

文章编号: 0529-6579 (1999) 03-0025-05

HFC 的 MAC 协议中随机访问机制性能分析^{*}

宋靖涛, 张光昭

(中山大学无线电电子学系, 广东 广州 510275)

摘 要: 为了在 HFC 网络上实现交互式业务, 人们对基于 HFC 网络的介质访问协议进行了广泛的研究, 已出现了几种基于 HFC 的 MAC 协议. 这些 MAC 协议基本上都采用了基于竞争的随机访问与预约相结合的协议, 因此, 基于竞争的随机访问机制的性能对整个协议的性能有非常大的影响. 对基于 HFC 网络的 MAC 协议中竞争时隙所采用的随机访问机制的性能进行分析, 首先给出随机访问机制的分析模型, 然后求出了吞吐量-通信量以及平均延时-吞吐量的表达式.

关键词: HFC; MAC; 随机访问机制

中图分类号: TN 252 **文献标识码:** A

随着技术的发展, 作为“最后一英里”的解决方案之一的 HFC (hybrid fiber coax, 光纤同轴混合网) 网络日益受到人们的注意, 为了最终在 HFC 网络上实现交互式业务, 人们对基于 HFC 网络的 MAC (medium access control, 介质访问控制) 协议进行了广泛的研究. Chatschik 等^[1] 提出了一种 ATM 友好 (ATM-friendly) 的 MAC 协议, 该协议的思想是: 当一个站有数据要发送时, 该站首先通过上行帧的竞争时隙进行资源预约, 然后通过预约的资源来传输数据. James 等^[2] 提出的 MAC 协议把上行帧分两部分, 一部分是 STM (同步传输模式) 域, 一部分是 ATM (异步传输模式) 域, 以支持各种不同的业务类型. 两个域的边界可以动态地改变. STM 域的时隙是预分配时隙, 其中有一个竞争时隙, 所有的站用它来传输 STM 呼叫的控制和信令. 在 ATM 域, 有竞争时隙和预约时隙两种, 每个站都可以申请使用这些预约时隙, 它们通过在竞争时隙传输预约时隙分配请求来实现预约. IEEE 802.14^[3] 工作组定义的 MAC 协议把上行信道看成是由小时隙 (minislot) 组成的流. 这些小时隙一部分用来进行带宽预约, 一部分组合成 ATM 信元或可变长度的数据段, 用来传输数据. DAVIC^[4] 规范中的基于 HFC 网络的 MAC 协议把所有的时隙分为竞争时隙、非竞争时隙和预约时隙, 其中竞争时隙可用来传送数据和 MAC 消息, 包括预约请求, 这种访问方式有可能产生碰撞, 产生碰撞后, 采用指数后退算法来重发.

几种基于 HFC 的 MAC 协议都采用了基于随机访问机制的竞争时隙, 归纳起来, 这些竞

^{*} 基金项目: 广东省自然科学基金资助项目

收稿日期: 1998-06-24 作者简介: 宋靖涛, 男, 1968 年生, 博士研究生 通讯联系人: 张光昭

争时隙的功能主要是利用竞争时隙来进行预约请求和利用竞争时隙来传输对传输延时要求高的突发信息. 因此竞争时隙的性能对整个 MAC 协议的性能有非常大的影响. 影响竞争时隙性能的是它采用的随机访问机制. 虽然已有许多文献对各种随机访问协议进行了详细的分析^[3], 但这些分析结果并不能适用于 HFC 网络的 MAC 协议中采用的随机访问协议. 本文根据局域网性能分析的一些基本方法, 对基于 HFC 网络的 MAC 协议中竞争时隙所采用的随机访问协议的性能进行分析.

1 基于 HFC 网络的随机访问协议的基本模型

基于 HFC 网络的上行信道是共享信道, 每个上行信道按时间分为一个个的小时隙 (minislot), 许多小时隙组成一帧, 在一帧中的小时隙可以分为竞争小时隙和预约时隙, 用来组成一个个时隙 (图 1).

设一个小时隙长为 T_0 , 一帧时长为 T , 竞争小时隙与预约时隙的数目分别为 M 个和 N 个, 一个预约时隙的时长为 L 个小时隙的时长, 那么 $T = (M + NL)T_0$.

另外, 假设一帧中预约时隙的总时长 NLT_0 大于一个分组在网络传输一周的时间, 那么, 在某一帧中使用竞争小时隙发送请求分组的站在该帧结束之前就可以知道该次请求是否发生碰撞. 若发生碰撞, 该站可以在下一帧进行重发.

