

3. 多点访问协议

3.1 多路访问链路和协议

两种类型的链路（一个子网内部链路连接形式）

点对点

拨号访问的PPP

以太网交换机和主机之间的点对点链路

广播（共享线路或媒体）

传统以太网

HFC上行链路

802.11无线局域网

协议：

单个共享的广播型链路

2个或更多站点同时传送：冲突（collision）

多个节点在同一个时刻发送，则会收到2个或多个信号叠加

两个电磁波叠加一起就无法识别信号了

多路访问协议 MAP（介质访问控制协议：MAC）

分布式算法-决定节点如何使用共享信道，即：决定节点什么时候可以发送

关于共享控制的通信必须借信道本身传输

没有带外的信道，各节点使用其协调信道使用

用于传输控制信息

理想的MAP：

给定：

Rbps的广播信道

必要条件：

当一个节点要发送时，可以R速率发送

当M个节点要发送，可以以R/M的平均速率发送

完全分布的

没有特殊节点协调发送

没有时钟和间隙的同步

简单

3.2 MAC(介质/媒体访问控制)协议

分类：3类

信道划分

把信道划分成小片（时间，频率，编码）

分配片给每个节点专用

随机访问

信道不划分，允许冲突

冲突后恢复

依次轮流

节点一次轮流

但是有很多数据传输的节点可以获得较长的信道使用权

a.信道划分MAC协议：

TDMA:time division multiple access 时分

轮流使用信道，信道的时间分为周期

每个站点使用每周期中固定的间隙（长度=帧传输时间）传输帧

如果站点无帧传输，间隙空闲---->浪费

如：6站LAN，1、3、4有数据报，间隙2、5、6空闲

FDMA: frequency division multiple access 频分

与时分类似

CDMA: code division multiple access 码分

所有站点在整个频段上同时传输，采用编码原理加以区分

完全无冲突

假定：信号同步很好，线性叠加

比方：

TDM: 不同的人在不同的时刻讲话

FDM: 不同的组在不同的小房间里通信

CDMA: 不同的人使用不同的语言讲话

b. 随机存取协议

当节点有帧要发送时

以信道带宽的全部Rbps发送

没有节点间的预先协调

两个或更多节点同时传输，会发生冲突

随机存储协议规定

如何检测冲突

如何从冲突中恢复（e.g., 通过稍后的重传）

随机MAC协议：

时隙ALOHA

ALOHA

CSMA, CSMA/CD, CSMA/CA

b.1 时隙ALOHA

假设

所有帧是等长的

时间被划分成相等的时隙，每个时隙可发送一帧

节点只在时隙开始时发送帧

节点在时钟上是同步的

如果两个或多个节点在一个时隙传输，所有的站点都能检测到冲突

运行

当节点获取新的帧，在下一个时隙传输

传输时没有检测到冲突，成功

节点能够在下一时隙发送新帧

检测时如果检测到冲突，失败

节点在每一个随后的时隙以概率P重传帧，直至成功

优点

节点可以以信道带宽全速连续传输

高度分布：仅需要节点之间在时隙上的同步

简单

缺点

存在冲突，浪费时隙

即使有帧要发送，仍然有可能存在空闲的时隙

节点检测冲突的时间 < 帧传输的时间

必须传完

需要时钟上同步

效率

见图

b.2 纯ALOHA(非时隙)

无时隙ALOHA: 简单、无需节点间时间上同步

当有帧需要传输：马上传输

冲突的概率增加

帧在 t_0 发送，和其他在 $[t_0-1, t_0+1]$ 区间内开始发送的帧冲突

和当前

帧冲突的区间（其他帧在此区间开始传输）增大了一倍

效率：见图

b.3 CSMA(载波侦听多路访问)

Aloha:

如何提高ALOHA的效率

发之前不管有无其他节点在传输

CSMA:

在传输前侦听信道

如果侦听到信道空闲, 传输整个帧

如果侦听到信道忙, 推迟传送

冲突:

仍然可能发生

由传播延迟造成: 两个节点可能侦听不到正在进行的传输

冲突:

整个冲突帧的传输时间都被浪费了, 是无效的传输

注意:

传播延迟(距离)决定了冲突的概率

节点依据本地的信道使用情况来判断全部信道的使用情况

b.4 CSMA/CD(冲突检测)

CSMA/CD:

载波侦听CSMA: 和在CSMA中一样发送前侦听信道

没有传完一个帧就可以在短时间内检测到冲突

冲突发生时则传输终止, 减少对信道的浪费

冲突检测CD技术, 有线局域网中容易实现:

检测信号强度, 比较传输与接收到的信号是否相同

通过周期的过零点检测

以太网CSMA/CD

适配器获取数据报, 创建帧

发送前: 侦听信道CS

闲: 开始传送帧

忙: 一直等到闲再发送

发送过程中, 冲突检测CD

没有冲突: 成功

检测到冲突: 放弃, 之后尝试重发

发送方适配器检测到冲突, 除放弃外, 还发送一个Jam信号, 所有听到冲突的适配器也是如此

强化冲突: 让所有站点都知道冲突

如果放弃, 适配器进入指数退避状态

在第m次失败后, 适配器随机选择一个 $\{0, 1, 2, \dots, 2^m-1\}$ 中K

等待 $K \times 512$ 位时

然后转到步骤2

exponential backoff二进制指数退避算法

目标: 适配器试图适应当前负载, 在一个变化的碰撞窗口中随机选择时间点尝试重发

高负载: 重传窗口时间大, 减少冲突, 但等待时间长

低负载: 使得各站点等待时间少, 但冲突概率大

首次碰撞: 在 $\{0, 1\}$ 选择K; 延迟 $K \times 512$ 位时

第2次碰撞: 在 $\{0, 1, 2, 3\}$ 选择K

第10次碰撞: 在 $\{0, 1, 2, 3, \dots, 1023\}$ 选择K

效率: 见图

b.5 CSMA/CA (冲突避免)

WLAN构成:

基站: AP

无线链路

移动主机节点

无线局域网:

冲突: 2+站点(AP或者站点)在同一个时刻发送

802.11: CSMA-发送前侦听信道

不会和其它节点正在进行的传输发生冲突

802.11: 没有冲突检测!

无法检测冲突: 自身信号远远大于其他节点信号(无线信号容易衰减)

即使能CD: 冲突!=成功 这边!=是指没关系

目标: avoid collisions: CSMA/C(ollision)A(voidance)

无法CD, 一旦发送一股脑全部发送完毕, 不CD

为了避免无CD带来的信道利用率低的问题, 事前进行冲突避免

发送方：

如果站点侦测到信道空闲持续DIFS长，则传输整个帧 (no CD)

如果侦测到信道忙碌，那么 选择一个随机回退值，并在信道空闲时递减该值；如果信道忙碌，回退值不会变化

到数到0时（只在信道闲时）发送整个帧如果没有收到ACK，增加回退值，重复2

接收方：

如果帧正确，则在SIFS后发送ACK

在count down时，侦听到了信道空闲为什么不发送，而要等到0时在发送

2个站点有数据帧需要发送，第三个节点正在发送

LAN CD：让2者听完第三个节点发完，立即发送

冲突：放弃当前的发送，避免了信道的浪费于无用冲突帧的发送
代价不昂贵

WLAN : CA

无法CD，一旦发送就必须发完，如冲突信道浪费严重，代价高昂

思想：尽量事先避免冲突，而不是在发生冲突时放弃然后重发

听到发送的站点，分别选择随机值，回退到0发送 - 不同的随机值，一个站点会胜利

- 失败站点会冻结计数器，当胜利节点发完再发

无法完全避免冲突

两个站点相互隐藏

选择了非常靠近的随机回退值

冲突避免：

允许发送方预约通道，而不是随机访问该信道：避免长数据帧的冲突

发送方首先使用CSMA向BS发送一个小的RTS分组

RTS可能会冲突（但是由于比较短，浪费信道较少）

BS广播 clear-to-send CTS，作为RTS的响应

CTS能够被所有涉及到的节点听到

发送方发送数据帧

其它节点抑制发送

采用小的预约分组，可以完全避免数据帧的冲突

b.5 线缆接入网络

了解即可

时隙ALOHA的效率(Efficiency)

