

综合业务双环 LAN 的一种新协议及数学建模

逯昭义 姜辉 吕磊
(青岛大学信息工程学院 青岛 266071)

摘要: 为了提高网络吞吐量,以发展综合业务局域网,该文首先提出了一种新的局域网介质存取方式——双令牌双环协议,然后对其进行了数学建模研究。文中设定很短的服务时间,且提出“虚拟服务员”的概念后,将双令牌双环 LAN 这种有两个物理服务员的系统等效为 1 个虚拟服务员进行间歇式服务的排队模型。模拟实验表明,双令牌双环 LAN 在提高环形 LAN 可靠性的同时,较大幅度地提高了网络吞吐量,为综合业务环形 LAN 的应用提供了理论依据。

关键词: 双环 LAN; 双令牌存取方式; 数学建模

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)08-1974-05

A New Protocol of the Double Loop LAN of the Integrated Services and Its Mathematic Modeling

Lu Zhao-yi Jiang Hui Lü Lei
(College of Information Engineering, Qingdao University, Qingdao 266071, China)

Abstract: To improve the throughput of the networks and develop the integrated services LAN, a new medium access mode of LAN—double token and double loop protocol is put forward firstly, and then the mathematical modeling research on it is carried through. After the service time being assumed short and the “virtual waiter” being put forward, the system of double token and double loop LAN which has two physical waiter is equivalent to the followed queue model of the interim service with one virtual waiter. The simulation experiment shows that this double loop LAN can not only improve the dependability of the loop LAN, but also enhance the throughput of the networks in a large range, so the academic foundation for the application of this double loop LAN is provided under the condition of the integrated services.

Key words: Double loop LAN; Double token access mode; Mathematical modeling

1 双令牌双环 LAN 的提出

众所周知,局域网主要有 3 种拓扑结构,即星形、总线形和环形,但它们都是以单介质(如单星、单总线、单环)为基础的。多年来人们已将研究中心转移到多星(包括双星)、多总线(包括双总线),多环(包括双环)结构。就环形拓扑结构而言,为了提高单环 LAN 的可靠性,美国国家标准学会(ANSI)提出了双环结构的光纤分布式数据接口(FDDI)^[1],也有人提出了双环复用 LAN 协议^[2],但它们的实际物理运行机理原则上仍属于单环范畴。为了既能提高环形 LAN 的可靠性,又能提高网络吞吐量,本文提出了一种新的局域网存取方式:双令牌双环(即每个环各有一个令牌)的介质存取方式,如图 1 所示。其物理运行原理如下。

(1)该双令牌双环 LAN(下面简称双环 LAN)由 N 个工作站(结点)和两条传输方向相同的环路构成,分别称为外环和内环,各有一个空令牌,分别记为 A 和 B。A、B 令牌在环网内按一定方向传递,获得令牌的结点有权发送该站待发的数据,每获得一个空令牌,每次只能发送一帧数据,然后再

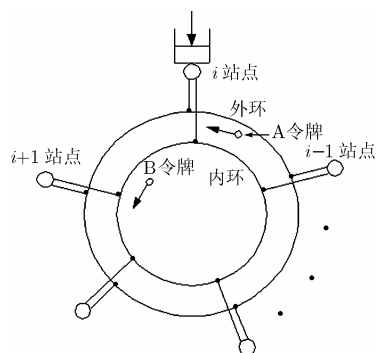


图 1 双令牌双环模型

把令牌传给下一结点。

(2)两环独立工作,就其中一个环而言,其运行特征相当于单令牌单环 LAN^[3],即,令牌顺次通过各结点,当结点需要发送信息时,获取令牌,不发送信息时,将令牌立即传向下一结点;获得令牌的结点每次只能发送一个信息帧,若有多帧信息要发,则必须依次排队等待下一次令牌的到来;接收结点只能复制信息,原信息帧返回源结点被回收;考虑到双环 LAN 运行可靠的特征,本文近似认定一次发送成功。

此外, (a)如果两帧信息到达同一目的结点, 则它们分别被复制到目的结点的两个接收缓冲区, 等待结点高层的处理。(b)当接收结点正在复制接收一帧信息时, 若另一空令牌到达, 如果该结点有信息要发, 可以在接收信息的同时发送一帧信息。(c)在双环LAN中, 当一帧信息正在回收时, 另一帧信息也返回, 则分别按单环LAN的协议独立进行回收。这样, 由于源结点在回收整个帧之后才放出空令牌, 所以环网上最多有两个忙令牌携带信息帧运行。

