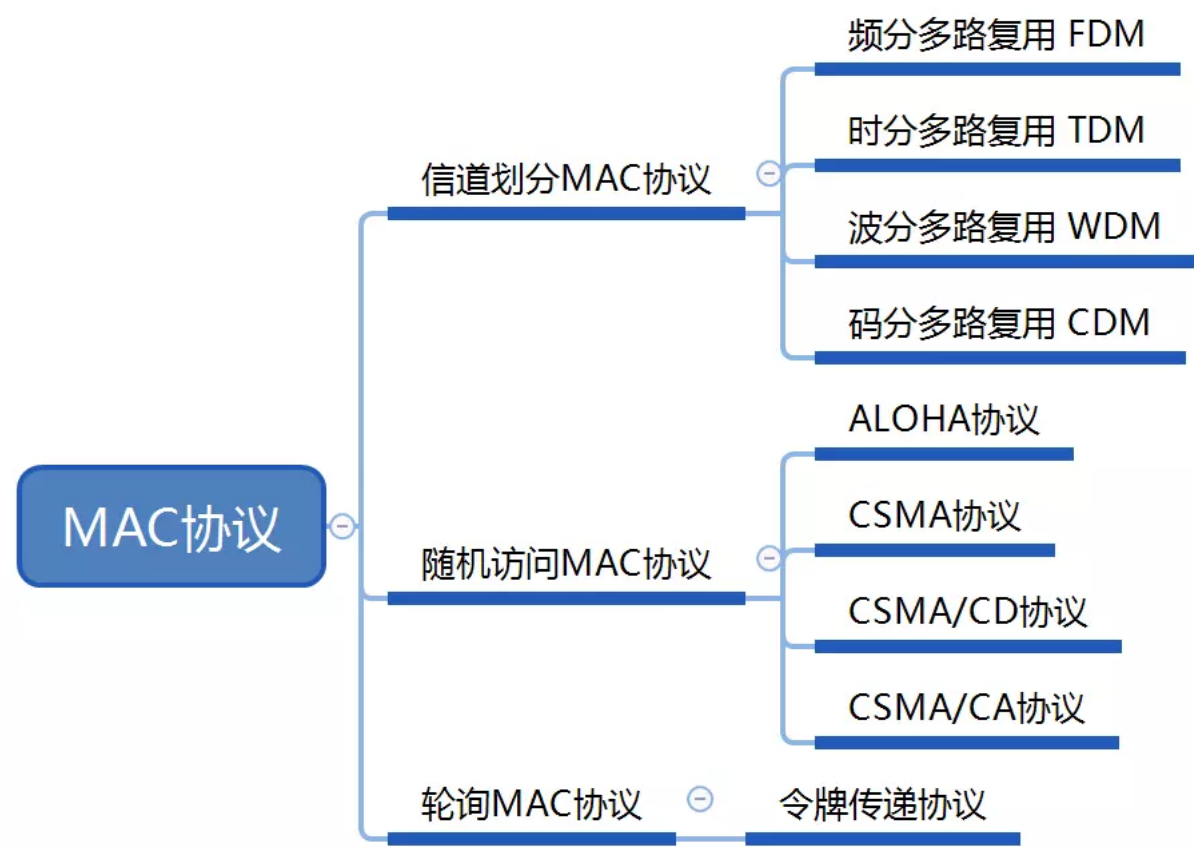


# 多路访问控制(MAC)协议

## 内容总览



局域网上的计算机称为主机、站、站点、工作站，本文中，这几个概念当作同义词。

## 1.多路访问协议

传输数据使用的两种链路：**点对点链路**、**广播式链路**。

(1) **点对点链路**：这种链路使用一对的点对点通信方式。如PPP协议。

(2) **广播式链路**：这种链路使用一对多的广播通信方式，所有主机共享通信介质。如早期的以太网和无线局域网，常用于**局域网**。

在广播式链路中，如何协调多个发送和接收节点对一个共享广播链路的访问，使得两对节点之间的通信不会发生干扰，这就是**多路访问问题**。

广播式链路上连接的主机很多，所以必须使用专用的共享信道协议来协调这些主机的数据发送，即多路访问协议（multiple access protocol）。

## 2.多路访问（MAC）协议的分类

MAC协议可以分为：**信道划分MAC协议**、**随机访问MAC协议**、**轮询MAC协议**。信道划分MAC协议是静态的，随机访问MAC协议和轮询MAC协议是动态的。

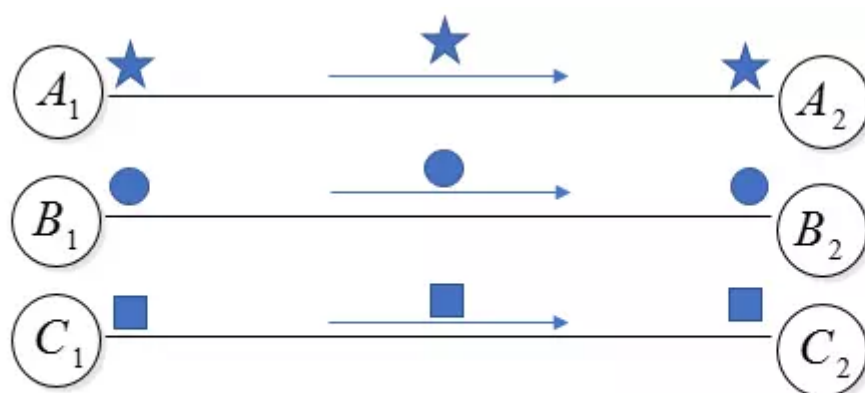
(1) 信道划分MAC协议有：**频分多路复用 FDM**、**时分多路复用 TDM**、**波分多路复用 WDM**、**码分多路复用 CDM**。

