

## 第 5 章

# 介质访问控制和局域网

第 4 章介绍了许多数据链路层通信协议,这些协议通常假设发送方和接收方以独占的方式来使用通信信道,这种假设忽略了共享通信信道的使用权问题。然而,在实际的网络环境中,不管是传统有线局域网还是基于无线电波的传输网络,都存在通信信道共享的问题。在信道共享的情况下,不仅多个站点之间的数据帧会相互冲突,而且同一传输过程中的数据帧和确认帧也可能会发生冲突。因此,如果让不同站点不加控制地随意使用通信信道,将会导致大量数据帧损坏,严重影响传输效率。

为了解决上述问题,数据链路层通常又分为**介质访问控制**(MAC)子层和**逻辑链路控制**(Logical Link Control, LLC)子层。其中,MAC 子层用来解决共享信道的使用权分配问题,而 LLC 子层为上层提供统一的通用数据链路层服务,并屏蔽不同类型物理介质传输之间的差异。本章将重点介绍介质访问控制子层的基本原理。本章从最基础的静态分配和动态分配对比开始,逐步介绍复杂的介质访问控制算法。进一步,本章还将介绍情况更复杂的无线网络场景,以及无线网络介质访问控制协议的设计难点和应对方法,并简要介绍实际中最常使用的几种网络协议和技术。

### 5.1 信道分配问题

**信道分配问题是介质访问控制子层解决的核心问题。**它基于多用户共享信道的假设,即所有用户共享用于信息传输的介质,如铜缆或特定频率段的无线信号。当多个用户在同一信道中传输数据时,数据信号会相互干扰,导致所有连接的用户都无法正常使用该信道传输数据。为避免冲突发生,动态分配协议和静态分配协议通过分布式或集中式的方式决定下一时刻信道使用权的获得者。通过解决信道分配问题,介质访问控制子层能够实现有效的信道资源共享,提高网络传输的效率和可靠性。

静态分配协议采用的策略是将共享信道切分为互不影响的子信道,并将其分配给特定用户使用。在传统的电信网络中,静态分配

协议被广泛使用。这些协议类似物理层中的信道复用技术,如频分复用、时分复用和波分复用,但两者的概念不同。

在无线电台业务中,不同节目被分配到频率不同的无线电广播频段上,实现无冲突的节目广播,这就是频分复用和静态信道分配的例子。而在无线局域网中,一段连续的频谱被划分为多个互不干扰的频道,理论上也可以实现静态分配,但在实际应用中更常使用动态分配策略。

**静态分配协议**的主要特点是在通信前预先分配固定信道的使用,以确保不同用户之间的数据传输不会发生冲突。这种方法在特定的场景和应用中比较有效,但对于动态性较高、用户数量较多或需求频繁变化的网络环境,静态分配协议存在一定的资源浪费问题,例如电话网络中的频分复用,用户始终占用信道的使用权,无论其是否需要发送数据。这可能导致其他用户被拒绝接入,或者某个用户不能占用其他空闲信道加速传输。

相比之下,**动态分配协议**更适用于数据传输行为和用户数量不稳定的信道,以便实现资源的最大化利用。在计算机网络中,网络流量规模以天为单位成周期性变动,且网络负载的变化范围更大,单个用户使用信道的行为更为突发。因此,计算机网络的介质访问控制子层采用动态分配协议。这种解决方案可以灵活、高效地根据实际需求和网络状态进行实时的信道分配和资源调度,从而最大化信道利用率和系统性能,适应了现代网络中复杂多变的通信需求。

然而,设计动态分配协议相对于静态分配协议更具挑战性。动态分配协议需要考虑传输介质的特性,如是否能够检测信道中发生的冲突,能否通过监听得知信道的占用情况,能否实现全站点时间同步等。这些特性对于协议的设计和实现起着关键作用。例如,全站点时间同步是利用分时间槽机制降低冲突率的核心假设,而检测冲突和监听信道占用(又称载波监听)则是带冲突检测的**载波监听多路访问**(CSMA/CD)机制的核心。除了共享信道的基本假设之外,这些与实现相关的假设在后续的内容中会反复提到,并直接影响具体的协议设计。

