

# 综合业务城域网 IEEE802.5 预约级协议改进策略<sup>1</sup>

逯昭义\*\*\* 罗秀秀\*

\*(青岛大学计算机与信息科学系 青岛 266071)

\*\* (云南大学信息学院 昆明 650091)

**摘 要** 预约是局域网 (LAN) 中常见的存取方式, 尤其以环形 LAN 的 IEEE802.5 预约级协议著称。为了在综合业务的环形城域网 (MAN) 中利用预约级协议, 必须考虑综合业务的特点, 对 IEEE802.5 预约级协议进行改进。其出发点是既要尽可能保证高优先级信息能提前预约, 又要防止出现低优先级信息 (特别是最低优先级信息) 长时间得不到发送的局面。该文提出的“高预约级中断策略”, 比较合理地解决了这一问题。其实质是在合理范围内牺牲高优先级业务的服务质量, 换来部分提高低优先级业务的服务质量。模拟实验表明, 改进后的 IEEE802.5 预约级策略适合于综合业务 MAN 的利用。

**关键词** 城域网, 预约级协议, 中断策略

**中图分类号** TN913.2

## 1 引 言

在计算机局域网中, 若干用户共享信道是常见现象, 为了更加合理地利用介质, 在分层体系结构的参考模型中, 将链路层扩展为数据链路层和介质存取层, 由介质存取层专门负责处理有关介质存取方式的实现问题。在诸多存取方式中, 预约是一种常见的比较可行的存取方式。

然而带有综合业务通信的城域网 (MAN) 发展中, 如果引入预约协议, 就可能成为提高网络性能的重要举措。比如遵从 IEEE802.5 预约级的环形 MAN, 在城域网范围内较优质地实现宽带综合业务通信。在环形 LAN 中, 由于只传送一种业务——数据, 因而优先级较少, 通常全网优先级取两个级别 (即非优先级和优先级)。如果取三个级别 (0, 1, 2 三级, 0 级为非优先级, 2 级最高) 就更好<sup>[1-3]</sup>。由于级别少, 能较好地兼顾低优先级数据的传送。但在综合业务中, 至少涉及到数据、话音、静止图像、活动图像 4 种业务, 全网优先级至少涉及 8 个级别。在保证高优先级信息尽可能提前发送的前提下, 如何兼顾低优先级信息有可能得到传送, 也要留意。

为此, 本文讨论 3 个问题: (1) 对预约方式进行归类综述, 为深化研究预约技术奠定理论依据; (2) 将 IEEE802.5 预约级协议扩展到带有综合业务的 MAN 时, 提出改进策略; (3) 就改进后的预约级协议对低优先级的兼顾作用进行模拟试验, 以评价其性能, 供综合业务 MAN 设计中应用。