(3)在单环LAN中, 服务员的循环周期(也称为服务周期)包括三部分: 信息帧头部或尾部绕环一周时间、信息帧的回收时间、服务间歇期。其中服务过程为: 得到闲令牌改为忙令牌, 并发送信息帧→信息帧到达目的结点→信息帧头部到达源结点。在单环LAN^[3]中将上述信息帧绕环一周时间与信息帧的回收时间统称为服务时间。服务间歇期则是指服务员结束对本结点顾客的服务(放出空令牌)至下一次返回本结点的时间间隔, 也称为单环LAN回归时间。该回归时间又可看作两部分时间的和, 即服务员步行环网一周的时间加上对所有不空闲结点(除去回归结点*i*)的顾客的服务时间的总和。显然, 单环中的间歇时间最短为服务员步行环网一周的时间, 即除*i*结点外其他 $N-1$ 个结点都无信息帧要发的总步行时间, 最长为服务员步行环网一周的时间加上除*i*结点外其他 $N-1$ 个结点都有信息帧要发送所出现的时间的总和。

然而在双环LAN中, 还存在两种不同于单环LAN的情况: (a)两个服务员(A, B令牌)同时到达*i*结点, 这里同时是指到达间隔为 Δt , 且 $\Delta t \rightarrow 0$ 。这时两个服务员分别同时进行服务, *i* 结点排队室队首顾客与第二位顾客几乎同时开始服务, 它们之间无间歇时间可言, 这一点与进行间歇服务的单环LAN明显不同。(b)两个服务员虽然先后到达*i*结点, 但间隔时间小于队首顾客的服务时间, 也就是队首顾客正在进行服务时, 第二个服务员到达*i*结点且开始对第二位顾客进行服务, 自然两位顾客的服务之间也无间歇时间可言。由(3)中的(a)、(b)两点可见, 不能简单地类比单环LAN以间歇式服务处理双环LAN。这是本文提出的双环LAN协议与单环LAN协议的最大区别, 在进行数学建模时要认真处理。

由上可见, 只有一定条件下双环LAN才可看作间歇式循环服务, 即两个服务员对*i*结点分别开始服务的时间间隔 \geq 服务时间(信息帧头部绕环一周时间+信息帧的回收时间) + Δt , 这时才会出现循环时间=服务时间+间歇时间, 显然间歇时间最短为 Δt 。这样处理双环LAN的问题, 明显排除了两个服务员对*i*结点分别开始服务的时间间隔 $<$ 服务时间 + Δt 的情况。

2 双令牌双环LAN排队模型的确立

2.1 在双环LAN中最大循环时间 \tilde{Q}_{\max} 和最大间歇时间 \tilde{R}_{\max}

首先说明几个符号的意义: h 为*i*结点信息帧发送到环上的时间, 也就是信息帧回收的时间(即信息帧所占时宽)。 h

也是稍后设定的双环LAN的服务时间。 B 为单环LAN中令牌绕环一周的总时间, 也是信息帧绕环一周的时间。 $h+B$ 为单环LAN中设定的顾客服务时间。 R 为单环LAN中出现的间歇时间, 也称回归时间。最短的 $R=R_{\min}=B$, 最长的 $R=R_{\max}=B+$ 除*i*结点外其他 $N-1$ 个结点都有顾客服务而出现的总时间 $=B+(N-1)(h+B)$ 。 Q 为单环LAN中服务员对*i*结点的循环时间, 即单服务员两次到达*i*站的时间间隔, $Q=h+B+R$, 最大循环时间 $Q_{\max}=h+B+R_{\max}$ 。 \tilde{R} 为双环LAN中出现的间歇时间, 最短的 $\tilde{R}=\tilde{R}_{\min}=\Delta t$, \tilde{R}_{\max} 待求。 \tilde{Q} 为双环LAN中, 服务员对*i*结点的循环时间, 即任意两个服务员相邻两次到达*i*站的时间间隔, $\tilde{Q}=h+\tilde{R}$, $\tilde{Q}_{\min}=h+\Delta t$, $\tilde{Q}_{\max}=h+\tilde{R}_{\max}$, \tilde{Q}_{\max} 待求。