总之,动态分配协议相对于静态分配协议,在设计和实现上更具有挑战性,但是也更加适用于具有动态性、突发性和变化较大的网络环境。

## 5.2 多路访问协议

本节将介绍几种多路访问协议。这些协议允许多个用户共享同一信道,实现数据的发送和接收。在这些协议中,当两个帧的比特在信道上发生碰撞时,这两个帧都会被破坏。因此,多路访问协议需要采取措施来尽量避免帧的碰撞,并在发生碰撞后进行重传。通过学习这些协议,我们将了解它们的工作原理和如何提高信道利用率,以实现可靠的数据传输。

### 5.2.1 ALOHA 协议

**ALOHA**源自夏威夷语,与“你好”意思相近。**ALOHA**协议最初由夏威夷大学的研究员 Norman Abramson 等提出,用于短程无线电通信,以方便多个用户将数据发送到远处的主计算机。然而,该协议的核心设计和分析方法适用于所有多个用户在

没有协调的情况下竞争共享同一个信道的问题。

在 ALOHA 协议中,所有帧都被规定为等长,并且用户在发送帧后可以得知帧是否成功到达接收方,以决定是否重新发送帧。接下来,将介绍两种 ALOHA 协议:纯 ALOHA 协议和分槽 ALOHA 协议。在使用 ALOHA 协议的系统中,各个用户发送的帧可能会发生碰撞。这种多个用户在同一信道上发送帧,并且帧之间可能发生碰撞的系统被称为竞争系统。

### 1. 纯 ALOHA 协议

在纯 ALOHA 协议下,用户可以在任何时刻发送帧。图 5.1 展示了纯 ALOHA 协议中帧的发送情况。所有帧的长度相等,发送一个帧所需的时间称为帧时。如果在同一时刻,两个或更多帧的帧时发生重叠,这些帧将由于碰撞而损坏。以用户 C 发送的第一个帧 C-1 为例,该帧的数据逐比特地发送到信道中,但其前面的比特与帧 A-1 重叠,后面的比特与帧 B-1 重叠。因此,帧 A-1、帧 B-1 和帧 C-1 都被损坏,这些帧都需要重新发送。

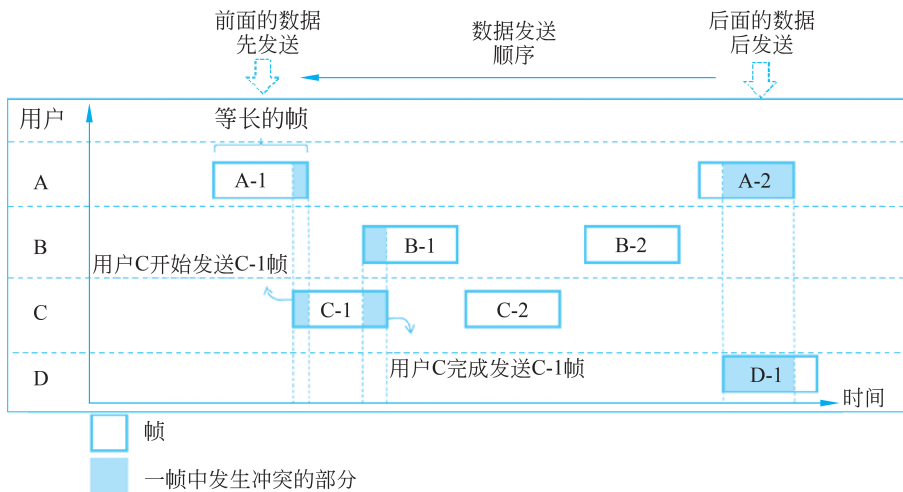


图 5.1 纯 ALOHA 协议中帧的发送情况

当信道的负载增大时,发生碰撞的概率也会随之增大,导致帧成功传输的概率下降。下面来推导纯 ALOHA 协议在不同负载下的吞吐量。

假设在每个帧时内,所有用户平均发送  $N$  个新帧。当  $N=1$  时,负载达到信道的最大处理速度,即平均每个帧时都会产生一个帧。在所有用户随机发送的情况下,这导致大量碰撞产生,使得信道几乎不可用。因此,为了保证信道可用并取得合理的吞吐量,我们期望  $N$  小于 1,即  $0 < N < 1$ 。此外,若考虑由于帧损坏而进行的重发,则平均每个帧时内产生的帧数  $G > N$ 。假设  $G$  满足泊松分布,一个帧(包括新产生的帧和重发的帧)没有碰撞而成功传输的概率是  $P_0$ ,则吞吐量  $S = GP_0$ ,即在一个帧时内,平均有  $S$  个帧可成功到达接收方。

