$ ，利用 $S=GP$ ，得 $S = Ge^{-2G}$

经计算， $S(G)_{max} = S(0.5) = 0.184$

分槽ALOHA

将时间分为离散的间隔，称为时间槽，每个槽都是一个帧时间 **帧的发送必须在时间槽的起点**

从而将危险时长减到了一个帧时间

$$S = Ge^{-G}$$

$S(G)_{max} = S(1) = 0.368$ ，是原来的两倍

载波侦听多路访问协议

CSMA: Carrier Sense Multiple Access 特点：“先听后发”

非持续式CSMA

- 特点

- 经侦听，如果介质空闲，开始发送
- 如果介质忙，则等待一个随机分布的时间，然后重复步骤①
- 好处：等待一个随机时间可以减少再次碰撞冲突的可能性
- 缺点：等待时间内介质上如果没有数据传送，这段时间是浪费的

持续式(指1-持续式)CSMA

- 特点
 - 经侦听，如介质空闲，则发送
 - 如介质忙，持续侦听，一旦空闲立即发送
 - 如果发生冲突，等待一个随机分布的时间再重复步骤①
- 好处：持续式的延迟时间要少于非持续式
- 主要问题：如果两个以上的站等待发送，一旦介质空闲就一定会发生冲突

p-持续式CSMA

- 特点
 - 经侦听，如介质空闲，那么以 p 的概率 发送，以 $(1-p)$ 的概率延迟一个时间单元发送
 - 如介质忙，持续侦听，一旦空闲重复①
 - 如果发送已推迟一个时间单元，再重复步骤①
- 注意:1-持续式是p-持续式的特例

使用CSMA仍然不能完全避免冲突，冲突窗口 $2D$ （ D 是单边延迟）

CSMA/CD

- 原理：“先听后发、边发边听”
- 过程
 - 经侦听，如介质空闲，则发送。
 - 如介质忙，持续侦听，一旦空闲立即发送。
 - 如果发生冲突，等待一个随机分布的时间再重复步骤①

受控访问协议

- 位图协议 原理：在竞争期，每个需要发帧的站在对应的竞争槽填'1'；在传输期，依次让所有填1的站传输一个帧

位图协议的信道利用率分析



➤ 假设

- 有N个用户，需N个时隙，每帧d比特

➤ 信道利用率

- 在低负荷条件下： $d/(d+N)$ (N越大，站点越多，利用率越低)
- 在高负荷条件下： $d/(d+1)$ ，接近100%

➤ 缺点

- 位图协议无法考虑优先级

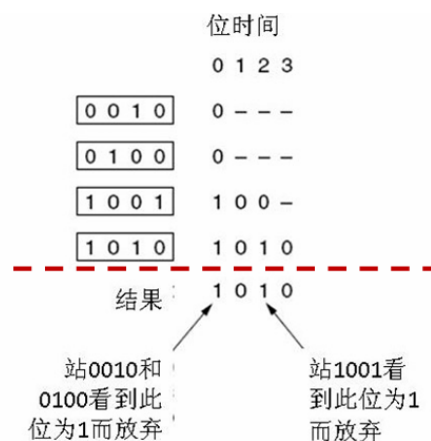
• 二进制倒计数协议

➤ 站点：编序号，序号长度相同

➤ 竞争期：有数据发送的站点从高序号到低序号排队，高者得到发送权

➤ 特点：高序号站点优先

- 好事还是坏事？

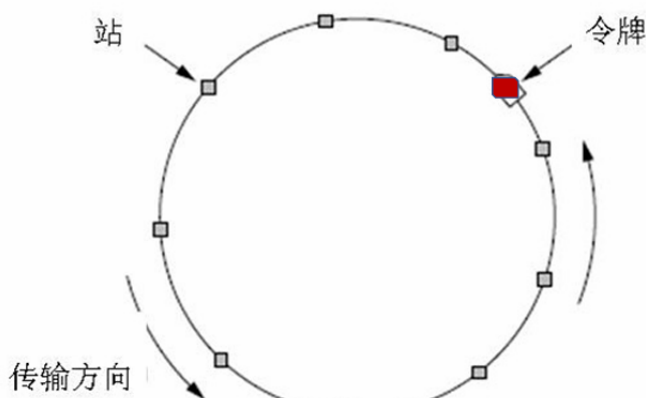


防止低序号站点一直抢不到发送权，可以怎样办？

信道利用率为 $d/(d+\log_2(N))$

- 令牌传递

- **令牌**：发送权限
- 令牌的**运行**：发送工作站去抓取，获得发送权
 - 除了环，令牌也可以运行在其它拓扑上，如**令牌总线**
- 发送的帧需要**目的站或发送站**将其从共享信道上去除；防止无限循环
- **缺点**：
 - 1) 负载低时，节点仍需等待拿到令牌才能通讯，因此延迟较大。
 - 2) 令牌的维护代价。