为了解 \tilde{Q}_{\min} 和 \tilde{Q}_{\max} , 我们提出了一个说明图, 如图2所示。设某观察时点开始时 A 服务员第 1 次到达*i*站, 经 $h+\Delta t$, B 服务员到达*i*站, 假设 $h+\Delta t$ 之后, 环网上所有结点都有多个顾客等待发送, 自然经“绕环一周时间+除*i*站外环上所有结点都有顾客需要服务的单环间歇时间”后, A 服务员第 2 次先到达*i*站, 接着 B 服务员也经“绕环一周时间+除*i*站外环上所有结点都有顾客需要服务的单环间歇时间”第 2 次到达*i*站, A, B 第 2 次到达间隔仍为 $h+\Delta t$ 。

于是在图2中出现了双环LAN的最小循环时间 \tilde{Q}_{\min} 和最大循环时间 \tilde{Q}_{\max} 。由图2得

$$\left. \begin{aligned} \tilde{Q}_{\min} &= h + \Delta t, & \tilde{Q}_{\max} &= 2B + H_{\max} - \Delta t \\ H_{\max} &= (h + B)(N - 1) \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

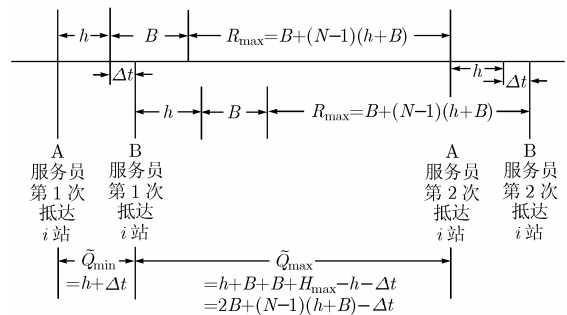


图2 出现最小间隔时间与最大间隔时间的说明图

2.2 双环LAN服务时间的设定及虚拟服务员的提出

考虑(1)中的分析结果, 如果将服务时间设定为 h , 且设定 A, B 服务员的相邻两次抵达*i*结点的的时间间隔(相当于循环时间)最短为 $h+\Delta t$ ($\Delta t \rightarrow 0$), 则双环LAN可与单环LAN间歇循环服务相类比, 出现间歇时间。由式(1)可得间歇时间为

$$\left. \begin{aligned} \tilde{R}_{\min} &= \Delta t \\ \tilde{R}_{\max} &= \tilde{Q}_{\max} - h = 2B + (N - 1)(h + B) - h - \Delta t \end{aligned} \right\} \quad (2)$$

这样设定服务时间和服务员的到达间隔, 对观察结点*i*来说, 服务员的到达间隔都大于先到达服务员对顾客的服务时间, 此时, 在运行机理上, 系统中的两个服务员相当于一个虚拟服务员的间歇式服务^[4]。该“虚拟”是指服务第 1 个

顾客的是A服务员(B服务员), 而服务第 2 个顾客的是A服务员(B服务员), 或者服务第 1 个顾客的是A服务员(B服务员), 而服务第 2 个顾客的是B服务员(A服务员)。

显然当到达间隔小于 $h + \Delta t$ 时, 上述分析是不能成立的。但是如果 h 很小, 上述分析不能成立的可能性就会变得很小。在综合业务网络中, 交换的不是信息帧, 而是 h 取值很小的信元, 因此可将综合业务双环 LAN 近似看作如下设定条件下由一个虚拟服务员进行间歇式循环服务的单环 LAN: (a)服务时间为信元所占时宽 h , (b) h 很小。

2.3 排队模型的确立

本文将双令牌 LAN 看作对称限制式多重排队模型来解析。对这种系统只需解析其中的一个结点(如 i 结点), 其他结点的分析结果和 i 结点完全相同。

(a) 设 i 结点的顾客到达满足到达率为 λ_i 的泊松过程。

(b) 虚拟服务员对 i 结点每一个顾客服务时间(即信元所占时宽)的分布函数为 $D(t)$, $D(t)$ 为平均服务时间为 h 的定长分布。

(c) 虚拟服务员到达结点 i 时, 结点有排队顾客的概率为 p_i , 有 n 个顾客排队的概率为 p_n 。

(d) 虚拟服务员离开结点 i 到下一次到达结点 i 所需时间的分布函数设为 $\tilde{R}(t)$, 通常将 $\tilde{R}(t)$ 看作一般分布。虚拟服务员离开 i 结点至下一次到达 i 结点的时间称为服务员的回归时间。