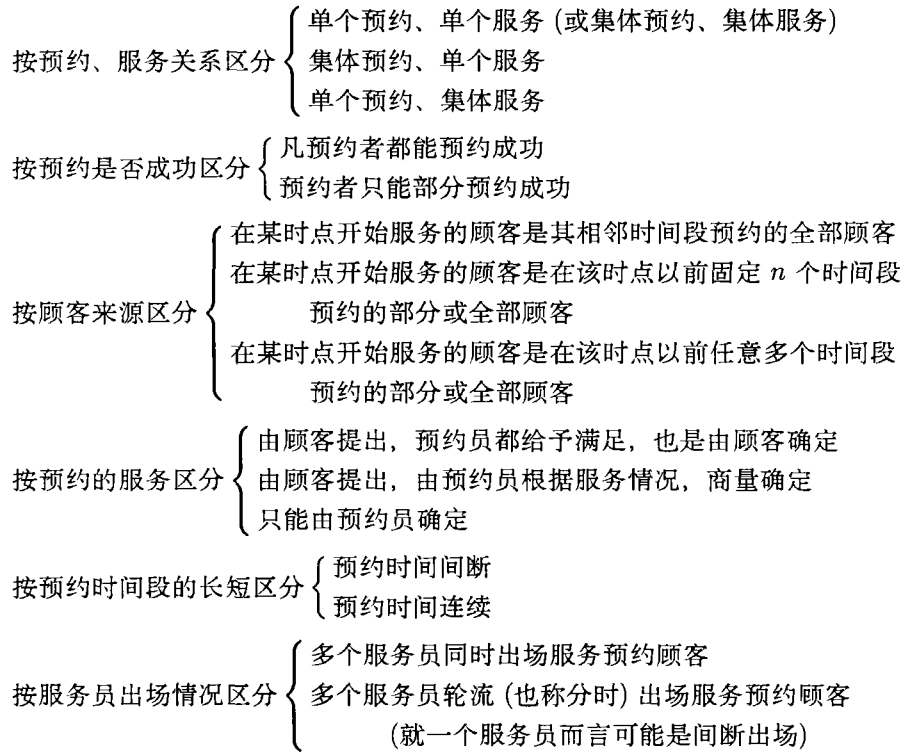
## 2 预约存取方式的分类

关于预约存取方式的种类及物理运行机理, 在有关文献中<sup>[4]</sup>已交代得比较清楚, 为了广泛建立排队模型, 本节为其归类综述, 如下表所示。

按时间区分	{	预约时间段和服务时间段交替
		边预约边服务
		预约时间与服务时间重叠
按任务区分	{	预约员也是服务员
		预约员和服务员分开

<sup>1</sup> 2000-12-06 收到, 2002-01-30 定稿

山东省教委自然科学基金项目, 青岛大学科学基金项目



在上述分类的基础上, 可以对预约级协议进行诸多组合, 比如, 预约时间和服务时间重叠, 1 个预约员兼服务员在服务过程中进行预约, 一个一个预约的顾客按规程只能有 1 个预约成功, 而后开始服务。IEEE802.5 单令牌协议正是这种组合。本文就 IEEE802.5 单令牌协议的预约级方法推广到综合业务 MAN 时, 提出预约级改进措施。限于篇幅, 其它组合不再赘述。

### 3 IEEE802.5 预约级协议的运行机理

IEEE802.5 优先级协议的运行机理已有讨论<sup>[5]</sup>, 但 IEEE802.5 预约级协议的运行机理未见详实阐述, 本文予以仔细分析, 并得出流程图。

需要遵循的几个原则: 对任何闲令牌, 其上的预约级必小于优先级; 对任何忙令牌 (其后必挂信息帧), 预约级可大可小; 当某站能利用闲令牌时, 在利用之前闲令牌的优先级、利用之后放弃闲令牌的优先级应该相等; 但预约级不一定相等。注意: 这里提到的某站放弃闲令牌与放出闲令牌的概念不同, 放弃闲令牌是放弃发送权, 某站恢复到与令牌无关的正常状态, 而放出闲令牌并不意味着某站恢复常态, 这时某站还与令牌有关, 嵌套时放出闲令牌就是这种情况。

经仔细分析, 可得预约级协议的流程如图 1 所示。下面按图 1 分析其运行机理。

#### 3.1 初始闲令牌的预约

如图 2 所示, 设环网上由  $i$  站启动初始闲令牌 (其中优先位  $P_3P_2P_1 = 0$ ; 预约位  $R_3R_2R_1 = 0$ ), 对这个无优先级, 无预约级的闲令牌, 所经环网上的任何站都不能预约, 只能放走闲令牌 (站上无信息帧要发送) 或者利用闲令牌 (站上有信息帧发送)。

如果环网上所有站都无信息要发送, 则闲令牌绕环旋转。可以证明在环网上只有初始闲令牌才有可能绕环一周以上。

假设  $i$  站能利用初始闲令牌, 即有信息帧要发送, 优先级为  $P_{mi}$ 。  $i$  站改变帧中令牌位将闲令牌改为忙令牌 (其中优先位  $P_3P_2P_1 = 0$ ; 预约位  $R_3R_2R_1 = 0$ .) 且携带  $i$  站的信息帧发