下面来计算  $P_0$ 。根据泊松分布,在每个帧时内,所有用户平均发出  $G$  个帧,则实际生成  $k$  个帧的概率为

$$P_k = \frac{G^k e^{-G}}{k!} \quad (5.1)$$

若一个帧  $F$  能顺利到达接收方,则必须没有帧与其重合。如图 5.2 所示,站在这

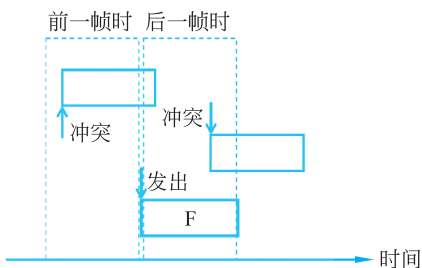


图 5.2 纯 ALOHA 协议的冲突分析

一个帧的视角来看,在其第一个比特发出前的一个帧时内,所有用户不应有帧发出,否则这个帧的帧头将被破坏;在其第一个比特发出后的一个帧时内,所有用户也不应有帧发出,否则这个帧的数据将被破坏。这样一来,只需要两个帧时的时间内,所有用户不发出任何帧,则该帧即可不冲突地成功到达接收方。

在一个帧时中,一个帧都不产生的概率是  $P_0 = e^{-G}$ ,前后两个帧时都不产生帧的概率是  $P_0 = e^{-2G}$ ,即一个帧不经碰撞,顺利到达接收方的概率是  $e^{-2G}$ 。代入  $S = GP_0$ ,则系统的吞吐量  $S = Ge^{-2G}$ 。随着负载  $G$  发生改变, $S$  也会变化。当  $G = 0.5$  时,系统吞吐量最大,约为 18.4%。

### 2. 分槽 ALOHA 协议

从上面对纯 ALOHA 协议吞吐量的分析可看出,其吞吐量不高。为此,后人在纯 ALOHA 协议的基础上,设计了分槽 ALOHA 协议,降低了冲突产生的概率。

在纯 ALOHA 协议中,所有用户随时都可能发送帧,导致帧碰撞的概率较大。分槽 ALOHA 协议将时间成长度为帧时的等长时间槽,将用户时间进行同步,仅可在规定的时间槽内发送帧,如图 5.3 所示。只要当帧的第一个比特发出时,在这个帧时内所有用户不得发送帧,该帧就可以顺利到达接收方。这样,同一时间槽中没有其他用户发送帧的概率  $P_0 = e^{-G}$ ,系统的吞吐量  $S = Ge^{-G}$ 。当  $G = 1$  时,系统吞吐量最大,约为 36.8%,是纯 ALOHA 协议的两倍。纯 ALOHA 协议和分槽 ALOHA 协议的吞吐量随负载变化的情况如图 5.4 所示。