(2) 随机访问MAC协议有：**ALOHA协议**、**CSMA协议**、**CSMA/CD协议**、**CSMA/CA协议**。

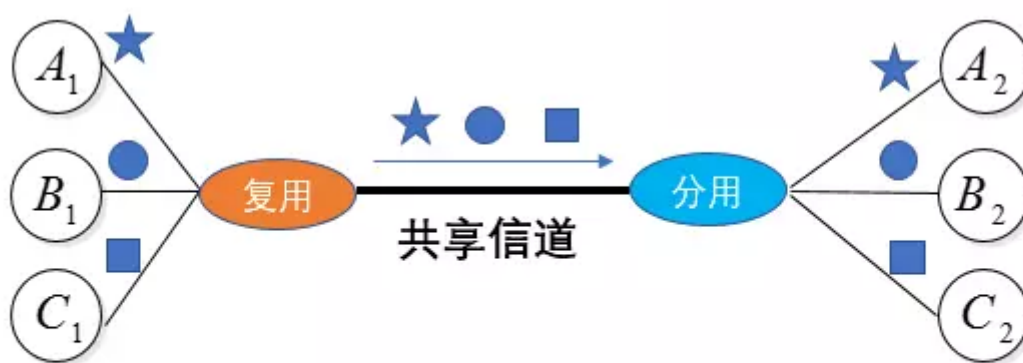
(3) 轮询MAC协议：**令牌传递协议**。

### 3.信道划分MAC协议

多路复用技术：把多个信号组合在一个物理信道上进行传输，使得多个计算机或终端设备给**共享信道资源**，提高信道利用率。



使用单独信道传输

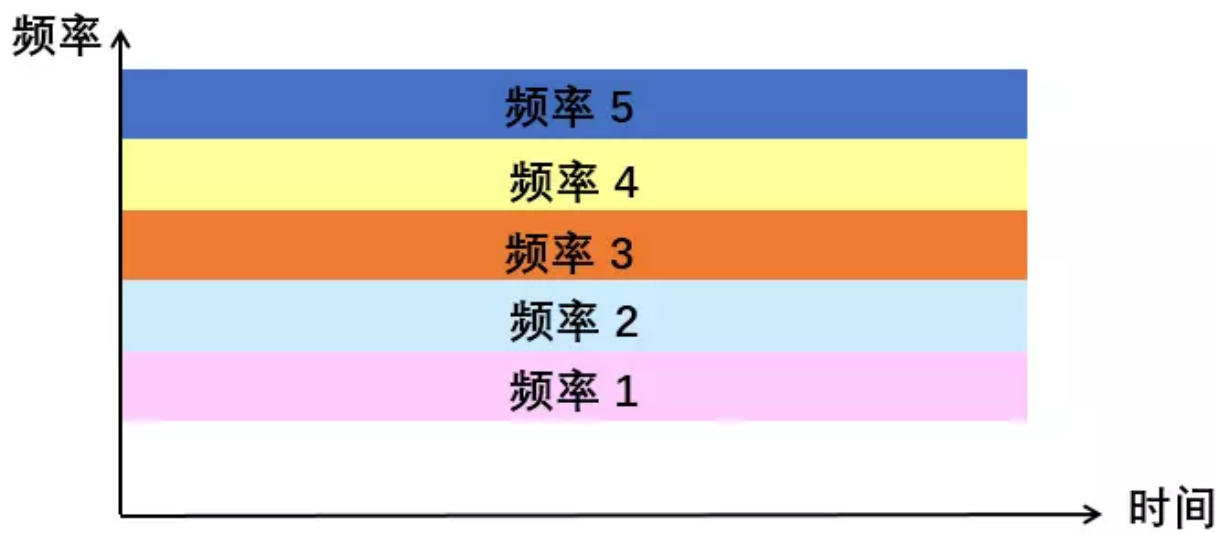


使用共享信道传输

共享信道将一条广播信道，逻辑上分成几条用于两个节点之间通信的互不干扰的子信道，实际上就是把广播信道转变为点对点信道。

#### 3.1.频分多路复用 FDM (Frequency Division Multiplexing)

频分复用最简单，用户在分配到一定的频带后，在通信过程中自始至终都占用这个频带。即频分复用的所有用户在同样的时间占不同的带宽（频率带宽）资源。

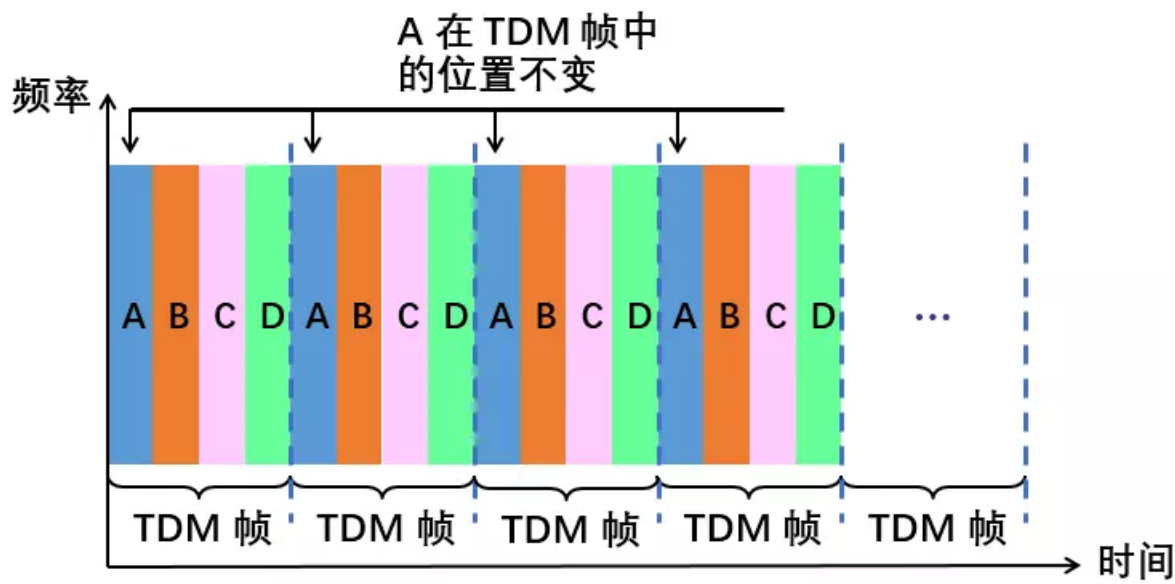


优缺点：优点是技术成熟，实现容易，充分利用传输介质带宽，系统利用率高。缺点是不够灵活。

### 3.2.时分多路复用 TDM (Time Division Multiplexing)

时分复用将时间划分为一段段等长的时分复用帧（TDM帧）。每一个时分复用的用户在每一个TDM帧中**占用固定序号的时隙**，所以用户轮流使用信道。

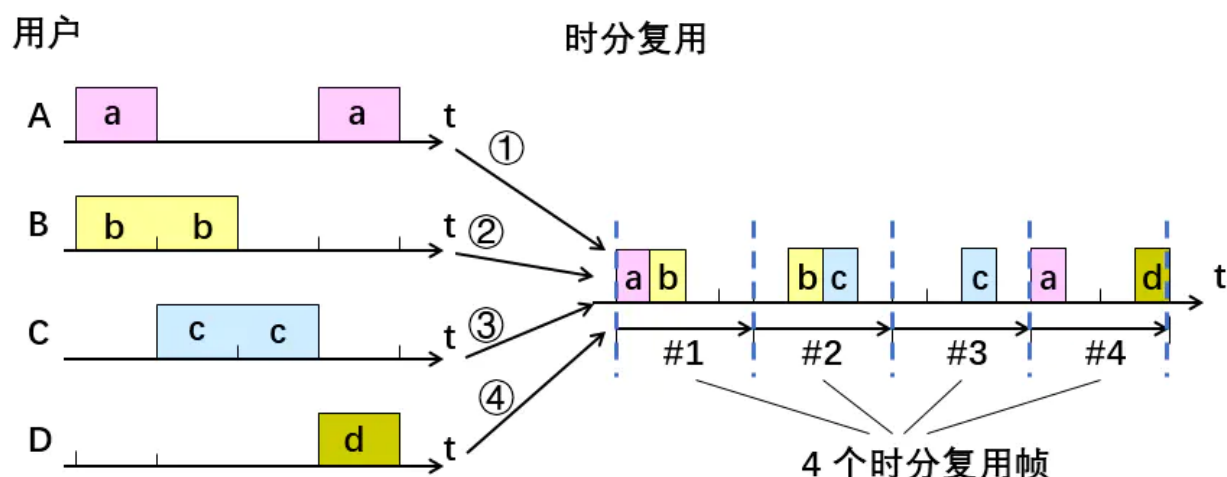
每个用户所占用的时隙是**周期性**出现（其周期就是TDM帧的长度）。



时分复用所有用户在不同的时间占用同样的频带宽度（都是信道的带宽）。

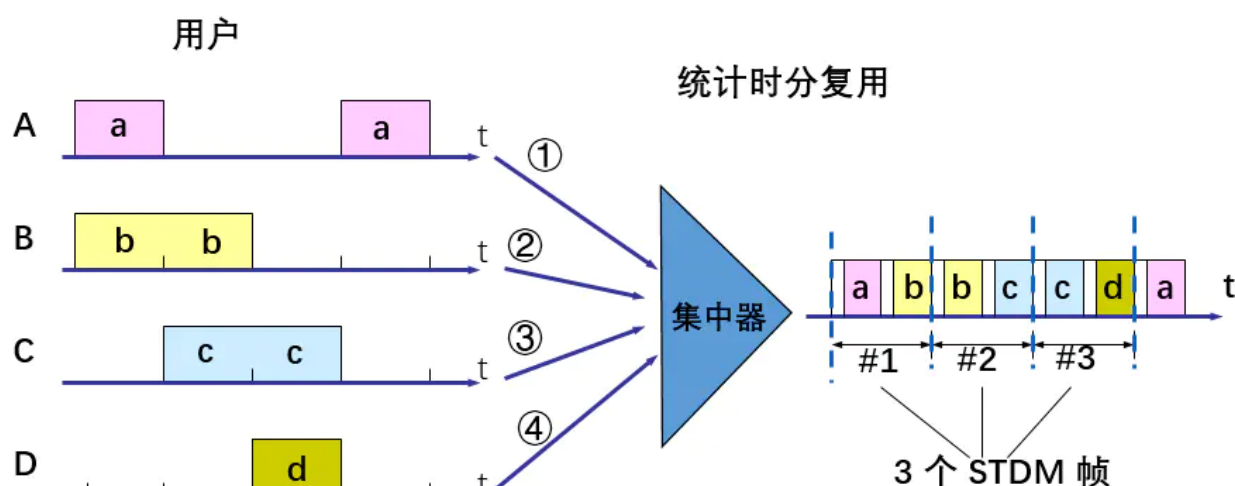
在频分复用时，若一个用户占用的带宽不变，则当复用的用户数增加时，复用的信道的总带宽也就跟着变宽。而时分复用时，每一个用户的复用帧长度是不变的，如果用户数量增加，平均每个用户占用的时隙就变得非常窄。但是在时分复用中，如果某个用户暂时没有数据发送，但是时分复用帧中分配给该用户的时隙只能处于空闲状态，其他用户即使一直有数据要发送也不能使用这些空闲的时隙。这会导致**时分复用的信道利用率低**。如下图所示，时分的4个用户，在第一个复