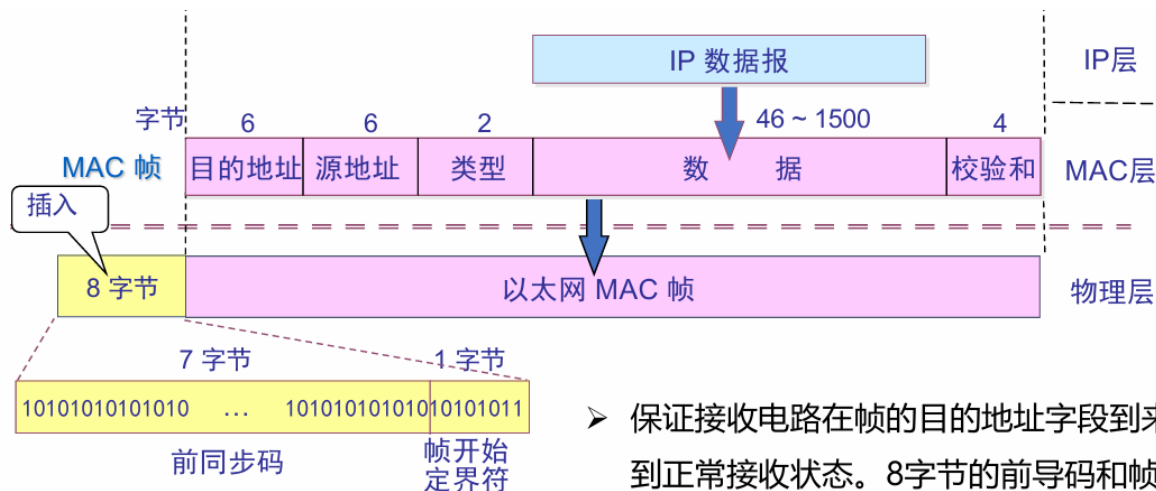
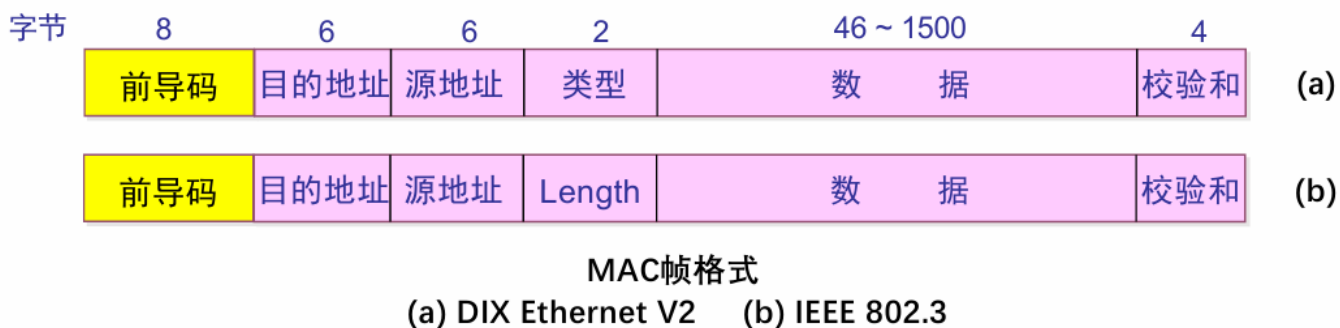


以太网

经典以太网

物理层：最高速率10Mbps 使用曼彻斯特编码 使用同轴电缆和中继器连接

MAC子层：主机运行CSMA/CD



- 保证接收电路在帧的目的地址字段到来之前达到正常接收状态。8字节的前导码和帧前定界符不需要保留，也不计入帧头长度。

目的地址和源地址都是MAC地址，都是6位

数据字段46+500字节，即总长度64+518字节

二进制指数后退

二进制指数后退(Binary exponential backoff)的CSMA/CD

- 确定基本退避时间槽，其长度为以太介质上往返传播时间(2τ)，以太网中设为512比特时间
- 定义重传次数 k ， $k \leq 10$ ，即

$$k = \min[\text{重传次数}, 10]$$

- 从整数集合 $[0, 1, \dots, (2^k - 1)]$ 中随机地取出一个数，记为 r ；
- 重传所需的时延就是 r 倍的时间槽 2τ ；
- 当重传达 16 次仍不能成功时即丢弃该帧，并向高层报告。