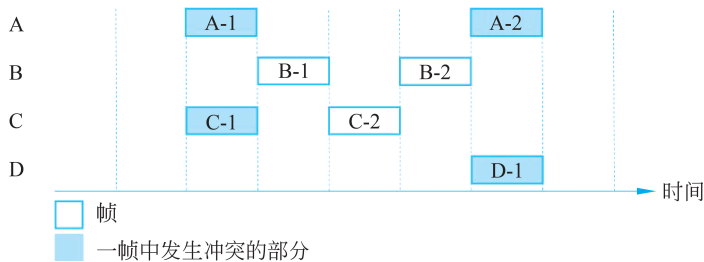


图 5.3 分槽 ALOHA 协议的冲突分析

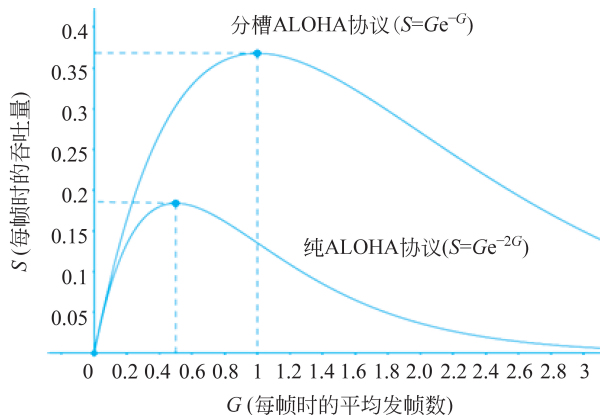


图 5.4 纯 ALOHA 协议和分槽 ALOHA 协议的吞吐量随负载变化的情况

### 5.2.2 载波监听多路访问协议

在 ALOHA 协议中,用户发送帧时并不知道是否有其他人正在使用信道。即使信道正在被使用,用户仍会发送帧,导致大量的冲突和重发。在**载波监听多路访问**(Carrier Sense Multiple Access,CSMA)协议中,用户在发送帧之前可以通过监听载波的方式检测信道是否正在传输数据。如果信道正忙,用户可以进行等待,从而减少了碰撞的可能性。本节将介绍四种载波监听多路访问协议。

需要注意的是,当一个用户开始发送数据时,并不意味着其他用户能够通过载波监听得知信道正在被使用。这是因为数据需要一定的时间才能从发送方传播到其他用户,而传播时间取决于距离,距离越远,传播时间越长。当前检测不到数据并不意味着信道空闲,可能只是因为数据尚未传播到该位置。即使信道空闲,也存在多个用户同时发送数据的可能性,从而导致冲突的发生。因此,即使存在载波监听,仍然可能发生冲突。为了避免多个用户同时发送数据,在检测到信道忙时,不同类型的 CSMA 协议可能采取不一样的操作,具体可以分为:1-坚持型 CSMA 协议、非坚持型 CSMA 协议和  $p$ -坚持型 CSMA 协议。

#### 1. 1-坚持型 CSMA 协议

在 1-坚持型 CSMA 协议中,当用户有数据需要发送时,首先会监听信道。如果信道空闲,则用户立即发送数据;如果信道忙,则用户持续监听直到信道空闲,然后立即发送数据。如果发送数据产生冲突,用户会在随机等待一段时间后重复上述过程。

1-坚持型意味着当信道空闲时,用户会立即发送数据。这样,等待发送数据的时延较小。然而,当信道忙碌且多个用户都有数据等待发送时,一旦信道空闲,这些用户会立即发送帧,导致冲突的发生。针对这种情况,可以让用户不那么坚持,以使发送帧的时间错开,从而减少冲突的产生。这就是接下来要介绍的非坚持型 CSMA 协议。

#### 2. 非坚持型 CSMA 协议

在 1-坚持型 CSMA 协议的基础上,非坚持型 CSMA 协议还引入了一种新的策略。当用户有数据需要发送时,如果监听到信道正忙,用户不会持续监听,而是随机等待一段时间后重复上述监听发送过程。

这样,当信道正忙且多个用户都有数据等待发送时,一旦信道空闲,这些用户的发帧时间将会因为随机的等待时间而错开。尽管引入了新的时延,但在随机等待的影响下,信道的冲突将会减少。这种策略能够提高系统的效率和可靠性,减少帧碰撞的发生。

#### 3. $p$ -坚持型 CSMA 协议

$p$ -坚持型 CSMA 协议是一种适用于分时间槽信道的多路访问协议。类似前面介绍的两种 CSMA 协议,用户在有数据需要发送时,首先监听信道。如果信道忙碌,用户会等待下一个时间槽再继续监听。如果信道空闲,用户以  $p$  的概率立即发送数据,而以  $1-p$  的概率进入下一个时间槽,再继续尝试发送数据。如果选择进入下一个时间槽并且下一个时间槽的信道仍然空闲,用户会继续重复以这个概率发送帧的过程。然而,如果选择进入下一个时间槽,但下一个时间槽的信道忙碌,用户会随机等待一段时间后再次监听信道,并重复上述过程。