用帧内，只有A用户和B用户发送了数据，而用户C和用户D没有发送数据，但是分配给这两个用户的时隙只能是空闲的，没有被利用，其他的复用帧同理。



统计时分复用STDM就是为了解决这个问题的时分复用的改进版。

### 统计时分多路复用 STDM (Static Time Division Multiplexing)



统计时分使用STDM帧来传送复用的数据。但是每一个STDM帧中的时隙数小于连接在集中器上的用户数。各个用户有了数据就随时发往集中器缓存，然后集中器按顺序依次扫描输入缓存，把缓存中的输入数据放入STDM中帧中。当一个帧放满了，就发送出去。**STDM帧不是固定分配时隙，而是按需动态分配资源。因此统计时分复用可以提高线路的利用率。**

## 3.3.波分多路复用 (Wavelength Division Multiplexing) (只需要知道这个名字)

## 3.4.码分多路复用 (Code Division Multiplexing)

码分复用又称**码分址**。码分复用**由于每个用户使用经过特殊挑选的不同码型，因此各个用户之间不会造成干扰**。因此每一个用户可以在同样的时间使用同样的频带进行通信。

特点：抗干扰能力强，广泛应用于移动通信，特别是无线局域网。

原理：(1) 在码分复用中，每1个比特时间会被划分为m个短的间隔，称为**码片**（chip）。通常m的值是64或128。下面为了方便取m = 8说明。

(2) 使用码分复用的各个用户（站）都会被指派一个唯一的m bit**码片序列**（chip sequence）。一个用户如果想发送比特1，则发送指派给它的m个码片序列，如果要发送0就发送该码片序列的反码。

例如，指派给S用户的8 bit码片序列是0001 1011。当S发送比特1时，它就发送序列0001 1011，发送0就发送1110 0100。为了方便用+1代替码片序列中的1，-1代替码片序列中的0。因此，S的码片序列是（-1，-1，-1，+1，+1，-1，+1，+1）。

(3) 为了使多个用户之间通信不会受干扰，码分复用要求在该体系下

(1) 每个用户的码片序列不同，并且相互正交。即对于该系统下的任意两个用户S和T，它们的码片序列所形成的向量的内积为0。

$$\vec{S} \cdot \vec{T} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m S_i T_i = 0$$

(2) 每个用户码片序列形成的向量与其他用户码片序列的反码的向量内积也是0。

$$\vec{S} \cdot (\sim \vec{T}) = 0$$

(3) 任何一个码片序列的向量与本身的内积都是1。

$$\vec{S} \cdot \vec{S} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m S_i S_i = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m (\pm 1)^2 = 1$$

(4) 任何一个码片的向量与该码片的反码向量内积是-1。

$$\vec{S} \cdot (\sim \vec{S}) = -1$$

(4) 假定一个X站要接收S发送的数据，X即必须要知道S站所持有的码片序列。X站使用它得到的码片向量S与接收的未知信号进行内积运算。但是不是只有S用户在发送数据，其他用户也可能发送数据，根据叠加原理，X站接收到的是各个用户的码片序列之和（各种信号经过信道到达接收端是叠加的关系）。那么使用向量S求内积的结果是：所有其他用户都被过滤掉（S向量与不同用户码片序列形成的

向量或码片序列反码的向量内积都是0)，而只剩下S用户发送到的数据。当S发送的是比特1时，内积的结果是+1，如果是比特0，则内积的结果是-1。

假设用户S向X站发送消息，发送的都是1、1、0三个码元，而此时T用户也向X站发送了同样的数据，那么X站接收到的是S和T发送的数据的叠加。

$$\begin{aligned}\vec{S}_x &= (\vec{S}, \vec{S}, \sim \vec{S}) \\ \vec{T}_x &= (\vec{T}, \vec{T}, \sim \vec{T}) \\ \text{接收的数据} &= \vec{S}_x + \vec{T}_x\end{aligned}$$

如果X站接收S的数据，就用S站的码片序列与接收到的数据内积。

$$\begin{aligned}\vec{S} \cdot (\vec{S}_x + \vec{T}_x) &= \vec{S} \cdot \vec{S}_x + \vec{S} \cdot \vec{T}_x = \vec{S} \cdot \vec{S}_x \\ &= \vec{S} \cdot (\vec{S}, \vec{S}, \sim \vec{S}) = (1, 1, 0)\end{aligned}$$

