

# 随机多址信道冲突分解算法及吞吐量分析\*

高飞\*\*

郭彦平

赵东风

(云南民族学院信息与电气工程系 昆明 650031) (云南大学信息学院通信工程系 昆明 650091)

【摘要】讨论了一种改进的随机多址信道二叉树形、三叉树形冲突分解算法，导出了分解冲突所需平均时隙数的解析表达式。获得了较高的分解效率，并将其结果应用于阻塞接入信道的计算机仿真实验，数值分析表明，可获得较高的系统稳定最大吞吐量。

关键词 随机多址信道；冲突分解算法；阻塞接入；时隙；吞吐量；计算机仿真

中图分类号 TN913.2

时隙式随机争用多址访问作为拓宽信道带宽的一项关键技术<sup>[1]</sup>，其基本特点是：系统中所有终端共享一个信道，信道被离散为固定长度的时隙，终端可以在一个时隙的开始时刻随机发送信息分组。若在一个时隙中有两个以上的终端同时发出信息分组，则发生冲突，需按一定的算法进行冲突分解，选定时隙重发。轻负载情况下，系统终端发生冲突的概率较小；但随着负载的增加，冲突不断增多，分解冲突所用的时间增长，造成信息分组的时延过大，以致丢失。因此合理的信道接入模型和冲突分解机制成为提高随机多址访问系统性能的关键，树形分解算法就是一种广泛采用的冲突分解算法模型<sup>[2,3]</sup>。

树形分解算法主要有分裂算法和堆栈算法两种形式<sup>[3,4]</sup>。分裂算法的规则为：所有卷入冲突的终端被分解为  $m$  个小组，每一终端可随机地选择一个小组加入，每一个小组占用一个 CMS(冲突小时隙)中传输，并且保持，直到冲突完全分解。图1示出了当  $m=2$ 、 $m=3$ (即二叉树、三叉树)时算法分解9个冲突的过程。从图中可以看出，在基本树形分解算法中出现了许多空闲和冲突的时隙，称为无效分解。若能对信道进行侦听并对侦听到的信道状态进行控制，就能使后续的时隙一定发生空闲或冲突时分解过程提前完成，从而提高分解的效率。文献[5]给出了对基本算法的改进。本文提出一种更有效的改进算法模型，以获得更高的分解效率，并应用于阻塞接入信道获得了更高的信道吞吐量。

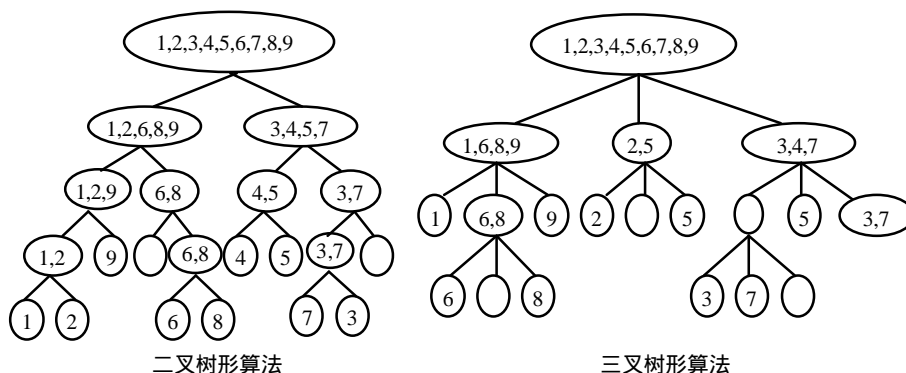


图1 二叉树、三叉树形算法模型

2000年8月29日收稿

\* 国家自然科学基金资助项目，编号：69862001；云南省自然科学基金资助项目，编号：2000F0065M

\*\* 男 39岁 硕士生 副教授

### 1 二叉树形分解改进算法

二叉树形冲突分解算法以算法步为单位，每个算法步含有两个时隙。第一个时隙称为左时隙，第二个时隙为右时隙，在同一时隙中发生冲突的激活终端编为一组，所有与冲突无关的终端暂时等待，直到这些在同一时隙中发生冲突的激活终端站被成功分解完成。发生冲突的每一个激活终端，独立随机地选择一个时隙发送。二叉树形分解改进算法对信道(树形分解算法中的左时隙)进行侦听，对侦听到的信道状态(由左时隙判断出右时隙一定为冲突、空闲或成功传输)进行控制，使其在随后的时隙(右时隙)一定发生空闲(即激活终端数为0)，或冲突(即激活终端数大于1)时的无效分解提前完成。