以太网性能



以太网性能



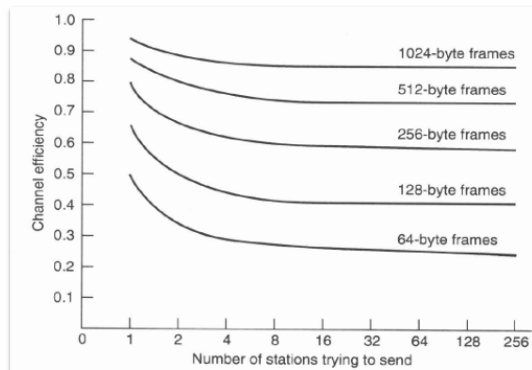
➤ 使用二进制指数后退算法的CSMA/CD方法，以太网的性能？

$$\text{信道效率} = \frac{P}{P + 2\tau/A}$$

$P = F/B$ ， F 为帧长， B 为带宽；
 L 为电缆长度， c 为信号传播速度；
假设每帧 e 个竞争时间槽

$$\text{信道效率} = \frac{1}{1 + 2BLE/cF}$$

- 传送一帧平均需要 P 秒，某个站获得信道的概率为 A ， 2τ 为时间槽。
- 电缆越长， τ 越大，任何两个站之间的最大电缆距离会影响性能。



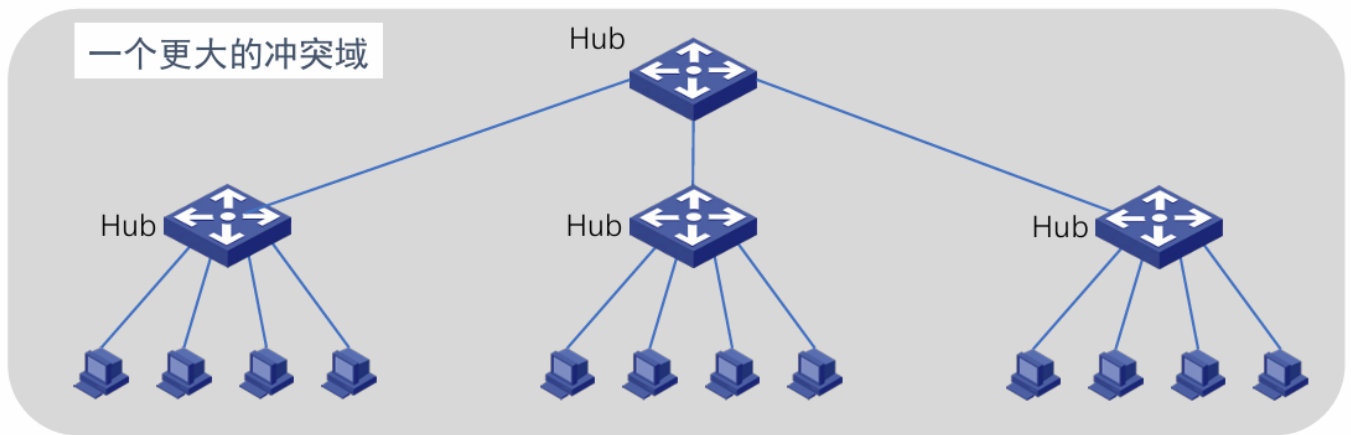
具有512bit时间槽的10Mbps以太网效率

- 在给定帧长的情况下，增加带宽或距离会降低网络效率。
- 然而网络发展的目标总是在长距离上拥有高带宽！

