

多优先级 DQDB 城域网的性能分析¹

孙海荣 李乐民

(电子科技大学宽带光纤国家重点实验室 成都 610054)

摘 要 本文分析了多优先级 DQDB 城域网的性能,得到了采用不同优先级时,报文平均停留时间的表达式。计算机仿真结果与理论分析相吻合。

关键词 DQDB 城域网, 多优先级, 报文平均停留时间, 随机游动

中图分类号 TN919.2

1 引 言

宽带综合业务数字网 (B-ISDN) 是现代通信网发展的趋势,而以城域网 (MAN) 作为骨干网连接现有的计算机局域网 (LAN)、专用小型交换机 (PABX),在局部区域实现近期的业务综合,最终向 B-ISDN 过渡是一种切实可行的方案。IEEE 802 委员会已制订了有关 MAN 的标准,称为 IEEE 802.6 DQDB(Distributed Queue Dual bus) 分布式排队双总线。由于 DQDB 城域网具有良好的介质访问特性,可靠性高,且其时隙格式与异步转移模式 (ATM, Asynchronous Transfer Mode) 的信元格式基本兼容,故是向 B-ISDN 过渡的优选网络。

有关 DQDB 城域网的性能分析是近年来学术界研究的一个热点。文献 [1] 分析了 DQDB 城域网的稳态和暂态公平性,文献 [2-4] 分析了信元的等待时间,文献 [5] 分析了 DQDB 城域网实现局域网互连时的性能,为评价 DQDB 城域网性能提供了理论依据。在 DQDB 城域网中,为了满足用户不同的服务要求,设置了三个优先级^[6]。由于 DQDB 城域网各节点利用计数器记录下游节点的请求,再根据算法进行分布式排队,所以 DQDB 城域网各节点存在高度关联性,而多优先级机制进一步加强了这种关联程度,增加了理论分析的难度。目前尚未见对多优先级 DQDB 城域网性能的理论分析,只开展了一些计算机仿真工作^[7]。而这方面的研究工作,无疑对全面地评价 DQDB 城域网的性能具有重要的意义。本文通过分析一个随机游动过程的暂态过程,推导出节点中信元的条件停留时间,最后求得报文在多优先级 DQDB 城域网中的平均停留时间,比较了网络负荷、平均报文长度和采用不同优先级对业务服务性能的影响。

2 多优先级 DQDB 城域网分析模型和业务模型

DQDB 城域网由两条高速单向总线组成,各节点通过读、写端头与总线相连(如图 1)。由于两条总线处理信元的过程完全一样,本文只研究 A 总线上传输多优先级业务的性能。DQDB 城域网支持三个优先级的服务,本文只研究两个优先级,并假设优先级 1 高于优先级 2。

¹ 1994-05-16 收到, 1994-09-09 定稿
国家自然科学基金和电子科学研究院基金资助项目

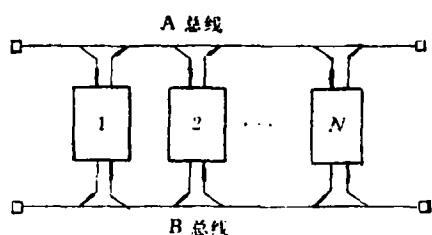


图 1 DQDB 城域网

考察某一个标记节点, A 总线上每个时隙经过标记节点时为忙的概率为 α , B 总线上每个时隙经过标记节点时对应优先级 1 的请求位为 1 的概率为 β_1 , 对应优先级 2 的请求位为 1 的概率为 β_2 。实际上 α , β_1 , β_2 分别表示了上游节点、下游优先级 1 业务和下游优先级 2 业务在单位时隙内平均发送的信元数。

本文假设业务具有一定的突发性, 如 LAN 经过网关进入 DQDB 城域网的数据业务, 在某段时间内以峰值速率进入节点缓存器, 随后又无信息到达。我们称每次突发产生的信息为一个报文 (Message), 该报文的长度 l 是一个随机变量, 设

$$a_n = P_r[l = n], \quad n = 1, 2, \dots, \quad (1a)$$

其生成函数

$$A(z) = \sum_{n=1}^{\infty} a_n z^n, \quad |z| \leq 1. \quad (1b)$$

假设缓存器容量足够大, 不会产生溢出。我们主要研究多优先级业务在缓存器中的报文停留时间, 即从报文到达缓存器时起至最后一个信元被发送完毕的那段时间。在本文的分析中, 将时间划分成时隙, 即发送一个信元所需时间, 在 155.52Mb/s 网络中约为 $2.82\mu s$ 。本文还假设计数器足以记录下游节点的请求。

3 高优先级业务报文停留时间分析

高优先级业务报文停留时间显然与单优先级时是一样的, 在文献 [5] 中我们给出了单优先级时报文停留时间的分析方法, 求得了报文平均停留时间 $E[w^{(1)}]$

$$E[w^{(1)}] = \frac{MML}{(1 - \alpha - \beta_1)v} + [1 - A(\frac{\beta_1}{1 - \alpha - \beta_1})]y^{(1)}, \quad (2)$$

$$y^{(1)} = \left[\frac{rv + 1}{(1 - \alpha)v} - \frac{1}{(1 - \alpha - \beta_1)v} \right] \frac{1 - \alpha}{1 - \alpha - \beta_1}, \quad (3a)$$

$$r = \alpha\beta_1 / (1 - \alpha - \beta_1) \quad (3b)$$

其中 MML 为平均报文长度 (Mean Message Length), $v = \text{BWB-MOD} / (\text{BWB-MOD} + 1)$, BWB-MOD 为宽带平衡参数, 用户每发送完 BWB-MOD 个信元就强制让过一个空时隙给下游用户, 改善网络公平性能 [6]。