以  $P_{ij}(N)$  表示  $N$  个冲突分解为  $(i, j)$  组合的概率

$$p_{ij}(N) = M \frac{C_N^i C_{N-i}^j}{2^N}$$

$$C_N^i = \frac{N!}{i!(N-i)!}$$

式中  $i \geq j$ ，且当  $i = j$  时， $M = 1$ ； $i \neq j$  时， $M = 2$ 。

$N$  个冲突经过  $k - 1$  次分解过程到达有效分解(即组合中任意一个时隙中的冲突数大于0而小于  $N$ )的概率为

$$p(k) = p_{N_0}^{k-1} (1 - p_{N_0})$$

则所需平均时隙数应为

$$slots(m) = \sum_{k=1}^{\infty} kp(k)$$

再设  $c_1$  为  $(i, j)$  中  $i = 1$  或  $j = 1$  的个数，如对于  $(3, 1)$  组合时， $c_1 = 1$ ；对于  $(1, 1)$  组合时， $c_1 = 2$ ；对于  $(3, 2)$  组合时， $c_1 = 0$ 。可导出当冲突数为  $N$  时所需的平均时隙为

$$slots(N) = \frac{1}{1 - p_{N_0}} \left\{ 1 + \sum_{i=1}^{\lfloor N/2 \rfloor} P_{ij}(N) \left[ slots(i) + slots(j) + \frac{c_1}{2} \right] \right\} \tag{1}$$

式中  $slots(0) = 0, slots(1) = 0; j = N - i; \lfloor N/2 \rfloor$  表示取不大于  $N/2$  的整数。

改进二叉树形分解算法的理论值、仿真实验的结果如表1所示，其分解效率  $h$  (即冲突用户数与所需的分解时隙数之比)如图2所示。

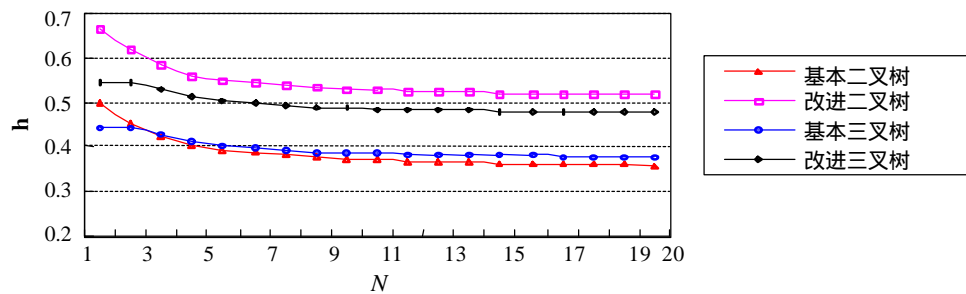


图2 不同树形分解算法的分解效率

### 2 三叉树形分解改进算法

三叉树形冲突分解算法以算法步为单位，每个算法步含有三个时隙，第一个时隙称为左时隙，第二个时隙为中时隙，第三个时隙为右时隙。在同一时隙中发生冲突的激活终端编为一组，所有与冲突无关的终端暂时等待，直到这些在同一时隙中发生冲突的激活终端站被成功分解完成。发

生冲突的每一个激活终端独立随机地选择一个时隙发送。二叉树形分解改进算法对信道(树形分解算法中的左时隙、中时隙)进行侦听,对侦听到的信道状态(由左时隙、中时隙判断出右时隙为冲突、空闲、成功传输)进行控制,使其在之后的时隙(右时隙)一定发生空闲,冲突的无效分解提前完成。

以  $P_{ijk}(N)$  表示  $N$  个冲突分解为  $(i, j, k)$  组合的概率,有

$$P_{ijk}(N) = M \frac{C_N^i C_{N-i}^j C_{N-i-j}^k}{3^N}$$

$$C_N^i = \frac{N!}{i!(N-i)!}$$

式中  $i \geq j \geq k$ , 当  $i = j = k$  时,  $M = 1$ ;  $i \neq j \neq k$  时,  $M = 6$ ; 在其他情况下,  $M = 3$ 。