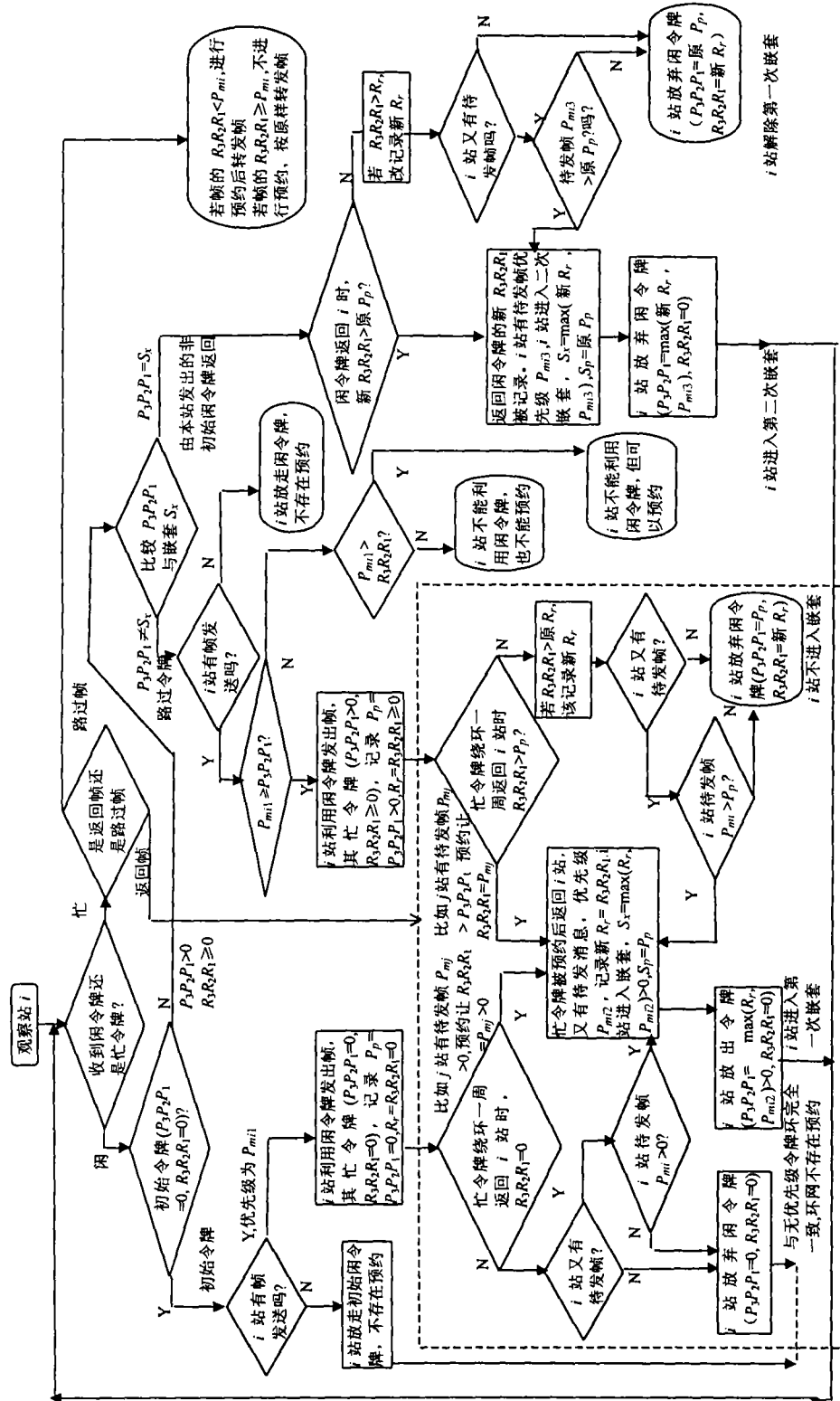


图 1 IEEE802.5 预约级协议流程

出。该忙令牌返回  $i$  站时, 会出现两种情况, 其一是其它站无信息帧发送, 或者有信息帧发送, 但优先级等于 0。对这个忙令牌, 任何站都不会预约, 忙令牌按原样返回  $i$  站后, 被回收。之后  $i$  站放弃闲令牌 (其中优先位  $P_3P_2P_1 = 0$ ; 预约位  $R_3R_2R_1 = 0$ )。