(e) 设定其循环周期为虚拟服务员相继两次到达结点 i 的时间间隔。在一个循环周期中, 排队顾客的转移概率为 $p_{m,n}$, 即在两次到达之间顾客数由 m 变为 n 的概率为 $p_{m,n}$, 其中 $m \geq 0$, 并设循环时间的分布函数为 $\tilde{Q}(t)$ 。

(f) 设 p_n 的概率母函数为 $G_n(Z)$, 则 $G_n(Z) = \sum_{n=0}^{\infty} p_n Z^n$ 。

由上述设定可见, 循环周期 $\tilde{Q}(t)$ 与服务时间 $D(t)$ 和服务员间歇时间 $\tilde{R}(t)$ 满足 $\tilde{Q}(t) = D(t) * \tilde{R}(t)$, 式中 $*$ 为卷积。

通过上述解析条件的设定可以确定非典型肯达尔(Kendall)模型如下:

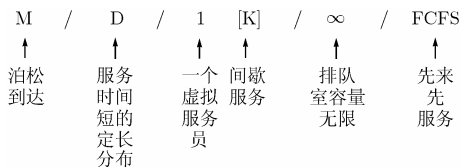


图 3 Kendall 模型示意图

3 数学解析

由所选的观察时点可知, 在一次循环中顾客数由 m 变为 n , 这种转变只与到达规律即泊松到达有关。又当 $m > 0$ 时, 在一次循环中新到达了 $n - m + 1$ 个顾客, 离开了 1 个顾客; 当 $m = 0$ 时, 一次循环中到达了 n 个顾客, 无离开。故可得顾客由 m 变为 n 的转移概率^[5]为

$$P_{m,n} = \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^{n-m+1}}{(n-m+1)!} d\tilde{Q}(t)$$

$$P_{0,n} = \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^n}{n!} d\tilde{Q}(t) = \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^n}{n!} d\tilde{R}(t)$$

而且还存在如下关系

$$\sum_{m=0}^{\infty} P_m = 1$$

$$P_n = \sum_{m=0}^{\infty} P_m P_{m,n} = P_0 \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^n}{n!} d\tilde{R}(t) + \sum_{m=1}^{\infty} P_m \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^{n-m+1}}{(n-m+1)!} d\tilde{Q}(t)$$

为了求解 P_n 的具体形式, 需求 P_n 的概率母函数 $G_n(Z)$ 。

$$\begin{aligned} G_n(Z) &= \sum_{n=0}^{\infty} P_n Z^n = \sum_{m=0}^{\infty} P_m \left(\sum_{n=0}^{\infty} P_{m,n} Z^n \right) \\ &= P_0 K_1(Z) + \sum_{m=1}^{\infty} P_m Z^{m-1} K_2(Z) \\ &= \frac{1}{Z} K_2(Z) [G_m(Z) - P_0] + P_0 K_1(Z) \end{aligned}$$

其中

$$\begin{aligned} K_1(Z) &= \sum_{n=0}^{\infty} \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^n}{n!} Z^n d\tilde{R}(t) = \int_0^{\infty} e^{-\lambda_i(1-Z)t} d\tilde{R}(t) \\ &= \tilde{r}\{\lambda_i(1-Z)\} = \tilde{r}(s), \quad s = \lambda_i(1-Z) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} K_2(Z) &= \sum_{n=m-1}^{\infty} \int_0^{\infty} \frac{e^{-\lambda_i t} (\lambda_i t)^{n-m+1}}{(n-m+1)!} Z^{n-m+1} d\tilde{Q}(t) \\ &= \int_0^{\infty} e^{-\lambda_i t} e^{\lambda_i t Z} d\tilde{Q}(t) = \tilde{q}\{\lambda_i(1-Z)\} = \tilde{q}(s) \end{aligned}$$

故得

$$G_n(Z) = P_0 \frac{K_2(Z) - ZK_1(Z)}{K_2(Z) - Z} = P_0 \frac{Z\tilde{r}(s) - \tilde{q}(s)}{Z - \tilde{q}(s)} \quad (3)$$

这里 $\tilde{r}(s)$ 和 $\tilde{q}(s)$ 分别是 $\tilde{R}(t)$ 和 $\tilde{Q}(t)$ 的拉普拉斯·斯蒂吉尔斯变换。