在某一帧时间内到达的各个站的请求分组, 在本帧内不能发送, 而必须等到下一帧. 在下一帧, 每个有请求分组的站在该帧所有的竞争小时隙中随机地选择一个, 用来发送该站的预约请求. 若某个小时隙只有一个站选择, 那么该站将成功地发送一个预约请求分组, 总站将从下一帧开始, 给它分配一个预约时隙, 传输该站的数据; 若有两个或更多的站选择同一个小时隙, 那么将发生碰撞, 该次碰撞所涉及的所有站将分别在下一帧中再次随机地选择一个小时隙进行发送, 若再次发生碰撞, 则重复该过程, 直至成功.

2 吞吐量分析

吞吐量分析是根据提供的通信量 G , 求出竞争小时隙的吞吐量 S 的表达式. S 定义为每个竞争小时隙成功传输请求分组的平均数; G 定义为每个竞争小时隙试图发送的请求分组平均数. 这些分组可以是新的请求分组, 也可以是重传的请求分组.

在分析之前可做一些假设: 用户数为无限大, 所有用户到达网络的请求分组 (包括新到达的和由于冲突而重发的请求分组) 形成泊松过程, 其均值到达率为 λ 个请求分组 / s. 每个用户站在某一时刻最多有一个请求分组准备发送 (包括以前发生冲突的请求分组).

因此, 在一帧时长内, 有 k 个请求分组到达的概率为

$$P\{\text{Arrive} = k\} = \frac{(\lambda T)^k}{k!} e^{-\lambda T}$$

(1)

在 M 个小时隙中传输 k 个请求分组, 正好有 s 个请求分组传输成功的概率为 $P\{\text{Success} = s | \text{Arrive} = k\}$. 该概率可从文献 [6] 中得到. 在 s 小于 k 与 M 时, 有

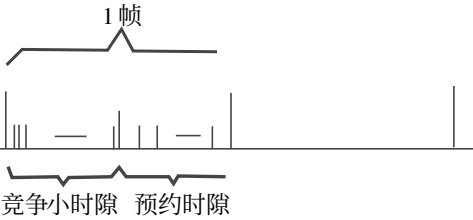


图 1 上行信道的帧结构

Fig 1 The frame structure of upstream channel

$$P\{\text{Success} = s \mid \text{Arrive} = k\} = (-1)^s \frac{M!K!}{S!M^k} \sum_{j=s}^{\min(M,K)} (-1)^j \frac{(M-j)^{k-j}}{(j-s)!(M-j)!(k-j)!} \quad (2)$$

所以, 有 s 个请求分组成功传输的概率

$$P\{\text{Success} = s\} = \sum_{k=s}^{\infty} P\{\text{Success} = s \mid \text{Arrive} = k\} \cdot P\{\text{Arrive} = k\} \quad (3)$$

$$\text{根据定义, } S = \frac{1}{M} \sum_{s=1}^M s \cdot P\{\text{Success} = s\} \quad (4)$$

$$\text{当 } M \text{ 远大于 } 1 \text{ 时, 有}^{[7]} \quad P\{\text{Success} = s \mid \text{Arrive} = k\} \cong \frac{ke^{-k/M}}{s!} \exp[ke^{-k/M}].$$

因此, 其条件期望为 $E\{\text{Success} = s \mid \text{Arrive} = k\} = \theta e^{-\theta} \left\{ 1 + \theta + \frac{\theta^2}{2!} + \dots + \frac{\theta^{M-1}}{(M-1)!} \right\}$. 式中, $\theta = ke^{-k/M}$. 当 M 远大于 1 时, 有 $E\{\text{Success} = s \mid \text{Arrive} = k\} = \theta e^{-\theta} e^{\theta} = ke^{-k/M}$. 因此, 由式(4)可得

$$S = \frac{1}{M} E\{\text{Success} = s\} = \frac{(\lambda T)^k}{M} e^{-\lambda T} \cdot e^{-1/M} \exp[e^{-1/M} \lambda T] \quad (5)$$

根据 G 的定义, 有 $G = \lambda T/M$, 代入(5)得

$$S = G \cdot e^{-1/M} \exp[e^{-1/M} \cdot MG - MG] \quad (6)$$

3 延迟分析

假设某用户站请求分组在第 i 帧的时刻到达, 它随机地选择第 $i+1$ 帧的第 j 个竞争小时隙发送, 若没有发生碰撞, 在经过 $\tau = pT_0$ 后, 该请求分组到达总站, 该次请求结束. 若发生碰撞, 那么, 该请求分组将在下一帧中再随机选择一个小时隙重发, 直至发送成功. 从图 2 中可以看出, 一次成功发送的延时由 D_1, D_2, D_3 之和组成. 需要重发的延时则由重发次数来决定, 每重发一次, 平均要增加一帧时长的时间.

D_1 为某 1 帧内到达的请求分组等到 $i+1$ 帧开始时刻的平均时间.