图 5.5 展示了 1-坚持型 CSMA 协议、非坚持型 CSMA 协议、 $p$ -坚持型 CSMA 协

议以及两种 ALOHA 协议下,吞吐量随负载变化的情况。

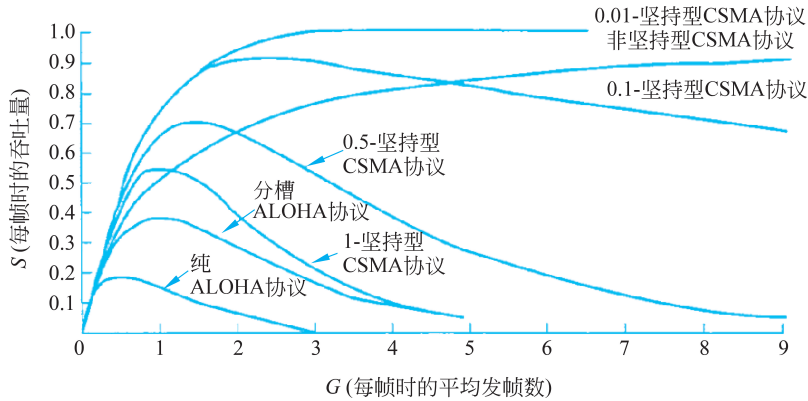


图 5.5 不同随机访问协议的吞吐量随负载变化的情况

#### 4. 带冲突检测的 CSMA 协议

如上所述,即便有信道监听,前面的三种 CSMA 协议仍有可能出现冲突。冲突一旦产生,帧就会遭到破坏。此时,用户没有必要继续发完已经被破坏的帧,而应该立即停止发送帧,准备后续重发。

带冲突检测的 CSMA(即 CSMA/CD)协议考虑了这一点,进一步提高了 CSMA 协议的效率。CSMA/CD 协议是经典以太网的基础。在 CSMA/CD 协议中,发送方将帧发送至接收方,并且在发送的同时监听信道。若中途发生冲突,冲突所产生的噪声信号传播回发送方,发送方即可得知冲突产生,立即停止发送帧,随机等待一段时间,而后重发。这样,可以节省时间,避免浪费带宽。

发送方要检测到上述冲突,必须要等待噪声信号传回自己,这一时间越长,发现冲突就越迟。如图 5.6 所示,考虑一个信道,信号在信道上相距最远的两个用户 A 到 B 传播的单向时延为  $\tau$ 。用户 A 开始发送数据,经过  $\tau$  后,信号传到 B 处;几乎与此同时,B 也开始发送数据。这样,A 和 B 的数据发生冲突,产生噪声信号。B 立即得知冲突的产生;噪声信号经过  $\tau$  后传回 A,A 方即可得知冲突产生。因此,最差情况下,发送方在发送帧  $2\tau$  后,才可得知是否发生冲突——若  $2\tau$  后仍未发现冲突,则发送方可以自信地认为,数据将顺利到达接收方,可继续将帧发送完。

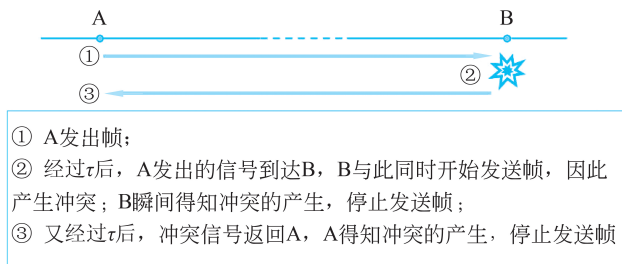


图 5.6 带冲突检测的 CSMA 协议

#### 5.2.3 无冲突协议

上面介绍的几个协议中,不同用户以一种可能冲突的方式共享信道。在较低的负

载下,帧之间发生碰撞的概率较小,时延较低;负载较高时,帧发生冲突的概率增大,冲突一旦产生,将浪费信道带宽,增大传输时延,影响业务表现。为了避免冲突,另外一些共享信道的协议通过预先约定好的规则,限制不同用户在不同时机使用信道。