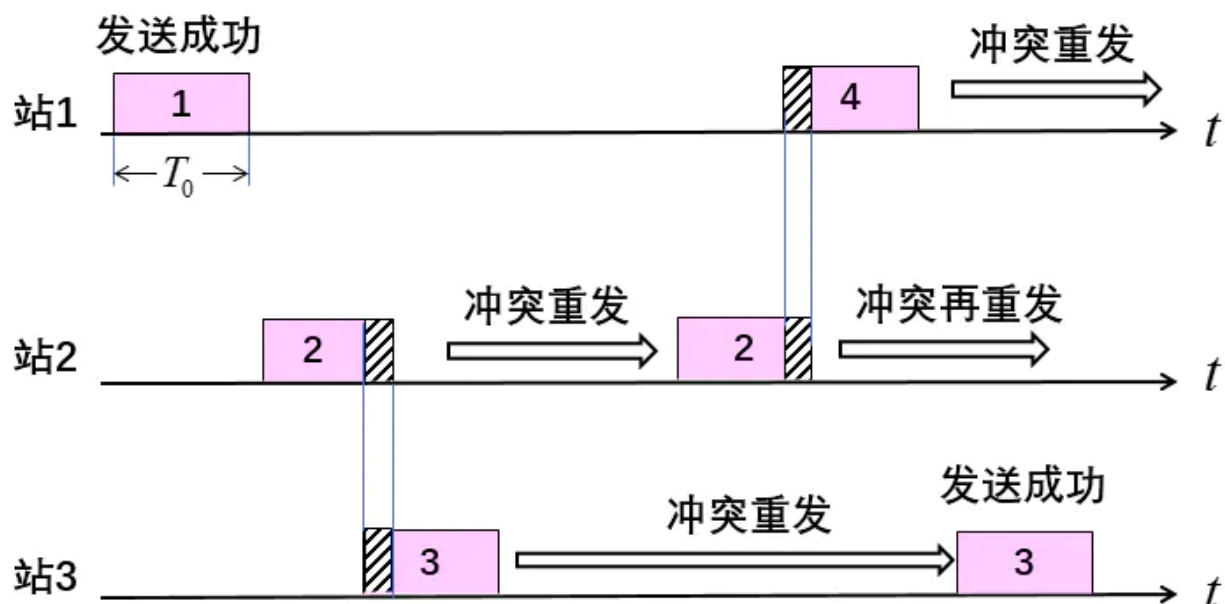
## 4.随机访问（MAC）协议

### 4.1（纯）ALOHA协议

**思想：**不监听信道，不按时间槽发送，随机重发。这种协议很随意。

**假设：**所有帧长度相同，时间被划分为一个个时间槽（片），一个时间槽大小等于传输一帧的时间。





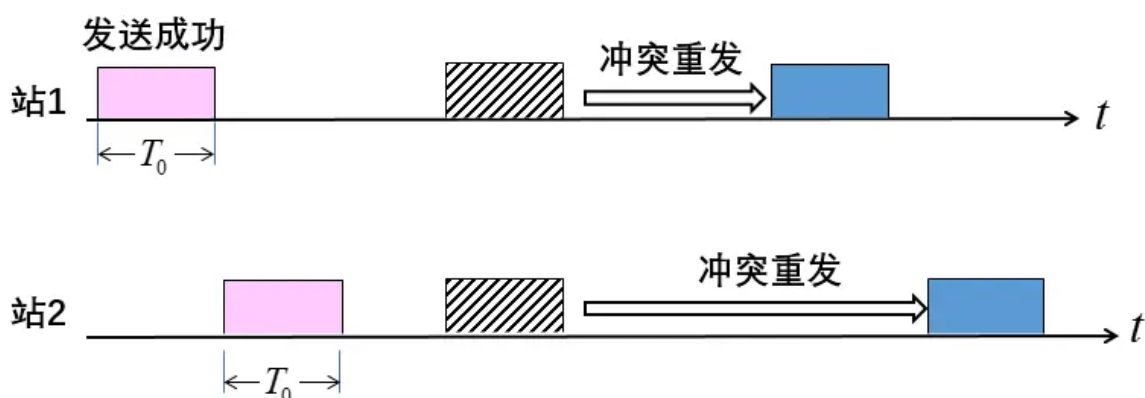
**冲突检测:** 在一个时间槽内, 如果只有一个站发送帧, 那么会发送成功, 如果在一个时间槽内有多个站发送帧, 那么会产生冲突, 那么接收方相应的就会检测到差错, 不会给发送方法确认, 发送方在一定的时间内收不到接收方发送的确认信息, 就知道发生了冲突了, 所以就会再传一次。

**冲突解决:** 超过一定时间后发送方会等一个随机时间再次重传。ALOHA协议具有很随意性, 发送帧随意, 有数据就发送, 发生冲突时等一个随机时间重传, 这种随意性就导致发送帧的成功率很低, 即效率低。

## 时隙 ALOHA协议

同样, ALOHA协议也有改进版——时隙ALOHA协议。

**思想:** 在假设与ALOHA协议相同的前提下, 所有用户只能在时间槽的开始时刻同步接入网络信道(发送帧)。如果发生了冲突, 就必须等到后来某个时间槽的开始时刻才可以发送。



时隙ALOHA协议改进了ALOHA协议发送的随意性, 限制每次发送帧必须在时间槽开始时刻, 这样在一定的程度上提高了发送帧成功的概率, 效率比ALOHA协议高。

## 4.2.CSMA协议

CSMA (Carrier Sense Multiple Access) 协议全称**载波监听多路访问协议**。

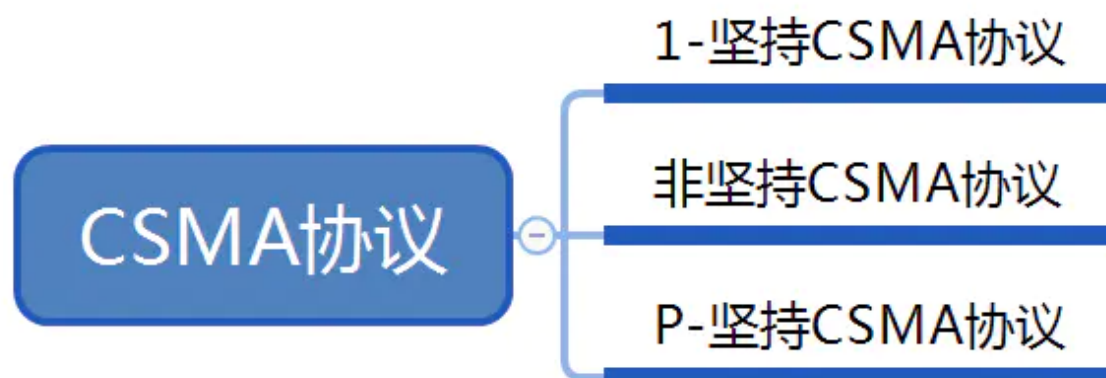
(1) CS：载波监听/侦听，每一个站发送数据之间要检测一下总线上是否有其他计算机在发送数据。当几个站同时在总线上发送数据时，总线上的电压摆动值将会增大（相互叠加）。当一个站检测到信号电压摆动值超过一定门限值时，就认为总线上至少有两个站同时发送数据，表明发生了碰撞，即发生了冲突。

(2) MA：多点接入，表明许多计算机以多点接入的方式连接在一根总线上。

**协议思想：**发送帧之前，**监听**信道。

根据监听的结果，如果信道空闲，则发送完整帧；如果信道忙，则推迟发送。

根据监听结果采取的措施不同可以分为三种协议：**1-坚持CSMA协议、非坚持CSMA协议、p-坚持CSMA协议。**



#### 4.2.1.1 -坚持CSMA协议

坚持指的是对于监听信道忙之后的坚持。

**1-坚持CSMA协议思想：**如果主机要发送消息，先监听信道。**信道空闲直接传输，不必等待。信道忙则一直监听，直到空闲马上传输。**如果发生了冲突（发送方一段时间内没有收到接收端肯定的回复），则等待一个随机长的时间再监听，重复上述过程。

**优点：**只要信道空闲，就会马上发送，避免了信道利用率的损失。

**缺点：**假如有两个或两个以上的主机要发送数据，信道一旦空闲，多个主机同时会发送数据，冲突就不可避免。

#### 4.2.2.非坚持CSMA协议

非坚持指的是对于监听信道忙之后就不继续监听了。

**非坚持CSMA协议思想：**如果一个主机要发送信息，那么它先监听信道。**信道空闲则直接传输，不必等待。**信道忙则等待一个随机的时间之后再进行监听。

**优点：**采用随机的重发延迟时间可以减少多个主机冲突发生的可能性。

**缺点：**可能存在所有主机都在延迟等待过程中，信道处于空闲状态，信道使用率降低。

#### 4.2.2.p-坚持CSMA协议

p-坚持指的是对于监听信道空闲的处理。

**p-坚持CSMA协议思想：**如果一个主机要发送消息，那么它先监听信道。**信道空闲以p概率直接传输，不必等待；概率1-p等待到下一个时间槽再传输。**忙则等待一个随机时间之后再进行监听。



p-坚持CSMA协议综合了前两种的优点，既能像非坚持那样减少冲突，也可以像1-坚持那样减少信道空闲。

	1- 坚持CSMA	非坚持CSMA	p- 坚持CSMA
信道空闲	马上发	马上发	p概率马上发；1-p概率等待下一个时隙再发送
信道忙	继续坚持监听	放弃监听，等一个随机时间再监听	放弃监听，等一个随机时间再监听

CSMA协议有一个缺点：发生了冲突之后还是坚持把数据帧发送完，造成了资源的浪费。  
CSMA/CD协议就可以解决这个问题。

### 4.3.CSMA/CD协议

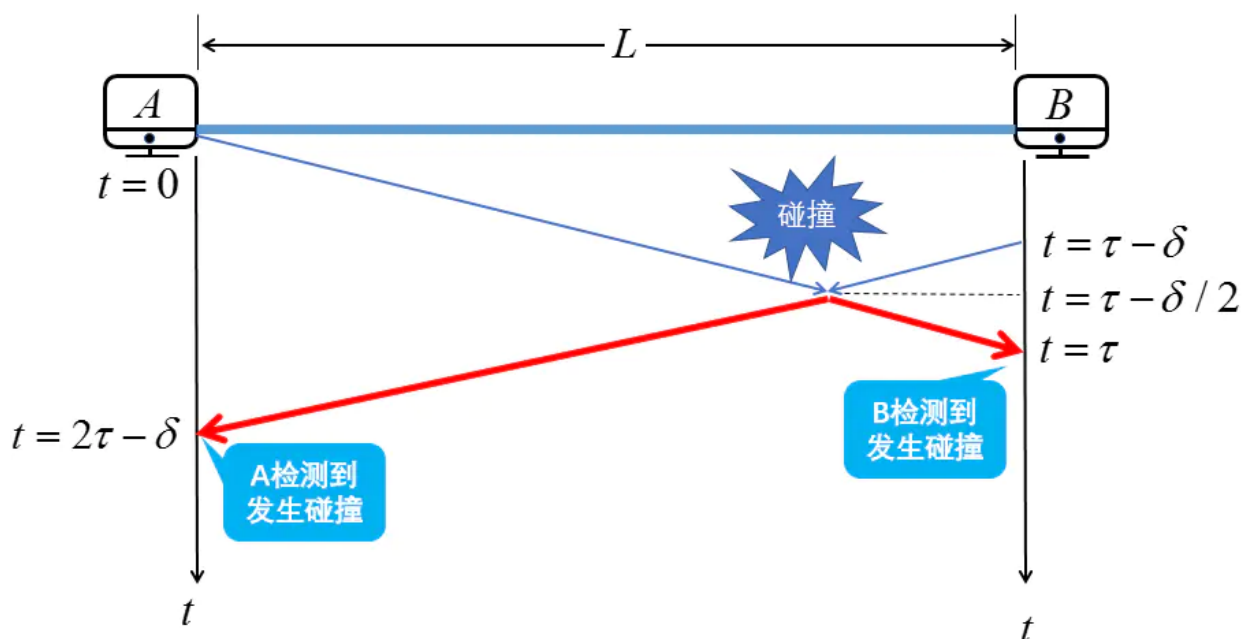
CSMA/CD（Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection）：**载波监听多点接入/碰撞检测**。