效率：当有很多节点，每个节点有很多帧要发送时， $x\%$ 的时隙是成功传输帧的时隙

- 假设 N 个节点，每个节点都有很多帧要发送，在每个时隙中的传输概率是 p
- 一个节点成功传输概率是 $p(1-p)^{N-1}$
- 任何一个节点的成功概率是 $= Np(1-p)^{N-1}$

- N 个节点的最大效率：
求出使 $f(p)=Np(1-p)^{N-1}$ 最大的 p^*
- 代入 p^* 得到最大
 $f(p^*)=Np^*(1-p^*)^{N-1}$
- N 为无穷大时的极限为
 $1/e=0.37$

最好情况：信道利用率37%

纯ALOHA的效率

$P(\text{指定节点成功}) = P(\text{节点传输}) \cdot$

$P(\text{其它节点在}[t_0-1, t_0]\text{不传}) \cdot$

$P(\text{其它节点在}[t_0, t_0+1]\text{不传})$

$$= p \cdot (1-p)^{N-1} \cdot (1-p)^{N-1} = p \cdot (1-p)^{2(N-1)}$$

选择最佳的 p 、 N 趋向无穷大...

$$= 1/(2e) = 17.5\%$$

效率比时隙ALOHA更差了!

CSMA/CD效率

- ❖ T_{prop} = LAN上2个节点的最大传播延迟
- ❖ t_{trans} = 传输最大帧的时间

$$efficiency = \frac{1}{1 + 5t_{prop}/t_{trans}}$$

- ❖ 效率变为1
 - 当 t_{prop} 变成0时
 - 当 t_{trans} 变成无穷大时
- ❖ 比ALOHA更好的性能，而且简单，廉价，分布式！

c. 轮流MAC协议 Taking Turns

信道划分MAC协议

共享信道在高负载时是有效和公平的

在低负载时效率低下

只能等到自己的时隙开始发送或者利用 $1/N$ 的信道频率发送

当只有一个节点有帧传时，也只能够得到 $1/N$ 个带宽分配

随机访问MAC协议

在低负载时效率高：单个节点可以完全利用信道全部带宽

高负载时：冲突开销较大，效率极低，时间很多浪费在冲突中

轮流协议有两者的优点

轮询：

主节点邀请从节点依次传送

从节点一般比较“dumb”

缺点：

轮询开销：轮询本身消耗信道带宽

等待时间：每个节点需等到主节点轮询后开始传输，即使只有一个节点，也需要等到轮询一周后才

能够发送

单点故障：主节点失效时造成整个系统无法工作

令牌传递：

控制令牌(token)循环从一个节点到下一个节点传递

令牌报文：特殊的帧

缺点：

令牌开销：本身消耗带宽

延迟：只有等到抓住令牌，才可传输

单点故障 (token):

令牌丢失系统级故障, 整个系统无法传输

复杂机制重新生成令牌

3.3 总结

多点接入问题: 对于一个共享型介质, 各个节点如何协调对它的访问和使用

信道划分

TDMA, FDMA, CDMA

随机访问 (动态)

ALOHA, S-ALOHA, CSMA, CSMA/CD

载波侦听: 在有些介质上很容易 (wire: 有线介质), 但在有些介质上比较困难 (wireless: 无线)

CSMA/CD: 802.3以太网中使用

CSMA/CA: 802.11 WLAN中使用

依次轮流协议

集中: 由一个中心节点轮询

分布: 通过令牌控制

蓝牙, FDDI, 令牌环