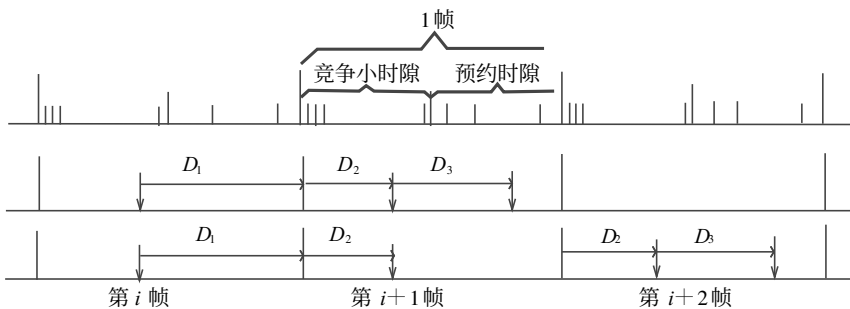


图 2 延时分析示意图

Fig 2 The illustration of delay analysis

由于请求分组的到达过程是泊松过程, 设在某一帧时长 T 内 (t_0, t_0+T) 到达 n 个请求分组, 那么这 n 个请求分组到达的时间为 n 个独立同分布随机变量所组成的顺序统计量, 且每个随机变量均匀分布于 (t_0, t_0+T) 内^[8]. 因此 $D_1 = \frac{(M+NL)-1}{2} T_0 + \frac{T_0}{2} = \frac{M+NL}{2} T_0$.

D_2 为在第 $i+1$ 帧传输时, 请求分组要随机地选择一个小时隙, 在该帧开始的时刻与被

选择的时隙开始的时刻之间的平均时间间隔, $D_2 = \frac{M-1}{2} T_0$.

D_3 为一个时隙中的请求分组从用户站到的总站的平均传输时间, 为 $\tau = pT_0$.

若被选择的时隙内没有发生碰撞, 那么该次发送成功. 因此, 一个成功的发送所需要的平均时间为 $D_s D_s = D_1 + D_2 + D_3 = \frac{M+NL}{2T_0} + \frac{M-1}{2} T_0 + pT_0$.

若发生碰撞, 那么该站在本帧结束前即可知道, 它将在下地帧重新发送, 直至成功. 其重新发送的次数为 $G/S - 1$, 而重发一次的平均时间相当于在第 i 帧内到达的请求分组等到第 $i+2$ 帧开始传输的平均延迟时间, 也即

$$D_R = D_s + (M+NL) T_0 = \frac{M+NL}{2} T_0 + \frac{M-1}{2} T_0 + pT_0 + (M+NL) T_0.$$

总的平均延迟为 $D = \frac{M+NL}{2} T_0 + \frac{M-1}{2} T_0 + pT_0 + \left[\frac{G}{S} - 1 \right] \cdot (M+NL) T_0$. 其归一化平均延迟定义为 D 除以请求分组从用户站到总站的传输时间 pT_0 , 因此有

$$D = \frac{D}{pT_0} = 1 + \frac{M}{p} + \frac{NL-1}{2p} + \left[\frac{G}{S} - 1 \right] \cdot \frac{M+NL}{p} \tag{7}$$

4 结果分析

(6) 式为随机访问协议的 G - S 特性, 图 3 给出了在不同 M 时的 G - S 特性. 从图 3 中可以看出, 在不同的 M 情况下, G - S 特性基本相同, 不同之处仅在于它们的最大吞吐量有所不同. 图 4 为根据 (5) 式得出的当 $M = 8, 16, 32$ 和 64 时的 S 与一帧时间内到达的总的平均分组数 λT 的关系曲线, 从图 4 可以看出随着 M 的增加, 出现最大吞吐量的时的 λT 也随之增加, 该曲线实质上与图 3 所示的 G - S 特性是一致的, 它更清晰地表示了 S 与 M 的关系.

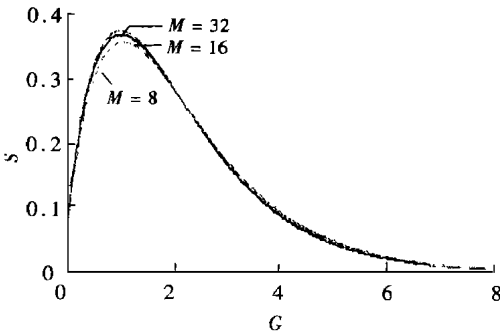


图 3 不同 M 时的 S 与 G 的关系曲线
Fig 3 The throughput S versus traffic G for $M = 8, 16, 32$