考虑到 $\tilde{Q}(t) = D(t) * \tilde{R}(t)$, $\tilde{q}(s) = d(s) \cdot \tilde{r}(s)$, 且当 $Z \rightarrow 1$ 时, $G_n(Z) = 1$, 故得

$$1 = \lim_{Z \rightarrow 1} G_n(Z) = \lim_{Z \rightarrow 1} \frac{P_0 [K_2'(Z) - K_1(Z) - ZK_1'(Z)]}{K_2'(Z) - 1} \quad (4)$$

$$\text{又 } \lim_{Z \rightarrow 1} K_1(Z) = \sum_{n=0}^{\infty} k_n = 1, \quad \lim_{Z \rightarrow 1} K_1'(Z) = \lim_{Z \rightarrow 1} \sum_{n=0}^{\infty} n k_n Z^{n-1}$$

$= \lambda_i \int_0^{\infty} t d\tilde{R}(t)$, $\lim_{Z \rightarrow 1} K_2'(Z) = \lambda_i \int_0^{\infty} t d\tilde{Q}(t)$, 其中 $\int_0^{\infty} t d\tilde{R}(t)$ 为平均间歇时间, 用 \bar{T}_R 表示, $\int_0^{\infty} t d\tilde{Q}(t)$ 为平均循环时间, 用 \bar{T}_Q 表示, 可由式(3)得

$$P_0 = \frac{\lambda \bar{T}_Q - 1}{\lambda \bar{T}_Q - 1 - \lambda \bar{T}_R} = \frac{\lambda \bar{T}_Q - 1}{\lambda \bar{T}_D - 1} \quad (5)$$

下面进一步讨论 \bar{T}_Q 和 h 的关系。

首先考虑忽略服务员在相邻结点间步行时间的情况。从物理性服务员出发来分析, 再次到达的可能是同一服务员, 也可能是另一服务员。无论是哪个服务员, 本文统一把再次

到达的服务员标记为“后一服务员”。设某一服务员到达 i 结点时, 后一服务员正处在 j 结点, $j = 1, 2, \dots, N$ 。如果 j 结点没有待发送的信元, 这时服务员立即到达 $j+1$ 站点, 并开始服务一个信元, 若 $j+1$ 结点仍没有待发信元, 则服务员继续向下游站点传递, 直到到达一有待发信元的结点(设为 k 结点)。因为忽略了服务员的步行时间, 从 j 结点到 k 结点是瞬时的, 所以后一服务员正处在 j 结点, 是指 j 结点一定有顾客。实际上后一服务员正处在 j 结点的服务状态可分为多种情况: (a)刚到 j 结点, (b)正在 j 结点服务一个信元, (c)服务完 j 结点的一个信元后忙令牌携带的帧正在绕环一周中。下面首先对(a)的情况进行求解。

这时从后一服务员看去, 虚拟服务员的循环时间为后一服务员从 j 结点到达 i 结点所需的时间, 它等于(j 至 i 结点间有信元要发送的结点数 \times 服务员需步行环网一周的步行时间)+(在 j 至 i 结点间有信元要发送的各个结点的总服务时间)。设后一个服务员到达 i 结点需步行的结点数为 $M(0 \leq M \leq N)$ 。设 S 为 M 个结点中有信元要发送的结点数, 则 M 个结点出现的总绕环时间为 $B \times S$ 。

由于设定 M 个结点中有信元要发送的结点数 $S(0 \leq S \leq M)$, 固定 M 时设 S 的平均为 \bar{S} 。这时每服务一个结点的顾客后, 服务员都要绕环一周, 因为绕环一周的时间为定长 B , 所以 \bar{S} 个结点出现的总绕环时间为 $\bar{S} \times B$ 。