- (1)CS：载波监听/侦听，每一个站在发送数据之前以及发送数据中都要检测一下总线上是否有其他计算机在发送数据。
- (2) MA：多点接入，说明这是总线型网络，许多计算机以多点接入的方式连接在一根总线上。
- (3) CD：碰撞检测（冲突检测），边发送边监听，适配器边发送数据边检测信道上信号电压的变化情况，以便判断自己在发送数据时其他站是否也在发送数据。如果一个站发现了总线上出现了碰撞，其适配器就要立即停止发送，免得继续进行无效的发送，白白浪费网络资源，然后等待一段时间随机时间后再次发送。

CSMA/CD协议的实质就是**载波监听**和**碰撞检测**。

(1) 先监听后发送为什么会有碰撞（冲突）？**因此电磁波在总线上的传输速率是有限的。**

下图中A向B发送数据，在A发送的数据到达B之前，如果B向A发送自己的帧（因为此时B通过监听检测不到A所发送的信息），则必然在某个时刻和A发送的帧发生碰撞。碰撞的结果就是两个帧都变得无用。



- (1) 在  $t=0$  时，A发送数据，B检测到信道为空闲。
- (2) 在  $t=\tau-\delta$  时（这里  $\tau > \delta > 0$ ），A发送的数据还没有到达B时，由于B检测到信道是空闲的，因此B发送数据。
- (3) 经过  $\delta/2$  时间后，即在  $t=2\tau-\delta/2$  时，A发送的数据和B发送的数据发生了碰撞。但A和B都不知道发生了碰撞。
- (4) 在  $t=\tau$  时，B检测到发生了碰撞，于是停止发送数据。
- (5) 在  $t=2\tau-\delta$  时，A也检测到了发生了碰撞，因而也停止发送数据。
- (6) A和B数据发送均失败，它们都要推迟一段时间再重新发送。

A发送数据后，最迟要经过多长时间才能知道自己发送的数据和其他站发送的数据有没有发生碰撞？从图中可以出去，这个时间最多是  $2\tau$ （图中的符号打不出，用  $\tau$  代替）。即A即将达到B，B又给A发送数据了。这个  $2\tau$  称为以太网的**争用期**，又称**碰撞窗口期**。每一站在自己发送数据之后的一小段时间内，存在着遭遇碰撞的可能性，但是如果**经过了争用期还没有检测到碰撞，就可以肯定这次传输不会发生碰撞**。

(2) 确定碰撞后的重传时机：以太网使用截断二进制指数退避算法来确定碰撞后重传时机。该算法让发生碰撞的站停止发送数据后，不是等待信道变为空闲后就立即再发送数据，而是推迟（这叫做退避）一个随机时间。

如果几个发生碰撞的站都在监听信道，那么都会同时发现信道变成了空闲，如果此时都同时发送，那么肯定在原来的地方又发生了碰撞，这也是为什么不在下一个信道空闲时重发的原因。

- (1) 协议规定了基本退避时间为争用期 $2\tau$ 。
- (2) 定义参数 $k$ ,  $k$ 为重传次数, 但 $k$ 不超过10, 即 $k = \min[\text{重传次数}, 10]$ 。当重传次数不超过10时,  $k$ 等于重传次数; 当重传次数大于10时,  $k$ 就不再增大而是一直等于10。
- (3) 从离散的整数集合 $[0, 1, \dots, 2k-1]$ 中随机取出一个数 $r$ , 重传所需的退避时间就是 $r$ 倍的基本退避时间, 即 $2r\tau$ 。
- (4) 当重传次数大于16仍不成功, 说明网路太拥挤, 认为此帧永远无法正确发送, 抛弃此帧并向高层报告出错。

#### 举个栗子:

在第一次重传时,  $k = 1$ , 随机数 $r$ 从整数 $\{0, 1\}$ 中选一个数, 重传推迟时间是0或 $2\tau$ , 在这两个时间里随机选择一个。

若再次发生碰撞, 则在进行第二次重传, 此时 $k = 2$ ,  $r$ 从 $\{0, 1, 2, 3\}$ 中选, 重传时间为0或 $2\tau$ 或 $4\tau$ 或 $6\tau$ 。

...

知道重传成功或重传次数超过16次为止。

#### (3) 最小帧长

考虑下面这样的情况, 某个站发送了一个很短的帧, 但是发送给你完毕之前并没有检测到碰撞。假定这个帧在继续向前传播到达目的站之前和别的站的帧发生了碰撞, 因而目的站将接收到有差错的帧(当然会将它丢弃)。当发送端检测到发生碰撞了, 需要停止发送数据, 但是无法停止发送, 因为帧太小了, 已经发送完毕了。**为了避免这种情况, 以太网规定了一个帧最短帧长为64B。**

如果要发送的数据非常少, 那么必须加入一些填充字节, 使得帧长不小于64B。**凡是长度小于64B的帧都是由于冲突而异常中止的无效帧。**

## 4.4.CSMA/CA协议

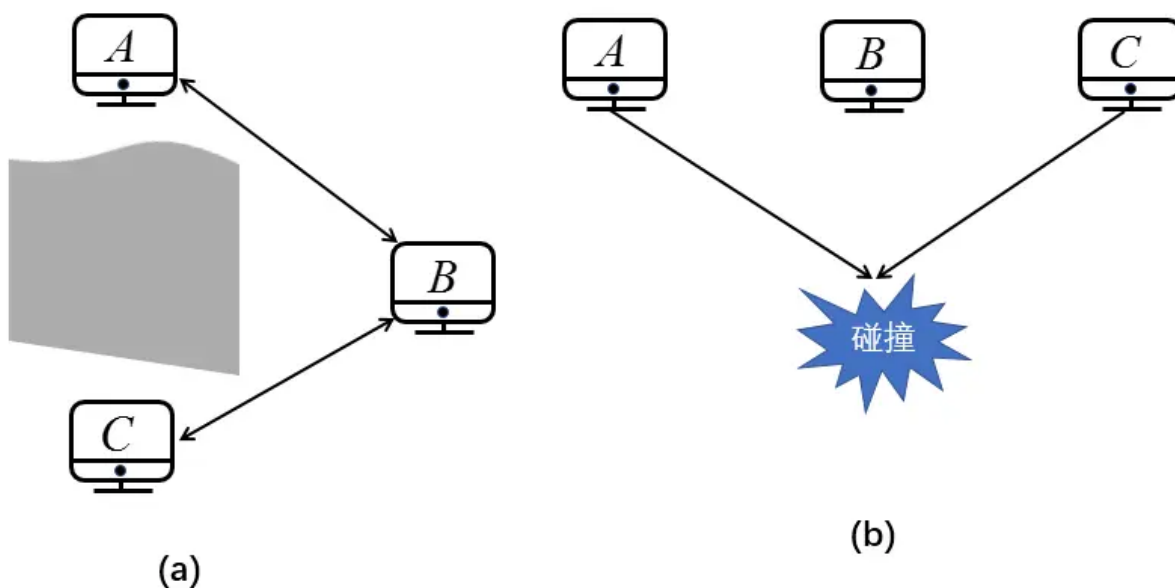
注: CSMA/CA协议是在用于无线局域网的

CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) : **载波监听多点接入/碰撞避免**

(1) CSMA/CD是**用于有线网络如以太网**。有线网络和无线网络的区别:

- (1) 信号衰减: 电磁波在穿过物体(如墙壁)时强度将减弱, 即使在自由空间中, 信号也会扩散, 随着距离的增加, 信号的强度会急剧减弱。
- (2) 来自其他源的干扰: 同一频段发送信号的电磁波将相互干扰。
- (3) 多径传播: 当电磁波的一部分受到了如地面或物理的反射, 在发送方和接收方之间走了不同长度的路径, 这会使得接收方收到的信号变的模糊。

此外, 无线网络还会出现**隐藏站**的问题。



如上图(a)，假设站点A要向站点B发送，站点C也要向站点B传输。由于站点A和站点C之间存在一座山（或者一座建筑）妨碍了A和C相互监听到对方的传输，双方都认为信道空闲，都向站点B发送，导致碰撞。

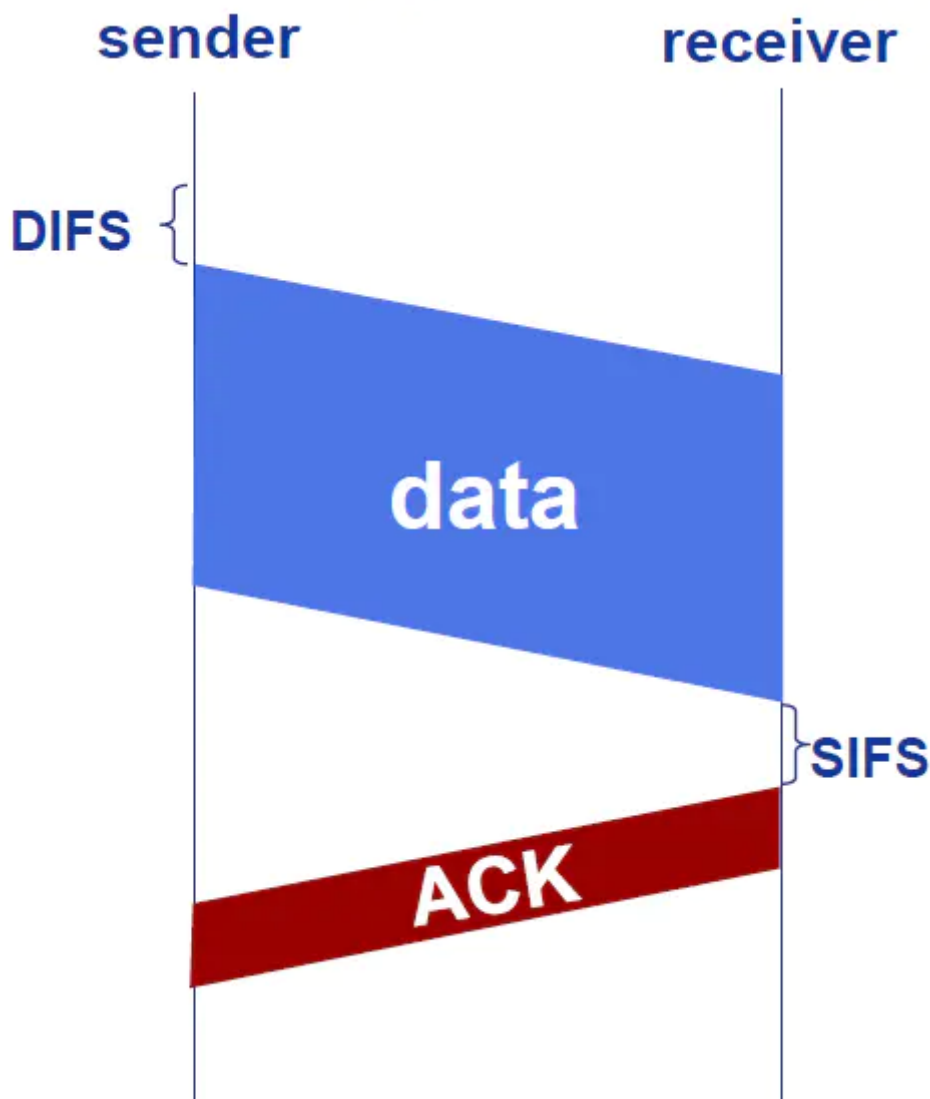
另一种情况(b)，如果A和C距离过远使得它们的信号强度不足以使他们检测到对方的传输，它们的距离都可以满足和B通信，双方都认为信道空闲，从而导致冲突。

上面的两种情况下，A和C都检测不到对方的存在，所以对于A来说，C就是一个隐藏站，对于C来说同理。

所以对于无线局域网，**由于隐藏终端和信号衰减问题使得多路访问在无线网络中的复杂性远远高于在有线网络中的情况**，所以很难实现像CSMA/CD协议一样边发送边检测。

**所以，需要CSMA/CA协议来解决这些问题。**

(2) CSMA/CA协议数据发送的过程（了解即可）



(1) 发送前先监听信道，如果信道空闲不会立刻发送帧，而是必须满足信道空闲时间满足一个分布式帧间间隔DIFS (Distributed Inter-Frame Space) 的短时间后才可以发送帧（无线网络的特点，按标准的CSMA，发送数据帧就是发送完整的帧）。

(2) 如果信道忙，则使用随机退避算法计算一个时间，如果信道忙则该时间不变，如果信道空闲，则该时间递减直至到0，之后如果信道还是空闲并且达到了DIFS时间，那么就可以发送帧了，发送完毕后等待接收端的确认信息。

(3) 接收端接收到数据帧后，它会等待一个短帧间间隔时间SIFS (Short Inter-Frame Space) 会给发送端发送一个ACK帧告知发送方已经收到数据帧了。

(4) 如果发送端接收到了ACK帧，发送端知道它的帧被接收端正确接收了，本次传输结束。如果发送端在规定的时间内没有接收到ACK帧，表明可能发生冲突或数据发送失败，发送端会增加退避间隔时间，重复步骤2。

### (3) CSMA/CA协议基本思想

思想：**在发送数据帧之前，利用一个很短的帧交换把信道给预约下来，信道预约后，数据帧发送的过程中是一定不会发生冲突的，从而避免了长数据帧的冲突。**

(1) 发送端首先利用CSMA向接收端发送一个很短的请求发送RTS (request-to-send) 帧。由于是CSMA协议，所以RTS帧可能彼此冲突，但是RTS帧很短，其冲突带来的影响和信道的浪费远比数据帧小的多。

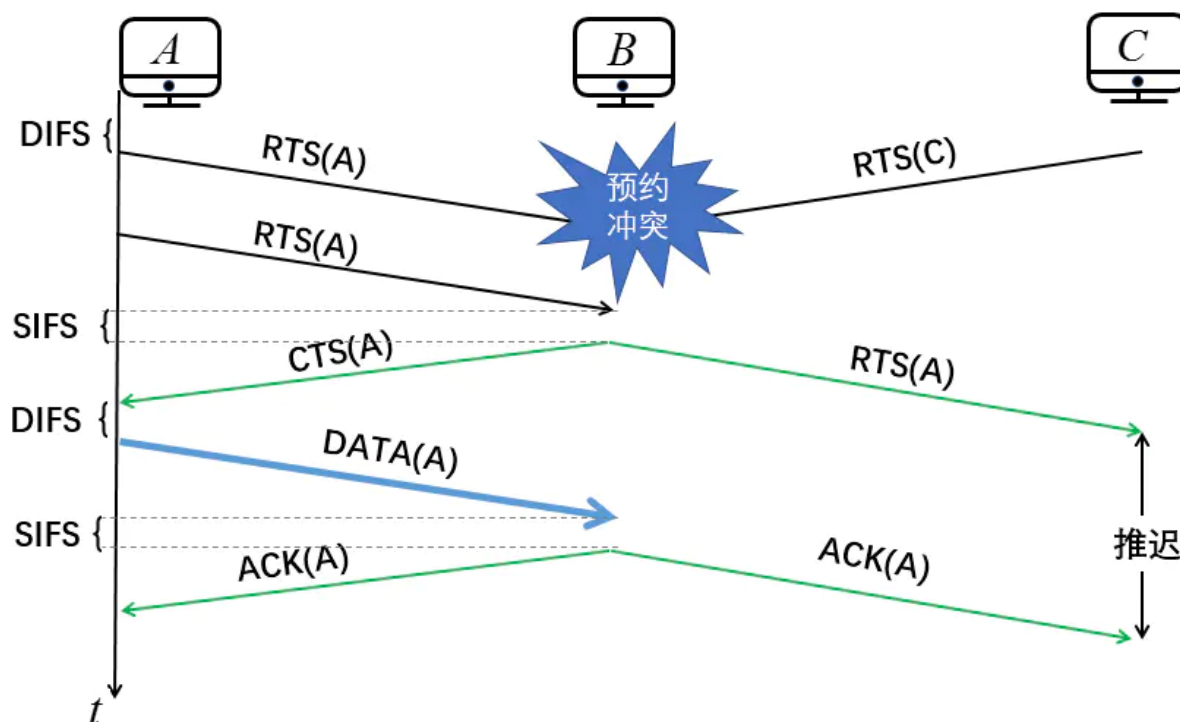
(2) 接收端接收到RTS帧后，会广播一个允许发送CTS (clear-to-send) 帧对RTS帧响应，能够