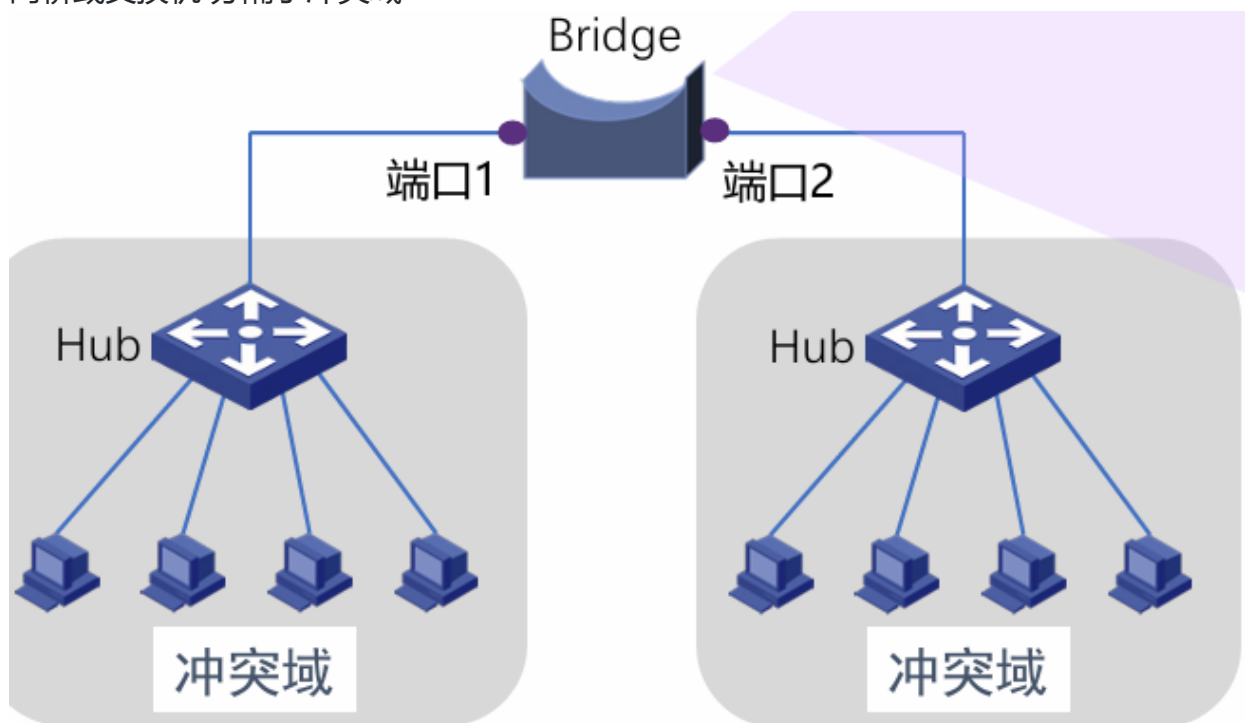
数据链路层交换

交换原理

- 物理层设备扩充网络 同一个hub内连的都属于一个冲突域
 - 扩大了冲突域，性能降低，安全隐患

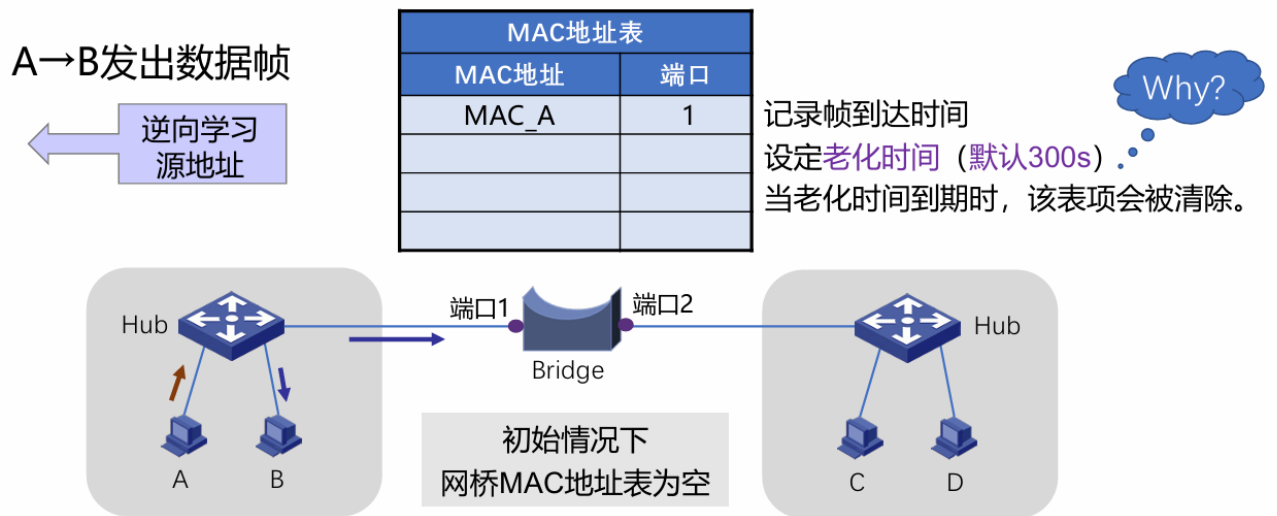


- 数据链路层设备扩充网络
 - 网桥或交换机 分隔了冲突域



网桥如何做到透明

- MAC地址表的构建
 - 增加表项：帧的源地址对应的项不在表中
 - 删除表项：老化时间到期
 - 更新表项：帧的源地址在表中，更新老化时间



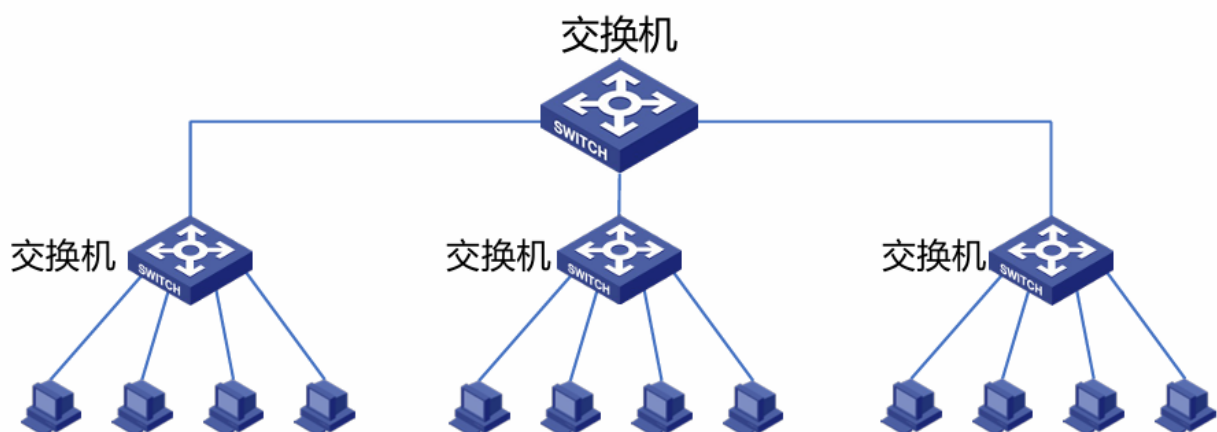
- MAC地址表的使用（收到一段数据时）
 - Forwarding（转发）：找到匹配项并从对应的端口发出去
 - Filtering（过滤）：找到匹配项但是入境口等于出境口，丢弃
 - Flooding（泛洪）：找不到匹配表项！从所有端口（除了入境口）发送出去