上述情况与无优先级令牌环的情况完全一致, 环网上不存在预约。这一点在图 1 中右方已清楚说明。

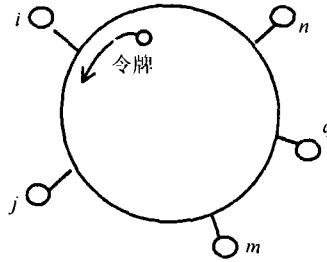


图 2 环形 LAN 示意图

### 3.2 非初始闲令牌的预约

到达  $i$  站的非初始闲令牌, 如果不是  $i$  站进入嵌套后所返回闲令牌, 则会出现如图 3 所示的 3 种情况: (1) 如  $i$  站无帧发送, 或有帧要发送, 但  $P_{mi} \leq R_3R_2R_1$  (必然  $P_{mi} \leq P_3P_2P_1$ ), 则  $i$  站不能预约也不能利用闲令牌。(2) 若  $R_3R_2R_1 < P_{mi} < P_3P_2P_1$ , 则  $i$  站进行预约。(3) 若  $P_{mi} \geq P_3P_2P_1$ , 则  $i$  站将闲令牌改为忙令牌, 发送帧, 也就是直接利用闲令牌。这一点在图 1 的中间部分已交待清楚。

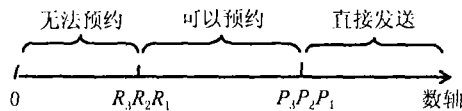


图 3 对闲令牌的预约

### 3.3 对路过帧的预约

到达  $i$  站的帧可分为返回帧与路过帧,  $i$  站对路过帧可进行预约; 若帧的  $R_3R_2R_1$  小于  $P_{mi}$ , 进行预约后转发帧; 若帧的  $R_3R_2R_1$  不小于  $P_{mi}$ , 则不进行预约按原样转发帧。预约帧返回发送站 (非  $i$  站) 后, 就会进入嵌套状态。这一点在图 1 右上方做了交待。

## 4 高优先级中断策略的实现

### 4.1 基本原理

由上述运行机理可知, 优先级较高的数据很容易获得发送权, 而优先级较低的数据则相对较难, 特别是当网上高优先级的数据较多时, 低优先级数据往往在很长时间内得不到发送。为了在尽可能保证高优先级信息能提前进行预约的同时, 又防止出现低优先级信息长时间得不到预约或服务的局面, 我们提出了高优先级中断策略。它的基本原理如下:

当环网上连续多圈通过较高优先级的信息单元时, 就中断高优先级信息单元的运行, 让环网上某站重新产生一个初始空令牌, 使网恢复到初始状态, 以便为低优先级信息单元尽可能提供一个发送的机会。为此, 选多级别优先级的某一个优先级为门限值  $M$ , 当忙令牌的优先级等

于或大于  $M$  时，就对通过的信息单元计数（在站点设立计数器计数），否则不计数；规定连续计数的最大次数为  $K$ ，当计数次数达到  $K$  时，就中断计数，重新放出初始空令牌；计数是连续进行的，在未达到  $K$  次前，如果有一低于  $M$  的信息单元通过，则计数器清零，以准备重新开始计数。

4.2 需要解决的几个问题

(1) 采用分布式计数控制。只在环网中的某一个站设立计数器，还是每一个站都设立计数器。前者是集中式控制，后者是分布式控制。对于集中式控制，只有一个站设立计数器，当它计满  $K$  次时，就要放出一个初始空令牌，而不管其它站是否处于嵌套状态，由于其它站不能及时将寄存器清零，容易引起混乱。而对于分布式控制，在每一个站上设立计数器，只要计数器计数为  $K$ ，就可以将自己的寄存器清零。当然必须保证在初始空令牌放出的时候，全网各站的寄存器都处于零状态，新令牌的运行才不会受到干扰。这一点在环网上是容易实现的，稍后说明。