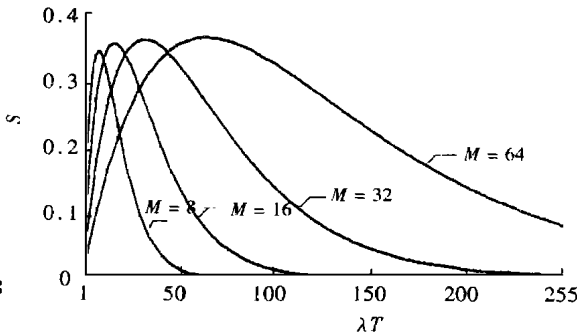


图 4 不同 M 时, S 与 λT 的关系曲线
Fig 4 The throughput S versus for λT $M = 8, 16, 32, 64$

(7) 式为随机访问协议的归一化平均延时-吞吐量特性. 设每个小时隙为 8 字节, 再加上 1 个保护字节, 共 9 个字节; $T_0 = 24 \mu s$. 最大传输延时为 $400 \mu s$, 也即 $pT_0 = 400$. 每个预约时隙由 8 个小时隙组成, 也就是 $L = 8$, 由于 NLT_0 要大于 $800 \mu s$, 那么 N 必须为大于 4 的整数, 一帧时长要大于 $824 \mu s$.

基于上面的分析, 将在 2 种帧长的假设下 4 种组合的条件下求延时特性, 结果见表 1. 从表 1 中可以看出, 一帧的时长对延时特性的影响很大, 帧长增加一倍, 延时也增加一倍左

右;而一帧中的竞争小时隙的数量对延时的影响并不明显,因为 M 的增加虽然减小了重传次数,但却增加了 D_2 .

表 1 不同帧长情况下的归一化平均延时 D
Tah 1 The compare of average delay for difference frame structure

S	帧长为 3.072 ms		帧长为 1.536 ms		S	帧长为 3.072 ms		帧长为 1.536 ms	
	M= 16	M= 32	M= 8	M= 16		M= 16	M= 32	M= 8	M= 16
	N= 14	N= 12	N= 7	N= 6		N= 14	N= 12	N= 7	N= 6
Q 05	6.25	6.45	3.19	3.58	Q 34	28.53	30.16	12.73	14.99
Q 10	6.79	6.97	3.48	3.82	Q 30	40.09	43.44	20.75	22.30
Q 15	7.47	7.61	3.85	4.12	Q 25	63.97	64.21	32.25	32.59
Q 20	8.33	8.43	4.31	4.51	Q 20	89.87	95.65	47.77	48.32
Q 25	9.52	9.53	4.99	5.02	Q 15	151.83	152.44	81.35	76.16
Q 30	11.82	11.24	6.10	5.79	Q 10	276.19	272.38	151.97	136.60
Q 34	14.46	13.83	8.49	7.95	Q 05	704.11	696.99	404.01	345.20
S _{max}	19.80	19.94	10.35	9.97					

参考文献:

[1] BISDIKIAN G, McNEIL B, NORMAN R, et al. MLAP: a MAC level access protocol for the HFC 802.14 network [J]. IEEE Communication Magazine, 1996 (5): 115~121.

[2] DAIL J E, DAJER M A, LI C C, et al. Adaptive digital access protocol: a MAC protocol for multiservice broadband access networks [J]. IEEE Communication Magazine, 1996 (5): 104~112.

[3] IEEE. IEEE project 802.14/a draft 2 revision: cable-TV access method and physical layer specification [M]. 1997.

[4] Digital Audio-Visual Council, DAVIC 1.2 Specification, 1997.

[5] TOBAGI F A. Multiaccess protocols in packet communication system [J]. IEEE Transactions on Communications, 1980, 28 (4): 468~488.

[6] FELLER W. Introduction to probability theory and its applications [M]. New York: Wiley, 1957. 91~103.

[7] RAYCHAUDHURI D. Announced retransmission random access protocols [J]. IEEE Transaction on Communication, 1985, 33 (11): 1183~1190.

[8] 陆大. 随机过程及其应用 [M]. 北京: 清华大学出版社, 1986. 126~133.

Performance Analysis of Random Access Mechanism in
MAC Protocols Based on HFC Networks

SONG Jing-tao, ZHANG Guang-zhao^{*}

Abstract: Several medium access control protocols, proposed by researchers in order to support inter-active services based on HFC networks, adapt to reservation protocol based on random access protocol. So random access protocol's performance has great influence on MAC protocols. This work analyses the performance of random access protocol adapted by MAC Protocols. A random access protocol model is first introduced, and then is shown to offer traffic-throughput and throughput-delay characteristics.

Keywords: HFC; MAC; random access protocol

^{*} Department of Radio and Electronics, Zhongshan University, Guangzhou 510275, China
(C)1994-2019 China Academic Journal Electronic Publishing House. All rights reserved. http://www.cnki.net