下面将简单介绍三种此类协议:位图协议、令牌传递协议,以及二进制倒数计数协议。在下面的介绍中,假设有  $N$  个用户共享同一个信道。

### 1. 位图协议

在位图协议中,信道的使用分为两个阶段,如图 5.7 所示。

第一阶段由  $N$  个短时间槽组成,每个时间槽仅允许一个特定的用户使用信道。在第  $i$  个时间槽内,如果用户  $i$  有数据待发送,它会发送一个比特作为请求,要求其他用户稍后为其保留发送机会。由于信道在这个时间槽内由用户  $i$  独占,其他用户可以无冲突地接收这个请求。

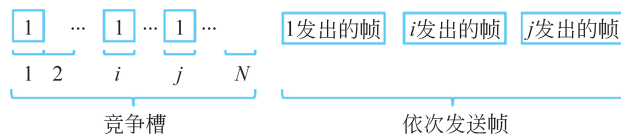


图 5.7 位图协议

第二阶段由若干与帧时长度相等的时间槽组成。在这个阶段,按照用户的序号从小到大依次发送帧,而这些帧在这个阶段内不会发生冲突。所有用户都遵循这个约定,第一阶段和第二阶段交替出现,信道中始终没有冲突发生。

通过这种方式,位图协议实现了用户之间的协调,确保在不产生冲突的情况下共享信道。

在位图协议中,用户在生成数据后,必须在竞争槽中发出预留请求,并且等待序号较小的用户完成帧的发送,然后才能发送自己的帧。这种方式引入固定长度的竞争时延,即  $N$  个竞争槽所占用的时间。当负载较轻时,竞争槽中的发送数据的用户较少,数据传输量相对较小,在这种情况下, $N$  个竞争槽所占用的时间相对总处理时间比例较大,这会导致引入了较大的处理时延。当负载较重时,竞争槽中的发送数据的用户较多,数据传输量较大,竞争槽所占用的时间相对总处理时间比例较小,这意味着信道的利用率较高。

因此,位图协议的性能受到负载的影响。在负载较轻的情况下,发送时延较大,而在负载较重的情况下,信道的利用率较高。通过调整竞争槽的数量,可以在不同负载下优化位图协议的性能,以实现更好的信道利用率和较低的发送时延。

### 2. 令牌传递协议

在令牌传递协议中,令牌代表了发送帧的机会,它在用户之间按照预定的顺序传递。如图 5.8 所示,当令牌传递到某个用户时,如果该用户有待发送的帧,它会发送该帧,并将令牌传递给下一个用户;如果该用户没有待发送的帧,它会直接将令牌传递给下一个用户。通过令牌在用户之间循环传递(构成令牌环),所有用户依次按顺序获得了发送帧的机会,而不会发生冲突。

类似位图协议,令牌传递协议也引入了固定长度的竞争时延,即令牌循环一轮所占用的时间。因此,令牌传递协议的性能也受到负载的影响。在负载较低的情况下,发送时延较长,而负载较重时,信道的利用率较高。通过调整令牌循环一轮的时间,可以在不

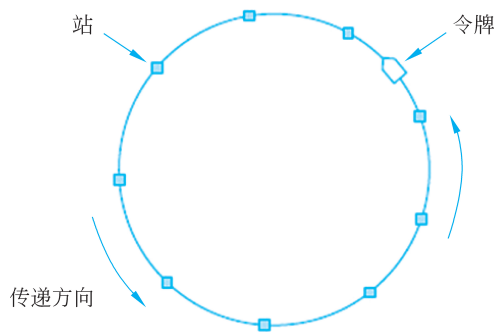


图 5.8 令牌传递协议

同负载下优化令牌传递协议的性能,以实现更好的信道利用率和较低的发送时延。

### 3. 二进制倒计数协议

在二进制倒计数协议中,用户按照其编号的二进制形式依次广播各个比特位来竞争信道。通过逐步比较各个比特位,用户可以隐式地确定自己的序号相对于其他用户的大小关系。

举例来说,假设有四个用户 1001、1010、0100、0110,它们竞争信道的步骤依次如下:

(1) 所有用户广播自己的最高位比特(1,1,0,0)。根据或运算,所有用户都看到的结果是 1。用户 0100 和 0110 发现第一位为 1,意味着有比它们序号更高的用户在竞争信道,所以它们放弃了本次竞争。