(2) 无论是空令牌还是忙令牌（帧）中的优先级，都不能充当计数对象。因为它们都存在漏计情况。

(a) 如果计数对象为空令牌的优先级。如图 2 所示，设  $m$  站由于  $n$  站预约而进入嵌套， $m$  站放出空令牌去为  $n$  站服务，但在空令牌经过  $q$  站时， $q$  站有一个优先级更高的数据要发，于是直接利用该空令牌发送数据， $q$  站也进入嵌套。如果计数器只计空令牌，就出现在下游站漏计的现象。

(b) 现在看一下忙令牌的情况。忙令牌一旦发出后，就会在网上循环整整一周，不会出现利用空令牌计数存在的弊端。但也有问题，有时忙令牌的优先级并非与其所携带数据的原优先级  $P_m$  一致。按协议，只要某站数据的优先级不小于空令牌的优先级，就可以利用该空令牌，这时被利用空令牌的优先级不改变。我们称这样的忙令牌为优先级隐式忙令牌。当隐式忙令牌的  $P_3P_2P_1$  低于门限值  $M$ ，而其所携带原数据的优先级  $P_m$  高于  $M$  时，就会漏计。

4.3 解决方案

由上可见，空令牌、忙令牌都不能充当计数对象，为此必须对计数对象另作考虑。研究表明，可以通过在忙令牌中设立一个计数标志位来实现。IEEE802.5 的 MAC(Media Access Control) 帧格式如图 4 所示，其中的  $r$  位为保留位，尚未定义。

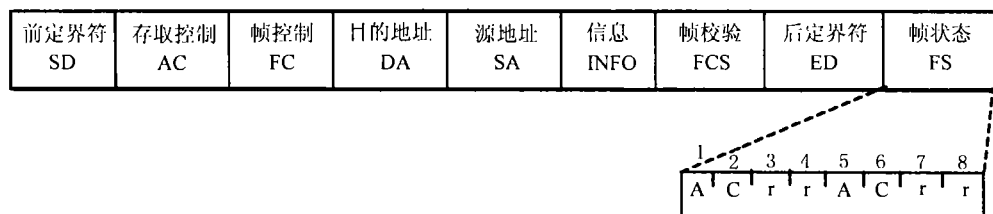


图 4 MAC 帧格式

我们就利用帧状态 (FS) 中的第 3、4 两个保留位作为高优先级计数标志位，若  $rr$  为 11，则标志着该帧数据的优先级不小于门限值  $M$ ，满足计数条件。若  $rr$  为 00，则标志着该帧数据的优先级低于门限值  $M$ ，不满足计数条件。另外两种组合 10 和 01 可以留作优先级门限分档时使用。

当某站要发送一帧数据时，先要将所发数据的优先级  $P_m$  与  $M$  相比较，若  $P_m \geq M$ ，则将高优先级标志位置为 11，若  $P_m < M$ ，则置为 00。

当信息帧路过每一个站点时，需根据以下三点来决定其动作：计数标志位的值；帧中的源地址是否为本站地址；本站计数器的值。如表 1 所示：

由上述运行机理可以看出：当某站发出一个优先级超过  $M$  的忙令牌时，会使沿途各站的计数器加一，最后返回本站时再将本站的计数器加一。当网上各站的计数器处于临界状态  $K - 1$  时，某站又发出了一个优先级超过  $M$  的忙令牌，这时沿途各站的计数器顺次被清零，最后返回本站时，本站的计数器也被清零，同时放出一个初始空令牌；当计数器已经开始计数，而随后到达的忙令牌优先级低于  $M$  时，则将计数器清零，准备重新计数。