下面固定 M 后求 \bar{S} 。显然 S 遵从参数为 M, P_i 的二项式分布。

$$\bar{S} = \sum_{s=0}^M SP_s = \sum_{s=1}^M SP_s = 1 \cdot \binom{M}{1} P_i (1 - P_i)^{M-1} + 2 \cdot \binom{M}{2} P_i^2 (1 - P_i)^{M-2} + \dots + M \cdot \binom{M}{M} P_i^M \quad (6)$$

$$\left. \begin{aligned} \bar{S} &= \sum_{s=0}^M SP_s = 0, & M &= 0 \\ \bar{S} &= \sum_{s=1}^M SP_s = 1 \cdot \binom{1}{1} P_i (1 - P_i)^0 = P_i, & M &= 1 \\ &\vdots & & \\ \bar{S} &= \sum_{s=1}^M SP_s = 1 \cdot \binom{M}{1} P_i (1 - P_i)^{M-1} + 2 \cdot \binom{M}{2} P_i^2 (1 - P_i)^{M-2} \\ &\quad + \dots + M \cdot \binom{M}{M} P_i^M = MP_i, & M &= M \end{aligned} \right\} \quad (7)$$

又由于 M 是变化的, 可能取值为 $0, 1, \dots, N$, 故还可对 \bar{S} 求其统计平均值, 得到虚拟服务员在一次循环中有信元要发送的结点数的均值 $\bar{\bar{S}}$ 为

$$\bar{\bar{S}} = \frac{P_i + 2P_i + \dots + NP_i}{N + 1} = \frac{P_i \cdot [N(1 + N)/2]}{N + 1} = \frac{N}{2} P_i \quad (8)$$

故平均总绕环时间为 $\bar{H}_{\text{总}} = \bar{\bar{S}} \cdot B = (N/2)P_i B$; 平均总服务时间为 $\bar{D}_{\text{总}} = \bar{\bar{S}} \cdot \bar{T}_D = (N/2)P_i h$; 循环时间的均值为

$$\bar{Q} = \bar{\bar{S}}(B + h) = (N/2)P_i(B + h)。$$

考虑到环网总长有限, 环网上的结点较多, 往往把服务员在相邻结点间步行时间分布设为定长分布, 则相邻结点间距离相等, 设步行时间为 d , 则有 $B = Nd$ 。

下面将服务员在结点间步行的时间及令牌所占时宽(设为 h_c)同时考虑进去。当后一服务员到达 i 结点需步行结点数为 M 时, 其步行时间 $D = Md$, 则平均步行时间 $\bar{D} = \bar{M}d = Nd/2$, 而令牌路经结点总时延为 Mh_c , 则其均值为 $\bar{M}h_c = Nh_c/2$, 从而得

$$\left. \begin{aligned} \bar{T}_Q &= \bar{Q} + \bar{D} + \bar{M}h_c = N(P_i B + P_i h + d + h_c)/2 \\ \bar{T}_R &= \bar{T}_Q - \bar{T}_D = N(P_i B + P_i h + d + h_c)/2 - h \end{aligned} \right\} \quad (9)$$

考虑到 $P_0 = 1 - P_i$, 立即由式(5)可得

$$P_i = \frac{\lambda N(d + h_c) - 2\lambda h}{2 - 2\lambda h - \lambda N(h + Nd)} \quad (10)$$

下面讨论情况(b)和情况(c)。这两种情况无法求出精确解, 实际上这两种情况可以看作是第1种情况出现了误差, 设此误差为 Δ , 下面给出每种情况的误差分析。

(1)当后一服务员正在 j 结点服务一个信元时, 因为本文仍按服务员刚刚到达 j 结点计算, 这样等于忽略了服务员已经服务的时间, 而这一时间最大为服务完一个信元的时间 h , 最小为 0 。在综合业务网中, 由于设定信元很小, 故也可近似认为这种情况下的误差是可以接受的。

(2)当后一服务员服务完 j 结点的一个信元正在绕环一周时, 如果仍按服务员刚刚到达 j 结点计算, 等于忽略了服务一个信元的时间 h + 服务员已经绕环的时间, 而绕环时间最长为 Nd , 故误差最大为 $\Delta = h + Nd$ 。此时服务员刚好结束绕环一周, 到达 $j+1$ 结点, 应按后一服务员刚到达 $j+1$ 结点的情况(a)来求解。因为 $h < \Delta < h + Nd$, 为了减少计算误差, 应该减小 N 和 d , 通常 N 不宜减小, 故应该减小 d , 也就是减小环网长度。在局域网中这一点容易办到。

4 模拟实验及结果分析

设环网站点数为 N , 环网长度为 L (单位: km), 到达率为 λ_i (单位: 个/ μ s), 信元大小为 L_h (单位: bit), 信号的比特变化率为 rate (单位: Mbps), 平均循环时间为 \bar{T}_Q (单位: μ s), 信元在介质中的传输速率为 $2.0 \times 10^5 \text{ km/s}$, 令牌长度为 48bit。