(2) 剩下的两个用户广播自己的第二位比特(0,0)。根据或运算,它们得到的结果是 0。两个用户的第二位都是 0,所以它们继续竞争信道。

(3) 剩下的两个用户广播自己的第三位比特(0,1)。根据或运算,它们得到的结果是 1。用户 1001 发现该位为 1,意味着有比它序号更高的用户在竞争信道,所以它放弃了本次竞争。

(4) 用户 1010 获胜,获得了本次发送帧的机会。

通过使用二进制倒计数协议,用户可以根据自己的编号的二进制形式逐步竞争信道,从而避免了直接冲突。相比于位图协议和令牌传递协议,二进制倒计数协议的等待时间复杂度降低为  $O(\log_2 N)$ ,从而减小了竞争时延。这使得二进制倒计数协议在大规模用户场景下具有更高的效率和较低的发送时延。

## 5.2.4 有限竞争协议

上面提到,当负载较低时,ALOHA、CSMA 等竞争协议具有较低的时延,但在负载较高时,帧冲突的概率增大,导致信道利用率下降。相比之下,位图协议、令牌传递协议和二进制倒计数协议等无竞争协议在负载较低时会引入较高的规避竞争时间,从而导致较高的时延。然而,随着负载的增加,规避竞争所占时间相对减少,从而提高了信道利用率。

基于这一观察,有限竞争协议中的用户在负载较低时采用竞争的方式获取信道,而在负载较高时采用无冲突的方式获取信道。下面以自适应树遍历协议为例,介绍这一过程。

自适应树遍历协议要实现的目标：当负载较高时，参与竞争的用户较少，以减少冲突的发生；当负载较低时，参与竞争的用户较多，以提高信道的利用率。为了实现这一目的，所有用户(A~H)被放在一棵树的叶子节点中，如图 5.9 所示。

考虑各个用户竞争发送机会的一次过程。在第一个竞争槽中，以“1”为根节点的树中的 8 个叶子(A~H)竞争发送机会，若没有冲突，则信道成功被分配，本次竞争结束；若有冲突，则进入第二个竞争槽。在第二个竞争槽中，以“2”为根节点的树中的 4 个叶子(A~D)竞争发送机会，

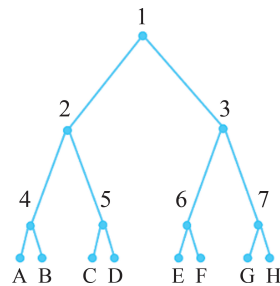


图 5.9 自适应树遍历协议

注意此时参与竞争的用户数目已经减半，如果没有冲突，则在第三个竞争槽中，以“3”为节点的树中的 4 个叶子(E~H)将竞争发送机会；若有冲突，则在第三个竞争槽中，以“4”为节点的树中的 2 个叶子(A, B)将竞争发送机会。整个过程就按照这种深度优先搜索的方式进行，直到所有待发送数据的用户都获得发送机会。

在上述机制下，当负载较轻时，以树的根节点“1”开始搜索，可以较快地让所有准备发送数据的用户竞争到发送机会。而当负载较重时，对以树的根节点“1”开始的竞争槽进行搜索几乎必然会导致冲突的发生。在这种情况下，根据网络负载情况，从较低层的节点(而非根节点“1”)开始搜索，一开始就减少了参与竞争的用户数目，从而提高了效率。这就是所谓的“自适应”。

## 5.3 IEEE 802.3 协议和以太网

前面的章节介绍了介质访问控制协议的工作原理。接下来的两节将以有线网络常见的 IEEE 802.3 协议和无线网络常见的 IEEE 802.11 协议为例，介绍实际网络中使用的介质访问控制协议的技术细节。需要说明的是，IEEE 802.3 协议和 IEEE 802.11 协议同属于 IEEE 802 协议族，该协议族定义了多种类型的基于数据帧的网络所遵循的协议规范和通用的参考模型。

### 5.3.1 以太网简介

20 世纪 70 年代，有线局域网出现了包括以太网、令牌环和光纤分布式数据接口在内的多种技术。随着时间的推移，以太网技术逐渐成了主流技术，并广泛应用于现实生活中的大多数有线网络。从 20 世纪 80 年代开始，IEEE 作为国际化标准组织开始不定期发布以太网标准，即 IEEE 802.3 协议。该协议定义了有线局域网的物理层接入技术和介质访问控制(MAC)子层协议。其中，物理层接入技术规定了站点如何使用物理线路进行数据编码和解析，介质访问控制子层协议规定了信道竞争和分配的算法和原则。