跟接收端通信的所以其他发送端都会收到这个CTS帧，发送端接收到CTS帧表明发送数据帧的请求得到了许可（信道预约成功），其他发送端接收到CTS帧就知道已经有发送端占用信道发送数据帧了。发送数据帧的过程上面已经提到。

总结一些 CTS帧的作用：

- (1) 消除了隐藏站的影响。
- (2) 发送端发送数据的请求得到了许可。
- (3) 其他站点推迟发送。

下面一个例子说明，站点A和C都要向站点B发送数据：



- (1) 刚开始两个站点都检测到信道空闲，等待了DIFS时间后同时向站点B发送RTS预约信道，可想而知会发送冲突。
- (2) 之后两个站点都没有收到站点B返回的CTS都知道发生了冲突，所以各自随机退避算法来计算一个等待时间等待重新发送。
- (3) 这里假设站点A先结束等待，发送RTS，站点B接收到RTS后广播一个CTS，这里站点A和C都会收到站点B发送的CTS，站点A接收到CTS表明自己发送数据的请求得到了许可，而站点C接收到CTS后就知道信道已经被其他站点预约，就会冻结计时器，在站点A完成传输之前会一直抑制传输。

CSMA/CA并不能完全避免冲突，但是通过这里交换短的数据帧来预约信道，虽然在预约过程中可能会有冲突，但是交换帧很短，产生冲突带来的影响远比数据帧冲突产生的影响小的多。在数据帧的传输中可以避免冲突，通过这种方式避免高代价的碰撞。

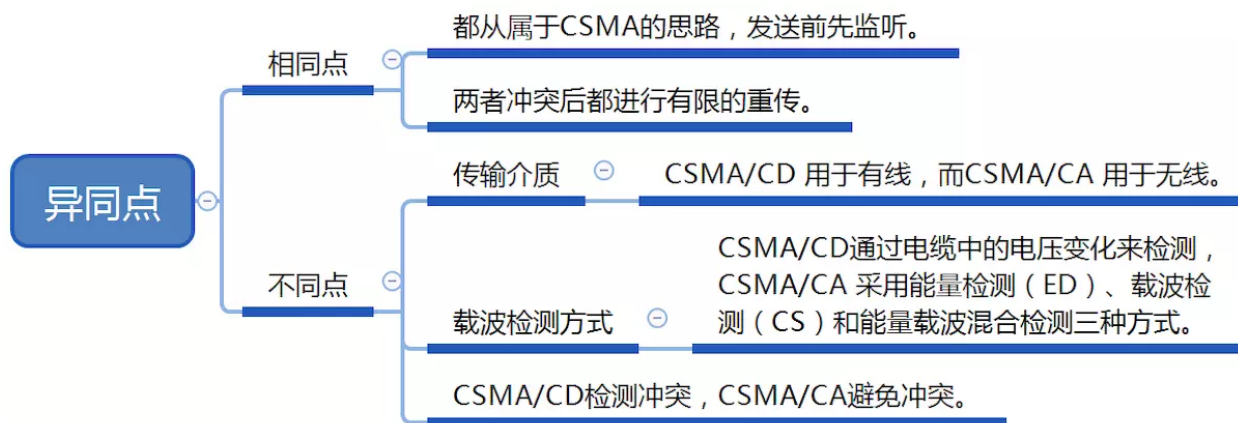
#### (4) CSMA/CD和CSMA/CA 的异同点

相同点：都从属于CSMA的思路，其核心是**先监听后发送**。即两个在接入信道之前都必须要进行监听。当发现信道空闲时，才能进行接入。

不同点：



1. **传输介质不同**：CSMA/CD用于总线式以太网【有线】，而CSMA/CA用于无线局域网【无线】。
2. **载波检测方式不同**：CSMA/CD通过电缆中电压的变化来检测，当数据发生碰撞时，电缆中的电压就会随着发生变化。而CSMA/CA采用能量检测（ED）、载波检测（CS）以及能量载波混合检测三种方式检测信道空闲方式。
- 3) **CSMA/CD是检测冲突，而CSMA/CA是避免冲突**。但是二者出现冲突后都会进行有上限重传。

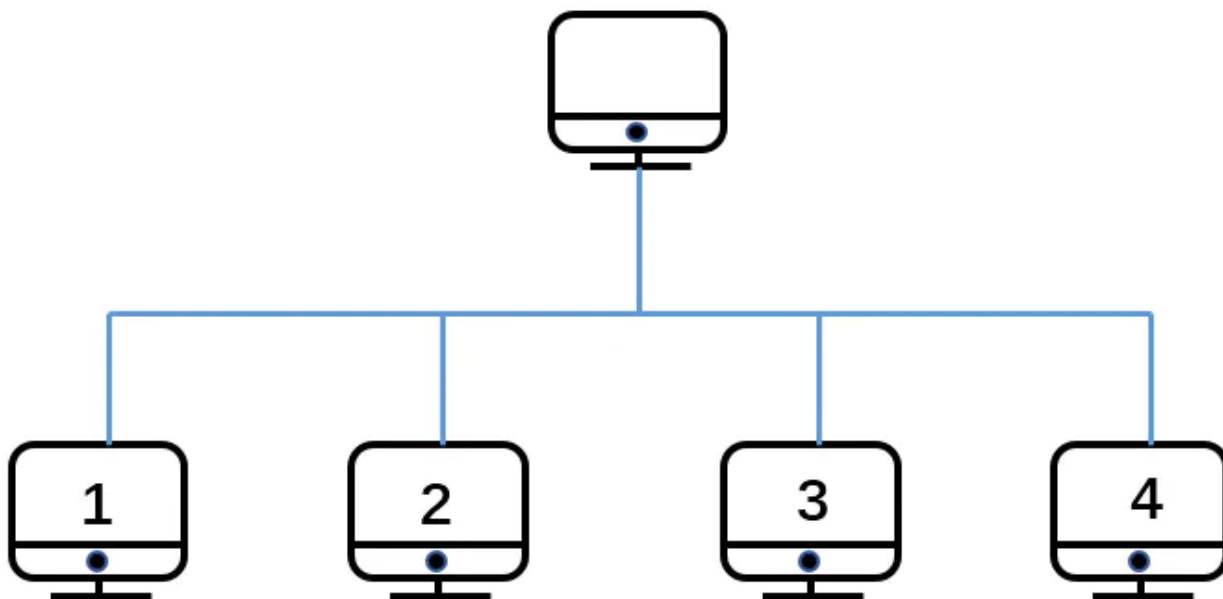


## 5.轮询访问

轮询访问MAC协议/轮流协议：**既不产生冲突，发送时又占全部带宽**。（综合了前两者的优点。）

### 5.1.轮询协议

轮询协议要求节点中有一个被指定为主节点，其余节点是从属节点，如下图所示。



主节点以循环的方式轮询每一个从属节点，“邀请”从属节点发送数据（实际上是**向从属节点发送一个报文，告诉从属节点可以发送帧以及可以传输帧的最大数量**），只有被主节点“邀请”的从节点可以发送数据，没有被“邀请”的节点不能发送，只能等待被轮询。