泛洪会导致无关的网段也收到数据，存在安全隐患

链路层交换机

传统LAN分段：交换机端口通常与集线器连接；使用交换机把LAN分段为更小的冲突域。

现代LAN分段：直连PC，微分段，创建无冲突域



交换方式：非对称与对称（出入带宽） 存储转发、直通、无碎片（转发时机）

- 存储转发

- 特点：转发前必须接收整个帧、执行CRC校验
- 缺点：延迟大
- 优点：不转发出错帧、支持非对称交换
- 直通交换
 - 特点：一旦接收到帧的目的地址，就开始转发
 - 缺点：可能转发错误帧、不支持非对称交换
 - 优点：延迟非常小，可以边入边出
- 无碎片交换
 - 特点：接收到帧的前64字节，即开始转发
 - 缺点：仍可能转发错误帧，不支持非对称交换
 - 优点：过滤了冲突碎片，延迟和转发错帧介于存储转发和直通交换之间

可靠传输中可能会形成物理环路，导致广播风暴、重复帧、MAC地址表不稳定，因此需要破除环路，有了生成树协议

生成树协议

选举产生根桥、根端口、指定端口，形成生成树

- 选举根桥：同一广播域中的所有交换机均参与选举；桥ID最小的交换机（网桥）成为生成树的根；在给定广播域内只有一个根桥，其它均为非根桥。根桥的所有端口都处在转发状态
- 为每个非根桥选出一个根端口：每个非根桥，通过比较其每个端口到根桥的根路径开销，具有最小根路径开销的端口被选作根端口；同开销ID小者优先；非根桥只能有一个根端口，根端口处于转发状态

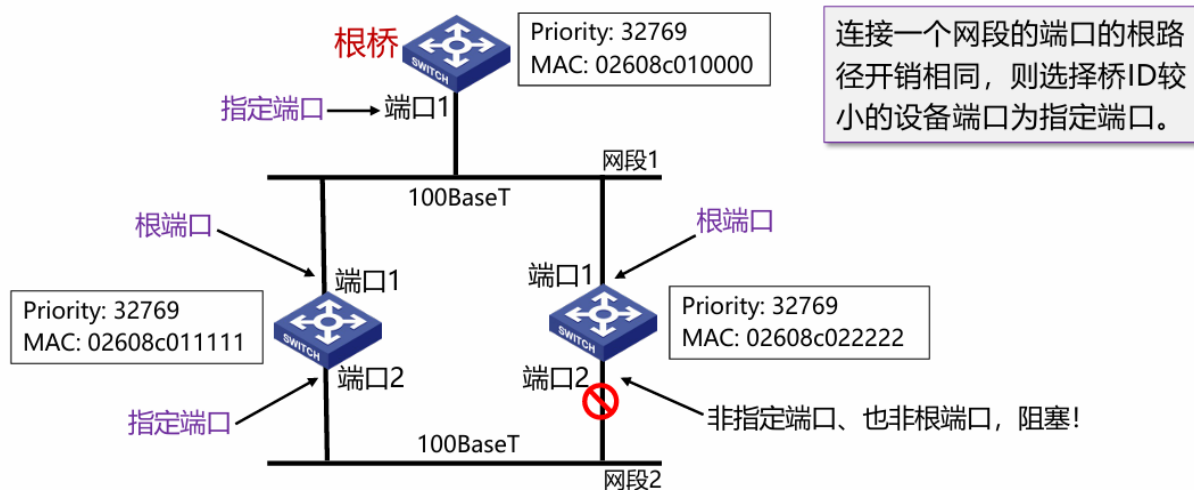
➤ 什么是根路径开销？

- **根桥**的根路径开销为**0**；
- **非根桥**的根路径开销为到根桥的路径上所有端口（链路）**开销之和**。
- 端口（链路）开销值由IEEE定义（如下表），也可通过手工配置改变。

速率值	开销 (IEEE802.1D-1998)
10Mbps	100
100Mbps	19
1Gbps	4
10Gbps	2
>10Gbps	1

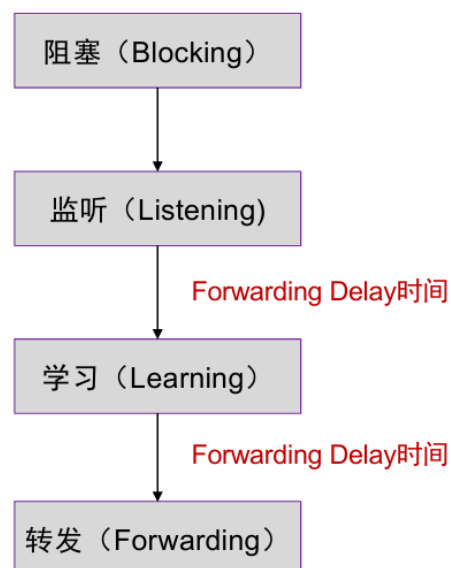
- 为每个网段确定一个指定端口：对于每一个网段，选择一个具有最小根路径开销的端口作为指定端口；指定端口处于转发状态，负责该网段的数据转发；连接该网段的其他端口，若既不是指定端口，也不是根端口，则阻塞