以  $c_1$  表示所有组合中  $i, j, k$  数值为 1 的个数,与上节相仿,可导出当冲突数为  $N$  时所需的平均时隙为

$$slots(N) = \frac{1}{1 - P_{N00}} \left\{ 2 + \sum_{i=\lceil N/3 \rceil}^{N-1} \sum_{k=0}^{\lfloor N/3 \rfloor} P_{ijk}(N) \left[ slots(i) + slots(j) + slots(k) + \frac{c_1}{3} \right] \right\} \quad (2)$$

式中  $i \geq j \geq k$ ,  $slots(0) = 0$ ,  $slots(1) = 0$ ;  $j = N - i - k$ ; 符号  $\lceil N/3 \rceil$  表示取大于  $N/3$  的整数。改进二叉树形分解算法的理论值、仿真实验的结果如表 1 所示,其分解效率如图 2 所示。

表1 二叉、二叉树形基本算法及改进算法的理论值、仿真值

单位:时隙

N	基本二叉树算法		改进二叉树算法		基本三叉树算法		改进三叉树算法	
	理论值	仿真值	理论值	仿真值	理论值	仿真值	理论值	仿真值
2	4.000 0	4.007 6	3.000 0	3.003 8	4.500 0	4.501 3	3.666 6	3.669 9
3	6.666 6	6.640 0	4.833 3	4.818 2	6.750 0	6.765 1	5.500 0	5.509 6
4	9.523 8	9.478 9	6.869 0	6.740 5	9.346 2	9.320 1	7.564 1	7.542 2
5	12.419 0	12.453 4	8.911 9	8.725 3	12.080 8	12.115 7	9.720 5	9.746 4
6	15.313 0	15.292 0	10.908 8	10.644 9	14.854 3	14.808 1	11.902 8	11.869 8
7	18.200 9	18.127 6	12.908 2	12.561 4	17.624 5	17.624 5	14.083 0	14.078 3
8	21.085 3	21.021 8	14.893 4	14.505 3	20.378 1	20.403 6	16.252 0	16.280 1
9	23.969 0	23.981 0	16.883 7	16.483 7	23.114 6	23.122 9	18.409 7	18.407 8
10	26.853 1	26.836 4	18.869 8	18.424 7	25.838 8	25.808 1	20.559 2	20.544 2
11	29.738 1	29.789 1	20.858 9	20.386 7	28.556 2	28.602 4	22.704 1	22.738 0
12	32.623 7	32.571 3	22.846 1	22.287 8	31.271 4	31.295 0	24.847 6	24.872 0
13	35.509 6	35.593 0	24.834 5	24.300 9	33.987 9	34.015 1	26.991 9	27.024 3
14	38.395 4	38.395 3	26.821 7	26.188 5	36.707 6	36.697 5	29.138 4	29.131 8
15	41.281 2	41.212 0	28.809 4	28.107 0	39.431 5	39.431 7	31.287 7	31.299 9
16	44.166 8	44.186 8	30.796 4	30.092 1	42.159 7	42.097 7	33.439 8	33.398 0
17	47.052 2	47.008 4	32.783 6	32.007 6	44.891 8	44.864 3	35.594 5	35.574 0
18	49.937 4	49.956 8	34.770 6	33.986 2	47.626 9	47.685 6	37.751 3	37.787 9
19	52.822 6	52.785 0	36.757 7	35.891 8	50.364 4	50.382 5	39.909 5	39.923 9
20	55.707 8	55.704 7	38.744 8	37.850 9	53.103 2	53.121 3	42.068 8	42.074 9

表1、图2表明，本文所研究的改进算法的理论及计算机仿真实验的结果相吻合，改进算法的分解效率大于基本算法的分解效率；且随着激活终端站数的增加，分解所需的平均时隙数呈线性增加，系统的分解效率趋于稳定，说明了该算法是稳定、有效的，系统性能有很大的改善。