对于上图，主节点首先会“邀请”从节点1，如果从节点1正好要发送数据，那么从节点就会发送数据，反之如果此时从节点不发数据，就不会发送。之后再轮到从节点2、3和4，遍历完了之后又从头开始轮询，周而复始。

从主节点向从节点发送的报文信息可以看出，如果一个节点要发送的数据很多，它不会一直发送到结束，它发送到最大数据帧就是结束，主节点开始轮询下一个节点，等再次轮询到它时才能继续发送。即如果从节点要发送的数据很多时，它不是一次性发送结束的。

轮询协议存在的问题：**轮询开销、等待延迟、单点故障。**

(1) 轮询开销：主节点“邀请”从节点发送数据，实际上是向从节点发送一个报文段，这需要一定的开销。

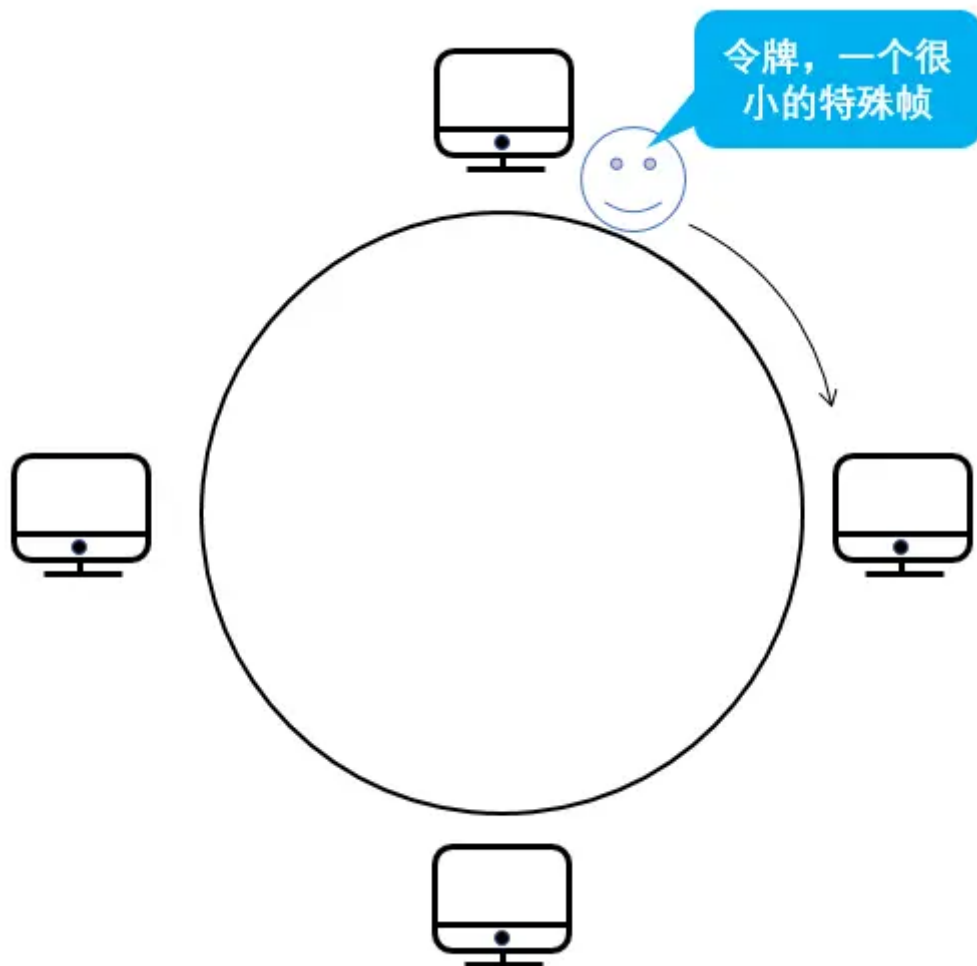
(2) 等待延迟：假设一开始，从节点1、2、3都不发送数据，只有从节点4需要发送数据，但是主节点依然会从1到3轮询，即使它们都不发送数据，节点4只能等待。

(3) 单点故障：这个系统主节点地位十分重要，如果主节点宕机或故障，那么整个系统都将崩溃。现实中一般有多个主机或故障转移机制，在主机宕机或者故障不能服务时，会选举一个从节点来代替主节点。

## 5.2.令牌传递协议

这种协议没有主节点，**令牌是一个小的特殊的帧。**

令牌会依次从一个节点传送到另一个节点，当一个节点收到令牌时，如果该节点需要发送数据，它才会持有令牌，它发送了**最大数目的帧数**后，再把令牌释放转发给下一个节点。如果节点无数据可发，它不会持有令牌，直接转发给下一个节点即可。



令牌传输协议同样可以保证同一时刻只有一个节点独占信道。同样，每个节点也不是能无限制的持有令牌，都只能在一定的时间内获得发送数据的权利。

令牌传递协议的问题：**令牌开销、等待延迟、单点故障。**

令牌也是一个数据帧，传输同样需要开销。如果一个节点故障也可能使得整个信道崩溃或者某个节点发送完数据偶然忘记释放令牌了，则必须要调用某些恢复步骤使令牌返回循环中。

令牌传递效率高，所以采用令牌传送方式的网络用于**负载较重、通信量较大**的网络中。

## 6.总结

---

## 信道划分

- FDM
  - 为每个用户分配一定的频带，用户在通信过程中始终占用该频带。
  - 频分复用的所有用户在同样的时间占不同的带宽资源。
- TDM
  - 每个用户在一个TDM帧占固定序号的时隙。
  - 时分复用所有用户在不同时间占相同的带宽。
  - 缺点：信道利用率低。
- STDM
  - TDM的改进版，使用了集中器，用户有数据可以随时发送到缓存。
  - 集中器会按顺序的将缓存中的数据放入STDM帧中，放满就发送出去。
- WDM
  - 利用不同波长的光信号互不干扰，最后用波长分解复用器将各路波长分解出来。
- CDM
  - 每个用户都会被指派一个 $m$  bit的码片序列，该码片序列 $S$ 。
  - 码片性质：各个用户的码片序列相互正交。
  - 发送时： $S$ 可以表示比特1， $\sim S$ 可以表示比特0。
  - 接收时：使用特定用户的 $S$ 与接收的信息内积求得发送的数据。

## 随机访问

- ALOHA协议
  - 不监听信道，不按时间槽发送，随机重发。
  - 缺点：冲突很多，帧发送成功率很低。
- 时隙ALOHA协议
  - ALOHA协议改进，规定只能在每个时间槽开始时发送。
  - 缺点：比ALOHA协议号，但是发送成功率仍然低。
- CSMA协议
  - 发送帧之前，监听信道。
  - 1-等待
    - 空闲发送，忙则一直等待。
  - 非等待
    - 空闲发送，忙则放弃等待，等下一个随机时间。
  - P-等待
    - 空闲以 $p$ 概率发送， $1-p$ 概率等下一个时隙，忙则放弃等待，等下一个随机时间。

## CSMA/CD

载波监听多点接入/碰撞检测

碰撞原因：电磁波在信道以有限的速率传播。

载波监听：在发送前和发送过程中都要检测总线。

碰撞检测：边发送边监听，当检测到发生碰撞时立刻停止发送。

碰撞重传：截断二进制指数退避算法。

碰撞重传次数k：最大为10，实际次数超过16次放弃发送。

争用期（碰撞窗口期）：2往返时间；最小帧长：64B

## CSMA/CA

载波监听多点接入/碰撞避免

原理

预约信道

发送数据前先预约信道

RTS/CTS

RTS请求发送，CTS接收发送请求。

ACK帧

接收到数据返回ACK帧确认

与CSMA/CD区别

传输介质：无线 vs 有线

检测方式

检测冲突 vs 避免冲突

## 轮询

轮询协议

主节点轮流"邀请"从节点发送数据，从节点只有被轮询到才能发送数据。

从节点发送的数据权利不是无限的，发送完最大数目的帧就结束。

存在问题

轮询开销、等待延迟、单点故障。

令牌传递协议

令牌依次从一个节点传送到另一个节点，节点需要发送数据时会持有令牌，只有持有令牌节点才可以发送数据，发送完数据后释放令牌传送到下一个节点。

令牌是一个小的特殊帧。

存在问题：令牌开销、等待延迟、单点故障。

令牌传递效率高，适用于负载较重、通信量较大的网络中。