➤ 指定端口选举实例



➤ 端口状态的迁移

- 端口角色确定为指定端口或根端口后，从Blocking状态经Listening和Learning才能到Forwarding状态；
- 默认的Forwarding Delay时间是**15秒**，能保证当网络的拓扑发生改变时，新的配置信息能够传遍整个网络，从而避免由于网络为收敛而造成临时环路。



虚拟局域网

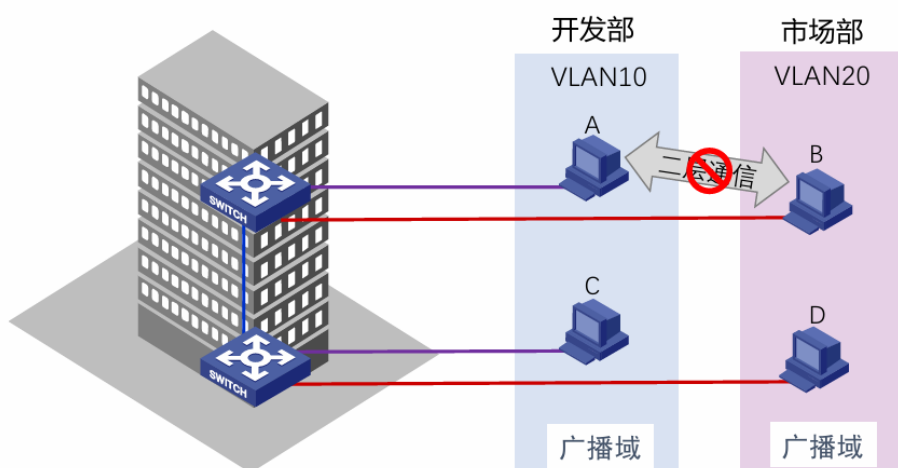
广播域 (Broadcasting Domain)：支持VLAN (虚拟局域网) 的交换机可以隔离广播域，每个VLAN是一个独立的广播域