最早的以太网标准由 DEC、Intel、Xerox 三家公司联合发布，也称为 DIX 标准。DIX 标准定义了以太网传输速率为 10Mb/s，使用粗同轴电缆作为连接线缆，最大支持 4 台中继器和 500m 的连接距离。随着以太网的不断应用，原本的粗同轴电缆被替换成了细同轴电缆，工作速率仍为 10Mb/s，最大支持 4 台中继器和 200m 的连接距

离。无论是使用粗同轴电缆还是细同轴电缆,以太网中所有的节点都连接在一根总线上,共享同一传输介质。因此,需要采用前面提到的 CSMA/CD 介质访问控制策略,这种以太网也被称作经典以太网。

经典以太网中任何一个节点如果出现问题,都可能会导致整个网络瘫痪,而且节点移动、新增都必须重新布线,所以后来提出了星型布线模式。在最早的星状布线模式中,每个站点都通过一条专用线缆连接到中央集线器。然而,集线器只是在电气上简单地连接所有线缆,就像把它们焊接在一起,逻辑上等同于单根电缆的经典以太网。随着越来越多的站点加入,每个站点获得的固定容量共享份额下降,最终整个局域网将饱和。为了处理不断增长的负载,后来又提出了交换式以太网。交换式以太网的核心设备是交换机(将在 5.6 节进行详细说明)。

本节后续将主要介绍经典以太网的 MAC 子层协议、帧结构以及以太网标准的演进。尽管 IEEE 802.3 协议和以太网在介质访问控制方面有微小差异,但从整体上看,它们的核心概念基本相同,因此在后续的描述中将不加区分地使用 IEEE 802.3 和以太网这两个术语,即二者可以相互替代使用。这样做是为了避免过多的重复描述,同时也强调它们的相互兼容性。

### 5.3.2 经典以太网 MAC 子层协议

经典以太网 MAC 子层使用带冲突检测的载波监听多路访问(CSMA/CD)协议,该协议基于前面所介绍的 1-坚持型 CSMA 协议。下面对其在以太网中的使用进行详细介绍。

#### 1. 以太网最小帧长

按照 CSMA/CD 协议的设计,各站点在传输的过程中持续监听信道,一旦出现冲突就执行冲突避免的操作。换句话说,CSMA/CD 协议依赖站点能够正确检测冲突的假设。然而,如果发送时间过短,发送方可能错误地认为数据帧已经被正确发送,而实际上由于冲突导致数据帧变得不可用。这意味着站点未能正确检测到冲突,违反了 CSMA/CD 协议的前提假设。

为了实现有效的冲突检测,以太网帧除了包含必要的控制字段和实际传输的信息之外,还包含可选的填充字段。填充字段的作用是使过短的帧达到最小帧长的要求。在实际的传输线路中,信号需要一定的传播时间,为了确保所有站点能够正确地检测到有效帧和冲突,以太网限制了链路的最长物理距离、最小帧长和传输速率。当数据

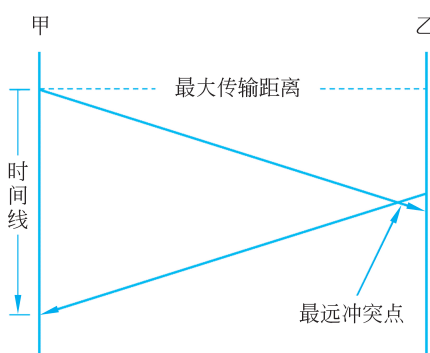


图 5.10 冲突检测需要  $2\tau$  时间

帧的长度不足最小帧长时,填充字段会被添加到帧中,使其达到最小帧长(通常为 64 字节)。这样做的目的是确保帧的持续时间足够长,以便其他站点能够正确地检测到正在传输的帧以及潜在的冲突情况。

在以太网标准中,最大传输距离、最小帧长和传输速率是相互关联的三个参数,它们在保障冲突检测正确性方面起着重要作用。下面以图 5.10 为例,解释它们之间的关系。在图中,甲乙两个站点位于同一个冲突域内,