表 1 信息帧路过某站时该站计数器的动作

FS 的第 3、4 位	原计数器的值			
	等于 0	不等于 0 但小于 $K - 1$	等于 $K - 1$	
00	不计数	将计数器清零		
11	开始计数	继续计数	路过帧 计数器清 零	返回帧 计数器清零，放 出初始空令牌

## 5 模拟实验及结果分析

### 5.1 实验的设计

我们用 C 语言程序模拟了一个具有  $s$  个站运行的环形 MAN，其中  $s$  取了 8, 16, 32 多种情况，由于等待时间的变化趋势相同，本文取  $s = 8$  做分析。程序共 600 行，限于篇幅，暂不列出。有兴趣的读者可索取。依据图 3 的流程，环网上的每个站随机地产生数据，数据共分为 8 个优先级，1 为最低（也可看成无优先级），8 为最高。设环形 MAN 的每个工作站每次只产生一个数据单元，该数据单元发走后才可能产生下一个数据单元。发走数据单元至下一数据单元产生的时间越短，各站点的负载越重。为了体现协议改进前后对低优先级业务的影响，只能在重负载下实验。为此本实验设定在空令牌循环时间内，某站产生一个随机数  $p \in [0, 8]$ ，如果  $p = 0$ ，则意味着没有产生数据单元；如果  $1 \leq p \leq 8$ ，则意味着产生了一个优先级为  $p$  的数据单元。由于设定等概率产生，因此产生数据单元的概率为  $8/9$ ，是重负载。模拟实验的目标就是考察当某站产生某种优先级的数据后，其等待时间如何。以  $i$  站为观察站，考虑到  $i$  站数据单元的等待时间与数据单元被服务前，令牌（包括闲令牌与忙令牌）在环上旋转的圈数成正比，因此测定等待圈数，即某站产生的一个数据从第一次提出预约的时刻算起，直到实现发送的时间内，令牌在网上旋转的圈数。若等待圈数较多，则说明等待时间较长。

### 5.2 实验过程说明

在程序中，用一个数组表示令牌，该数组记录了令牌的忙闲、优先级、预约级等信息，令牌在网上运行期间，每个站的状态都用两个数组来描述，其中一个数组用来记录令牌经过该站时的情形，比如提出发送请求以及是否成功发送等；另一个用来记录各寄存器的值和令牌经过本站的圈数，通过考察第一个数组，就可以知道某站在令牌第几次经过本站时产生了发送数据的请求、以及在第几圈经过时将这个数据成功发送，从而计算出每个站每发送一次数据时的等待圈数。最后统计出各个不同优先级数据出现的总次数和等待的总圈数，就可得到各优先级数据的平均等待圈数。通过模拟实验得到数表及曲线，如表 2 和图 5 所示。

### 5.3 实验结果分析

(1) 从实验结果中我们可以看出：按原有协议运行时，优先级为 1（无优先级）的数据平均需要等待约 60 圈左右，而其它优先级数据的平均等待圈数都不超过 4 圈，其中优先级在 4 以上的数据平均等待不超过 1 圈。优先级为 8 的数据几乎不等待。显然，由于设立了优先级，明显保证了高优先级数据的发送。但不同优先级的等待时差太大，例如优先级 1 与优先级 5 相比，等待时间要高出约 100 倍。也就是说，优先级为 1 的数据处于很难发出的状态。这一点明显不利于优先级策略在 MAN 中的利用。加入高优先级策略后，高优先级数据和低优先级数据等待的圈数之差明显减小。优先级为 1 的数据等待的时间明显缩短。比如在  $M = 2, K = 4$  的条件下，优先级 1 与优先级 5 相比，等待时间仅高出约 17 倍，大大低于 100 倍。其它优先级数据