(1)取 $\lambda_i = 0.6, L_h = 424 \text{ bit}, \text{rate} = 10 \text{ Mbps}$, 当 L 和 N 变化时, 得到的平均循环时间 \bar{T}_{Q1} 与文献[2]的平均循环时间 \bar{T}_{Q2} 如表 1(a)、表 1(b)所示。相应的 $\bar{T}_{Q1}、\bar{T}_{Q2}$ 曲线变化如图 4 所示。

表 1(a) L, N 变化时得到的平均循环时间 $\bar{T}_{Q1} (\mu\text{s})$

| N | L | | | | |
|-----|---------|----------|----------|----------|----------|
| | 5 | 10 | 15 | 20 | 40 |
| 20 | 52.5042 | 65.0127 | 77.5249 | 90.0409 | 140.1425 |
| 40 | 92.5406 | 105.0696 | 117.6062 | 130.1502 | 180.4019 |

| N | 5 | 10 | 15 | 20 | 40 |
|-----|----------|----------|----------|----------|----------|
| 20 | 105.0687 | 130.1046 | 155.1480 | 180.1989 | 280.4779 |
| 40 | 185.2423 | 210.3382 | 235.4492 | 260.5753 | 361.2311 |
| 60 | 265.5210 | 290.7012 | 315.9041 | 341.9041 | 442.2608 |

由图4可以看出, L 越大, \bar{T}_{Q1} 越大。这是因为 L 大, 则总绕环时间增大, 即 $\bar{H}_{\text{总}}$ 增大, 同时导致从 j 至 i 结点中有顾客要服务的概率 P_i 增大, 有顾客要服务结点数 S 增多, \bar{T}_{Q1} 相应增大。

从表1和图4还可以看出, 当 λ , rate 固定时, 本文得

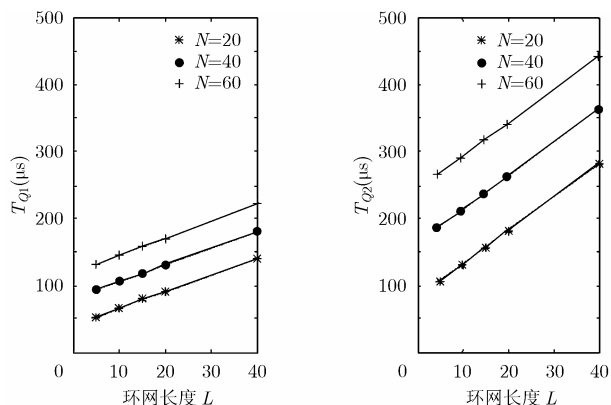


图4 L 和 N 变化时, 平均循环时间 \bar{T}_{Q1} 、 \bar{T}_{Q2} 曲线变化

到的平均循环时间 \bar{T}_{Q1} 比文献[2]得到的平均循环时间 \bar{T}_{Q2} 在时间上近乎减少一倍, 从而说明双令牌双环 LAN 能大大提高网络的吞吐量, 为在综合业务条件下应用该双环 LAN 提供了理论依据。

参考文献

- [1] 王立宏, 逯昭义, 许曰滨. 光纤分布式数据接口的排队模型. 电子科学学刊, 2000, 22(3): 464-470.
- [2] 王思明. 双环网络存取控制的参量分析. 计算机学报, 1990, 13(3): 221-228.
- [3] 逯昭义. 令牌环形 LAN 介质存取方式的排队模型. 电子学报, 1990, 18(5): 86-92.
- [4] Lu Zhao-yi, Wang Li-hong, and Yao Dong-yi. Study on the modeling of timed-token protocol. *Applied Mathematical Modeling*, 2002(8)26: 797-805.
- [5] 逯昭义, 王思明. 计算机通信网信息量理论(全国高科技重点图书), 北京电子工业出版社, 1997.9: 81-86.

逯昭义: 男, 1942年生, 教授, 博士生导师, 研究领域为计算机网络体系结构、计算机通信业务量理论.

姜辉: 女, 1979年生, 助理研究员, 研究方向为计算机网络与通信等.

吕磊: 男, 1977年生, 讲师, 目前在青岛大学商学院任教, 研究方向为计算机网络与通信等.