虚拟局域网



- VLAN是一个在物理网络上根据用途，工作组、应用等来**逻辑划分**的局域网络，与用户的物理位置没有关系。



不同VLAN的成员
不能直接进行二层通信

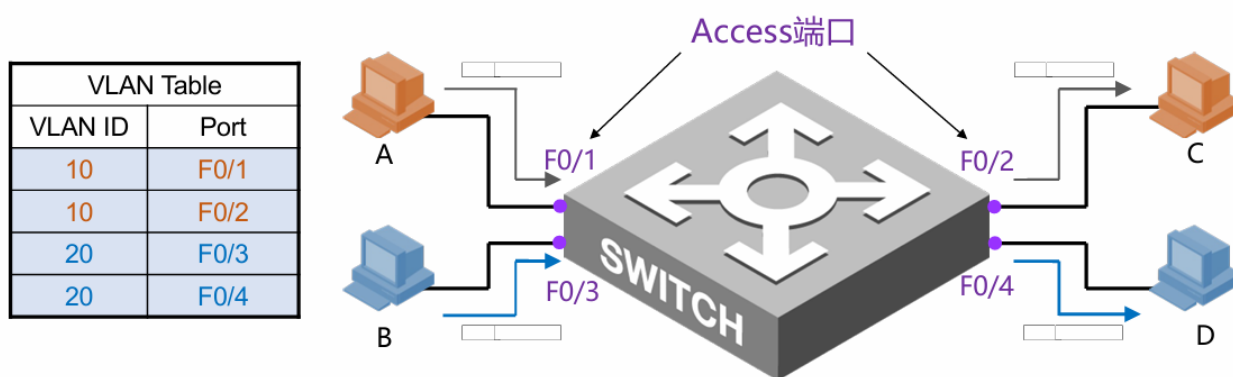
通过路由器或三层交换机进行VLAN间路由，实现VLAN间通信

VLAN类型：基于端口的VLAN（最常见）、基于MAC地址的VLAN、基于协议的VLAN、基于子网的VLAN

如何区分不同VLAN的数据帧：在数据帧中携带VLAN标记；VLAN 标记由交换机添加/剥除，对终端站点透明；

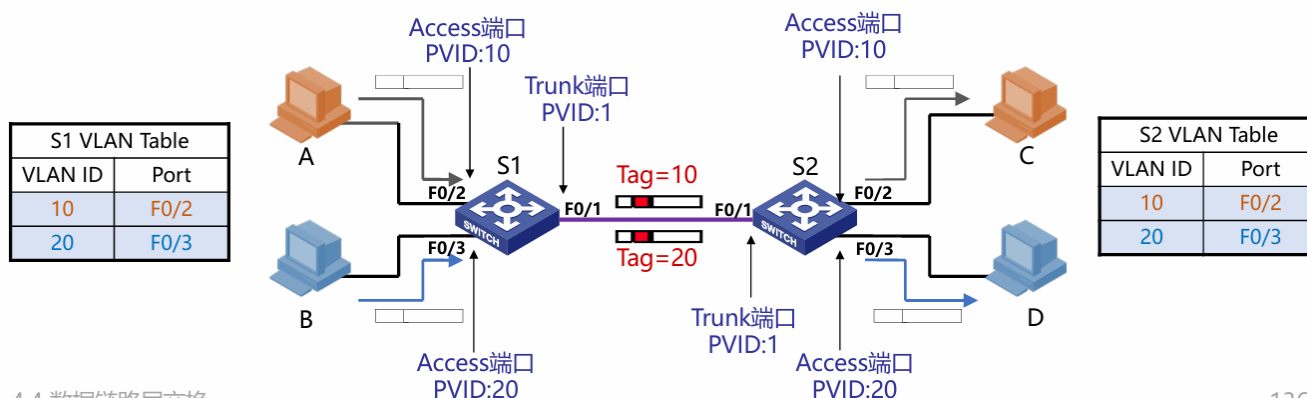
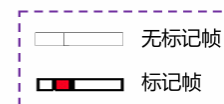
➤ Access链路类型端口

- 一般用于连接用户设备（无需识别802.1Q帧的设备）；
- 如何采用基于端口的VLAN划分, Access端口只能加入一个VLAN；
- 一旦Access端口加入了特定的VLAN，连接在该端口的设备被视为属于该VLAN。



➤ Trunk链路类型端口与Trunk链路

- Trunk端口一般用于交换机之间连接；
- 干道链路允许多个VLAN的流量通过。



4.4 数据链路层交换

VLAN优点：

- 有效控制广播域范围 广播流量被限制在一个VLAN内；
- 增强网络的安全性 VLAN间相互隔离,无法进行二层通信,不同VLAN需通过三层设备通信；
- 灵活构建虚拟工作组 同一工作组的用户不必局限于同一物理范围；
- 提高网络的可管理性

无线局域网

无线局域网 (Wireless Local Area Network, WLAN)：指以无线信道作为传输介质的计算机局域网 IEEE 802.11工作组、Wi-Fi联盟

组网模式：分布式系统 自组织模式

IEEE 802.11 介质访问控制



IEEE 802.11物理层



➤ 物理层技术概览

- 频段：2.4GHz、5GHz (ISM频段，无需授权；限制发送功率，例如： ≤ 1 瓦)
- 调制技术：DPSK \rightarrow QPSK \rightarrow CCK \rightarrow 64-QAM \rightarrow 256-QAM \rightarrow 1024-QAM
- 直接序列扩频 (DSSS) \rightarrow 正交频分多路复用 (OFDM) \rightarrow 正交频分多址 (OFDMA)
- 单天线 \rightarrow 单用户多入多出 (SU-MIMO) \rightarrow 多用户多入多出 (MU-MIMO)
- 目标：提升传输速率、增强可靠性、支持高密度接入

逻辑链路控制子层 (LLC)						
介质访问控制子层 (MAC)						
802.11 最高速率 2Mbps	802.11b 最高速率 11Mbps	802.11a 最高速率 54Mbps	802.11g 最高速率 54Mbps	802.11n 最高速率 600Mbps	802.11ac 最高速率 3.47Gbps	802.11ax 最高速率 9.6Mbps

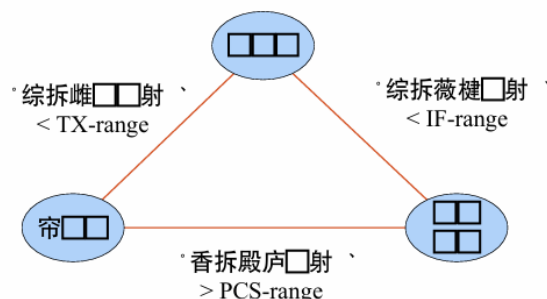
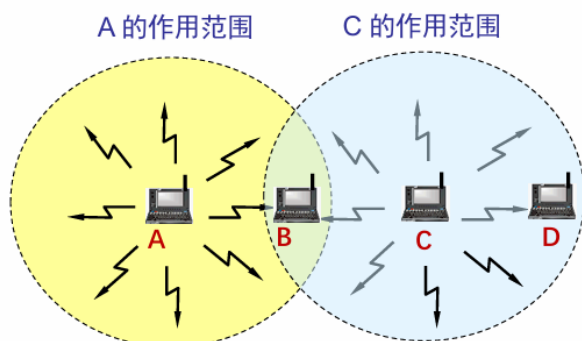
4.5 无线局域网