表 2 各优先级数据在不同条件下的  $\alpha$  值

$p$	$M=2$			$M=3$			$M=5$		$M=6$		无中断
	$K=4$	$K=6$	$K=10$	$K=4$	$K=6$	$K=10$	$K=4$	$K=6$	$K=4$	$K=6$	
1	32.54	46.39	54.40	38.78	50.97	54.31	53.77	56.26	55.30	56.91	57.05
2	19.28	10.70	5.48	15.62	6.12	4.29	5.47	3.65	4.09	2.89	3.07
3	6.23	3.75	2.08	5.80	2.56	1.86	2.50	1.33	1.62	1.26	1.24
4	3.55	2.16	1.35	2.68	1.70	0.97	1.38	0.95	0.91	0.76	0.67
5	1.86	1.52	1.03	1.92	1.06	0.76	1.13	0.71	0.83	0.67	0.65
6	1.25	0.70	0.58	1.14	0.61	0.38	0.55	0.35	0.44	0.34	0.33
7	0.69	0.46	0.37	0.68	0.39	0.30	0.35	0.29	0.27	0.22	0.21
8	0.47	0.31	0.19	0.40	0.19	0.17	0.20	0.12	0.17	0.12	0.13

$M$ : 中断点优先级,  $K$ : 中断函数,  $p$ : 优先级,  $\alpha$  数据等待函数

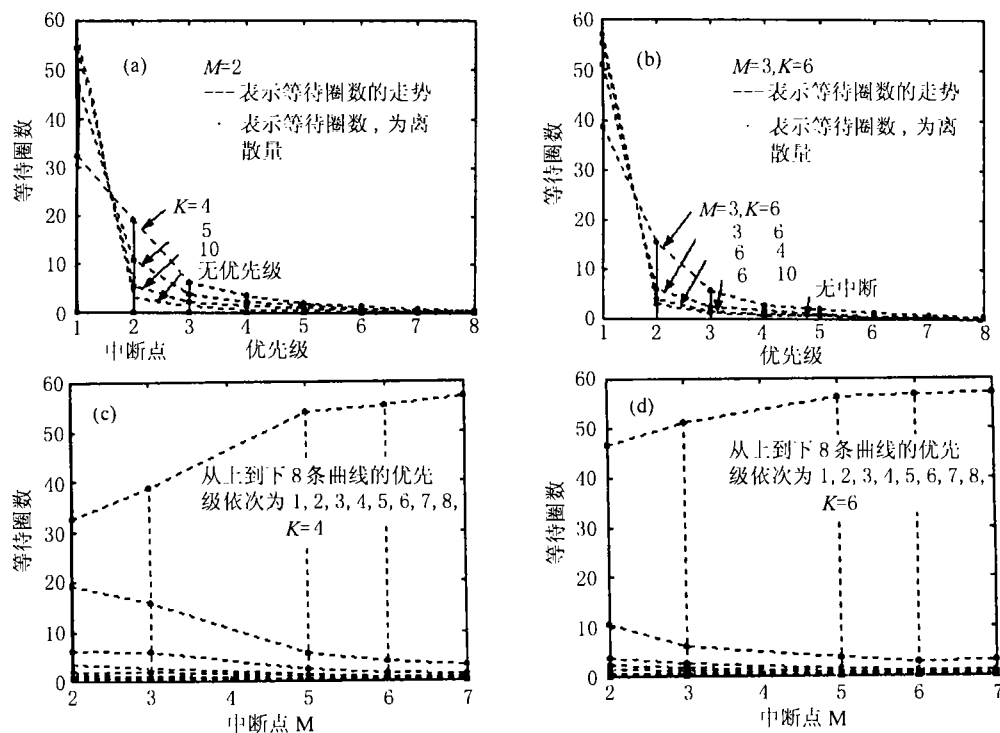


图 5 模拟实验结果图示

等待的时间虽有不同程度地增长, 但都是微增长。这样, 既充分保证了高优先级数据的发送, 又适当照顾了最低优先级数据的可发送性。因此在 MAN 中采用 IEEE802.5 协议时, 对优先级策略增设中断策略是必要的。由于该中断策略的分布控制在各站点进行, 在技术上容易实现, 因此也是可操作的。