### 3 阻塞接入信道吞吐量特性分析

设网络中所有的终端以逻辑方式共享一条公共信道，且终端信息分组按 Poisson 分布到达，到达率为 $\lambda$ 。信道分隙且隙宽等于信息分组的长度，终端只能在一个时隙的始端发送信息，且只能发送0个或1个完整的信息分组。若一个时隙中只有一个终端站发送信息分组，该信息分组可被正确接收；若一个时隙中有两个以上分组出现，则发生冲突，且系统中所有终端都能检测到冲突发生，并按一定算法进入冲突分解程序。在冲突分解过程中若又有新的终端被激活时，就可采用阻塞存取方式加以控制<sup>[6]</sup>。在分解当前冲突的过程中，阻塞所有新到用户，使新到用户在冲突分解过程中累积，直到原有冲突被完全分解后再加入下一次争用过程。图3给出了在某一观察时间段中15个用户(标记为字母 A~O)接入信道的过程示意。图3中首发争用时隙(FCS)用于新到用户作第一次发送尝试，若出现冲突，则按一定算法预约分解时隙(RRS)用于冲突分解，而在此过程中新到的用户需等待到本次冲突被完全分解后，在下一个首发争用时隙中作首发尝试。

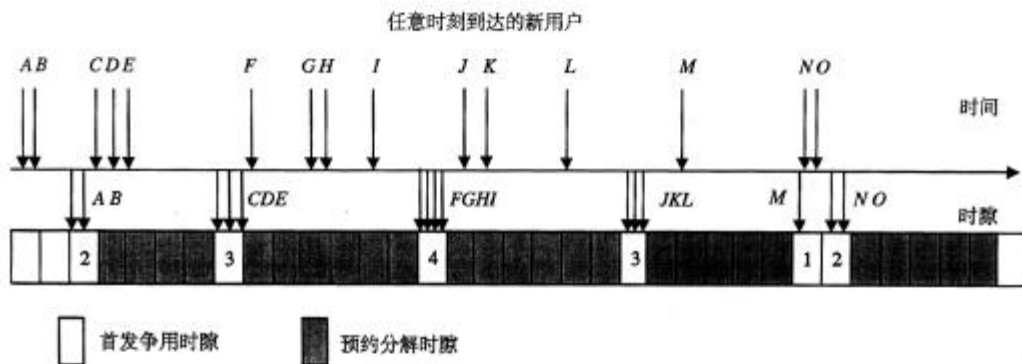


图3 阻塞存取信道系统模型

由于新到用户不加入正进行的分解过程，故在首次争用时隙时到达的用户个数取决于各终端信息分组到达的分布特征。而冲突分解算法的效率则决定时隙的总长度。当系统用户到达率很小时，分解树流中出现很多的空闲，具有较低的信道吞吐率。而当系统到达率大于冲突分解的效率时，信道将会产生阻塞，新用户不断积累，最终导致系统无法分解冲突而崩溃。研究表明<sup>[7]</sup>，当采用基本二叉树形分解算法时，阻塞存取信道所获得的最大理论吞吐率为 $\eta_{block}=36.62\%$ 。考虑到系统

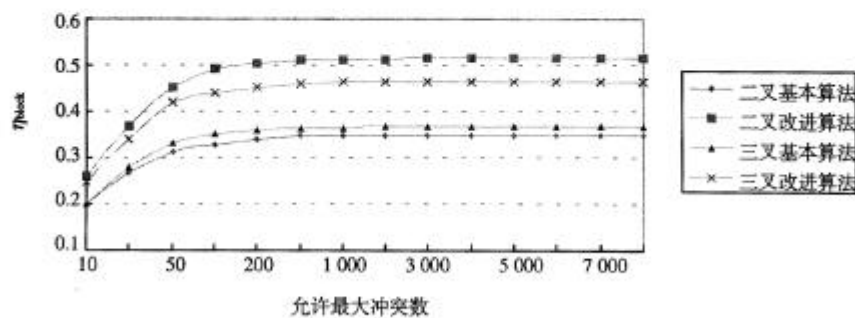


图4 采用不同冲突分解算法时阻塞存取信道的允许最大吞吐量

允许的最大冲突用户数一定时的稳定到达率就是此时系统的最大吞吐率, 计算机仿真实验获得了采用基本二叉树、改进二叉树、基本三叉树和改进三叉树算法时, 阻塞存取系统的最大吞吐率值, 如表2、图4所示。由此可见, 采用不同树形冲突分解算法时随着允许最大终端数的增大, 吞吐率均趋于一个稳定值。采用基本三叉树形分解算法所获得的最大吞吐率 $\eta_{\text{block}}$ 为0.366 2, 与已有文献的结果一致。而用改进二叉树形分解算法和改进三叉树形分解算法时的信道吞吐率分别趋于0.514 5和0.464 2, 均高于文献[6,7]的结果, 表明本文提出的二叉树、三叉树形分解改进算法可有效地提高信道吞吐量, 改善系统性能。