145

直接用CSMA/CD是不行的 无线会受到周围信号的影响，无法真正检测冲突（隐藏终端 暴露终端）

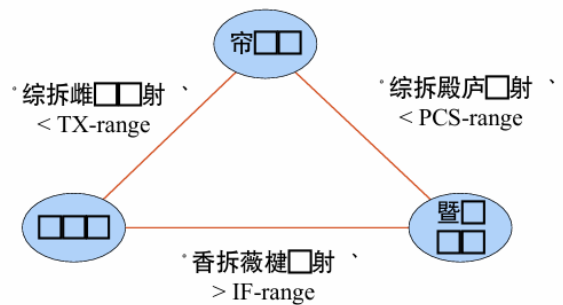
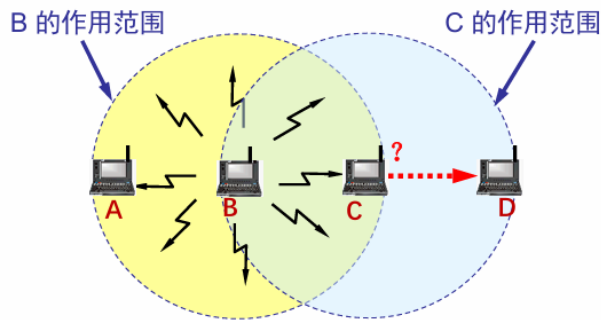
➤ 隐藏终端问题

- 由于距离太远（或障碍物）导致站点无法检测到竞争对手的存在
- 隐藏站点不能侦听到发送端但能干扰接收端
- 假设：A正在向B传输数据，C也要向B发送数据



➤ 暴露终端问题

- 由于侦听到其他站点的发送而误以为信道忙导致不能发送
- 暴露站点能侦听到发送端但不会干扰接收端
- 假设：B正在向A传输数据，C要向D发送数据



需要用CSMA/MA

- CSMA/CA过程：
 - 当信道空闲时间大于IFS（帧间隙），立即传输
 - 当信道忙时，延迟直到当前传输结束+IFS时间
 - 开始随机退后过程
 - 从 (0, CWindow) 中选择一个随机数作为退后计数器 (backoff counter)
 - 通过侦听确定每个时间槽是否活动
 - 如果没有活动，则减少退后时间
 - 退后过程中如果信道忙，则挂起退后过程（解决站点之间的公平问题）
 - 在当前帧传输结束后恢复退后过程

使用退后过程延迟发送的目的：避免多个站点同时传输引起的冲突

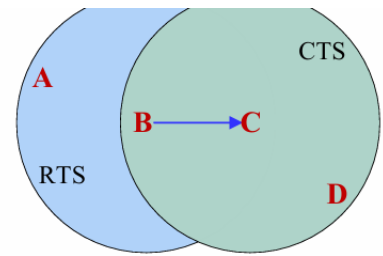
166 167

- 竞争窗口的选择应与网络负载情况相适应：可以用 二进制指数退后算法
- 不同帧间隙控制优先级：SIFS PIFS DIFS

RTS-CTS机制（可选机制）

➤ RTS-CTS机制 (可选机制)

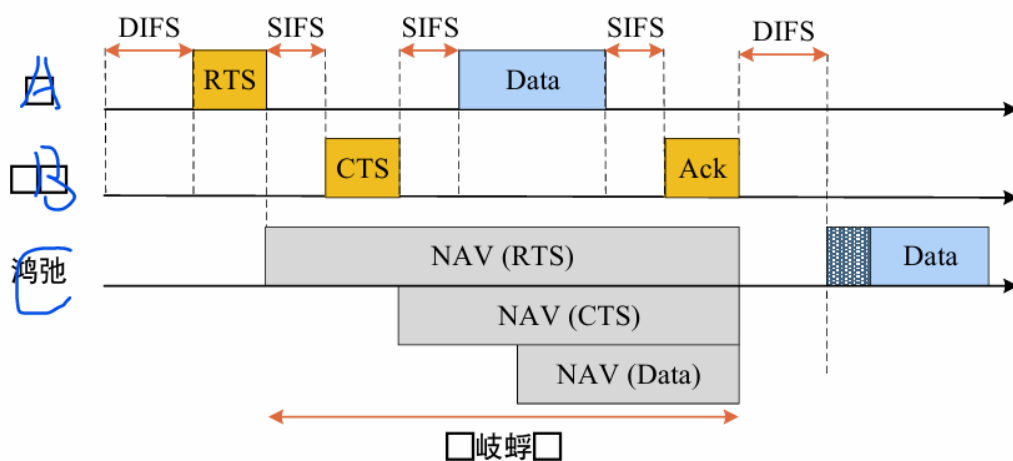
- 目的：通过信道预约，避免长帧冲突
- 发送端发送RTS (request to send)
- 接收端回送CTS (clear to send)
- RTS和CTS中的持续时间 (Duration) 中指明传输所需时间 (数据+控制)
- 其他相关站点能够收到RTS或 (和) CTS，维护NAV
 - 虚拟载波侦听 (Virtual Carrier Sense)
- RTS和CTS帧很短，即使产生冲突，信道浪费较少



NAV (Network Allocation Vector)

➤ RTS-CTS机制示例

- 源站点的隐藏站点可以接收到目的站点发送的CTS



NAV (Network Allocation Vector)

有线局域网

应对出错率：采用较小的帧，前一帧中携带后一帧的时间信息