(2) 由图 5(a) 看出, 当设立中断点  $M=2$  时, 优先级 1 的等待函数  $\alpha$  正比于中断函数  $K$ 。当  $K \rightarrow \infty$  时, 相当于不设立中断的情况。为了照顾最低优先级数据发送, 可按需要降低  $K$  值。

(3) 由图 5(b) 可见, 当设立中断点  $M > 2$  时, 与 (2) 的情况一样, 对优先级为 1 的数据, 等待函数  $\alpha$  正比于中断函数  $K$ 。对优先级为 2 的数据, 似也应出现  $\alpha$  正比于  $K$  的情况, 但实验曲线显示  $\alpha$  正比于  $1/K$ , 对于中断点以下的优先级, 仍明显照顾  $p=1$  的数据。这一结果说明中断点的变化并不能明显照顾  $1 < p \leq M$  的优先级数据。同一情况在图 5(c)、5(d) 中也清

楚可见。比如在图 5(c) 中,  $K$  值固定, 随着中断点  $M$  取值的增大, 优先级 1 的等待圈数逐渐增大, 而其他优先级的等待圈数略有减少。因此优先级中断策略对中断点的选择并不苛求。为什么中断后优先级为 1 的数据得到了明显的照顾呢? 采用中断策略前, 各站有可能等待的数据, 可能性最大的是中断点以下的数据, 而且优先级越低, 一直等待的可能性越大。所以采用中断策略时, 初始令牌放出后被优先级为 1 的数据利用的可能性最大。并且由实验可见, 在  $M = 3$  时, 中断前等待数据中大部分是  $p = 1$  的数据, 而且在  $p = 1$  的数据未发送前, 这些站点再不能产生下一个数据, 从平均效果来看, 自然中断后  $p$  为 1 的数据会得到更多的发送。

### 参 考 文 献

- [1] Ma Zili, Wang Siming, A class of cyclic queue with priority batch service, *Appl. Math. Modeling.*, 1991, 15(9), 450-458.
- [2] 王思明, 逯昭义, 带有优先级令牌环形 LAN 守恒律的探讨, *计算机学报*, 1993, 16(11), 862-866.
- [3] J. Tusch, Performance measurement in token ring networks, *Computer Networks and ISDN Systems*, 1992, 25(1), 159-168.
- [4] 逯昭义, *计算机网络原理——计算机网络体系结构*, 北京, 电子工业出版社, 2000, 116-127, 107-109.
- [5] 齐藤忠夫, 石坂充弘, *情报通信プロトコル*, オーム社, 1981, 218-225.

## THE STRATEGY OF USING IEEE802.5 RESERVING PROTOCOL IN THE METROPOLITAN AREA NET OF INTEGRATED SERVICE

Lu Zhaoyi\* \*\*      Luo Xiuxiu\*

*\*(Dept of Info. Eng. College, Qingdao University, Qingdao 266071, China)*

*\*\* (Information College, Yunnan University, Kunming 650091, China)*

**Abstract** Reservation is frequently used in the local area network(LAN). One of the most famous application is IEEE802.5 reservation protocol. In order to make use of the reservation protocol in the annular MAN, it is necessary to pay more attention to the characteristics of the integrated services. Their purpose is not only assuring the high rank information can reserve token in ahead but also preventing the low rank information(especially the lowest rank information)waiting for a long time. This paper proposes "high reservation rank interrupt protocol" which can solve the problem rationally. The motif is properly enhancing QoS(Quality of Service) for the low rank information at the cost of the decrease of QoS for the high one. Simulation results show that the improved IEEE802.5 reservation protocol is adapt to MAN which has integrated service.

**Key words** Metropolitan Area Network (MAN), Reservation protocol, Interrupt strategy

逯昭义: 男, 1942 年生, 教授(云南大学、烟台大学兼职教授), 山东省专业技术拔尖人才。现从事计算机网络体系结构、计算机通信信息量理论的教学、研究工作。

罗秀秀: 女, 1979 年生, 硕士, 研究方向为计算机网络与通信。