表2 最大冲突终端数一定时的允许最大吞吐率

允许最大冲突终端数	二叉树算法		三叉树算法	
	基本算法	改进算法	基本算法	改进算法
10	0.201 1	0.260 6	0.199 0	0.246 0
20	0.267 2	0.366 5	0.280 0	0.341 0
50	0.310 0	0.453 8	0.332 9	0.419 6
100	0.339 6	0.491 1	0.349 1	0.440 3
200	0.341 0	0.505 9	0.359 0	0.453 1
500	0.346 0	0.511 6	0.364 1	0.461 3
1 000	0.346 1	0.513 0	0.365 6	0.462 5
2 000	0.346 7	0.513 7	0.366 2	0.463 6
3 000	0.346 7	0.514 1	0.366 2	0.463 9
4 000	0.346 7	0.514 5	0.366 1	0.464 0
5 000	0.346 7	0.514 5	0.366 2	0.464 0
6 000	0.346 8	0.514 5	0.366 2	0.464 1
7 000	0.346 8	0.514 5	0.366 2	0.464 2
8 000	0.346 9	0.514 5	0.366 2	0.464 2

### 参 考 文 献

- 1 Roberts L G. ALOHO packet system with and without slots and apture. ARPA Network Inform Cen, Stanford Res Inst, Menlo Part, CA, ARPA Satellite Syst Note 8 NIC(11290), 1972; reprinted in ACM SIGCOMM Comput Commun Rev, 1975, 5:28~42
- 2 Dolors Sala. Contention resolution algorithm, the chapter 6 of design and evaluation of MAC protocols for hybrid/coaxial systems: [Ph.D Dissertation]. Georgia: Georgia Institute of Technology, 1988
- 3 Golmie N, Saintillan Y, Su D. A review of contention resolution algorithms for IEEE802.14 networks. IEEE Communications Surveys, IQ99, www.hsnr.nist.gov/misc/hsnr/publications. html
- 4 Fmerakos L, Bisdikian C. Delay analysis of the n-ary stack random access algorithm. IEEE Transactions on Information Theory, 1988, 34(5): 931~942

(下转第133页)

## Application of XPS Spectra in Analysis of MO Medium Reliability

Yang Chengtao    Zhang Ying    Li Yanrong

(Center of Opto-electronic Recording Technology, UEST of China    Chengdu    610054)

**Abstract** By contrastive experimental analyzing of the single layer film and multilayer film of magneto-optical recording medium TbFeCo in room and high temperature condition, it is proved that the magneto-optical medium has high stability by adopting multilayer film structure. the XPS analysis of element of TbFeCo also proves the conclusion.

**Key words** magneto-optical media; multilayer film; reliability; XPS spectra

(上接第128页)

- 5 Zhao Dong feng, Li Bihai, Zheng Sumin. Study on two-ary trees algorithms of packet conflict resolution for random access channels. Journal of University of Electronic Science and Technology of China, 1996, 25(Suppl 2): 260~264[赵东风, 李必海, 郑苏民. 二叉树形分解算法研究. 电子科技大学学报, 1996, 25(增刊2): 260~264]
- 6 Mathys P, Flajolet P. Q\_ary collision resolution algorithm in random-access system with free or blocked channel access. IEEE Transactions on Information Theory, 1985, IT31(2): 217~243
- 7 王健成, 姚庆栋, 戴文琪. 阻塞 Stack-3 随机多用户接入算法及其性能研究. 通信学报, 1999, 20(11): 66~71

## Analysis of Improved Contention Resolution Algorithms and Throughput over RAC

Gao Fei

(Department of Info. and E&E., Yunnan Institute of The Nationalities    Kunming    650031)

Guo Yanping    Zhao Dongfeng

(Department of Communication Eng, Yunnan University    Kunming    650091)

**Abstract** This paper suggests a new algorithm model of binary & ternary-tree contention resolution algorithm, and derives the mean slots formula used in resolving collision. Comparing with basic contention resolution algorithm, this result gets a high efficiency. The throughput character of blocked access channel is also analyzed through computer simulation.

**Key words** random multiaccess channel; contention resolution algorithms; blocked access; time slot; throughput; computer simulation