4 低优先级业务报文停留时间分析

我们的目的是研究相同条件下节点采用不同优先级传送突发业务对报文停留时间的影响, 故在分析低优先级业务报文停留时间时, 假定本节点无高优先级业务。实际上, 若

此时本节点有高优先级业务, 可以把它对本节点低优先级业务的影响合并到 β_1 中, β_1 表示本节点和下游节点在单位时隙内发送的平均高优先级信元数, 推导过程并不受影响。

我们先求低优先级业务信元的条件停留时间 u_k , 即信元到达缓存器队首时在请求计数器的值为 k 的条件下, 它将在缓存器中停留的时间。

4.1 低优先级业务信元条件停留时间

当节点有优先级 2 业务发送时, 先将请求计数器的值复制到减数计数器, 再将请求计数器置零。B 总线上每经过一个对应于优先级 1 的请求位为 1 的时隙, 则减数计数器加 1; 每经过一个对应于优先级 2 的请求位为 1 的时隙, 则请求计数器加 1; A 总线上每经过一个空时隙, 减数计数器减 1, 当减为 0 时, 只要 A 总线上再有空时隙经过, 节点即可发送一个信元。

假设信元到达缓存器队首时请求计数器的值为 k , 此后减数计数器的值将是一个初始值为 k , 以概率 ε_1 减 1、以概率 ε_2 加 1 的随机游动过程, 我们要求的是到达 0 值所需时间这一随机变量。 $\varepsilon_1 = (1 - \alpha)(1 - \beta_1)$, $\varepsilon_2 = \alpha\beta_1$ 。

设 $v_{k,n}$ 为从 k 游动到 0 所需时间为 n 的概率, 其生成函数为

$$V_k(z) = \sum_{n=k}^{\infty} v_{k,n} z^n, \quad |z| \leq 1. \quad (4)$$

为了求得 $V_k(z)$, 我们假设一个类似的随机游动过程, 其初始值为 k , 以 ε_1 减 1, 以 ε_2 加 1, 但在 0 处是一吸收壁。设该过程在 n 时刻状态为 i 的概率为 $p_{k,n}(i)$, 显然这两个随机游动过程有如下关系:

$$v_{k,n} = p_{k,n}(0) - p_{k,n-1}(0). \quad (5)$$

第 2 个随机游动过程可用下面方程式描述。

$$\left. \begin{aligned} p_{k,0}(k) &= 1, \\ p_{k,n}(i) &= \varepsilon_2 p_{k,n-1}(i-1) + \varepsilon_1 p_{k,n-1}(i+1) + (1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2) p_{k,n-1}(i), \\ p_{k,n}(1) &= \varepsilon_1 p_{k,n-1}(2) + (1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2) p_{k,n-1}(1), \\ p_{k,n}(0) &= \varepsilon_1 p_{k,n-1}(1) + p_{k,n-1}(0). \end{aligned} \right\} \quad (6)$$

设

$$G_{k,n}(x) = \sum_{i=0}^{\infty} p_{k,n}(i) x^i, \quad (7)$$

由 (6) 式可得

$$G_{k,0}(x) = x^k, \quad (8a)$$

$$x G_{k,n}(x) = [\varepsilon_2 x^2 + (1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)x + \varepsilon_1] G_{k,n-1}(x) - (\varepsilon_2 x - \varepsilon_1)(x-1) p_{k,n-1}(0). \quad (8b)$$

记

$$P_k(z, x) = \sum_{n=0}^{\infty} G_{k,n}(x) z^n, \quad |z| < 1; \quad (9)$$

$$B_k(z) = \sum_{n=k}^{\infty} p_{k,n}(0) z^n, \quad |z| \leq 1. \quad (10)$$

由式 (8a), (8b) 可得

$$\begin{aligned}
 P_k(z, x) &= \frac{(\varepsilon_2 x - \varepsilon_1)(x-1)zB_k(z) - x^{k+1}}{\varepsilon_2 z x^2 + [(1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z - 1]x + \varepsilon_1 z} \\
 &= \frac{(\varepsilon_2 x - \varepsilon_1)(x-1)zB_k(z) - x^{k+1}}{f(x, z) + g(x, z)} \\
 &= \frac{(\varepsilon_2 x - \varepsilon_1)(x-1)zB_k(z) - x^{k+1}}{\varepsilon_2 z(x-x_1)(x-x_2)}, \tag{11}
 \end{aligned}$$

其中

$$f(x, z) = [(1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z - 1]x + \varepsilon_1 z, \tag{12a}$$

$$g(x, z) = \varepsilon_2 z x^2, \tag{12b}$$

$$x_1 = \frac{1 - (1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z - \sqrt{[(1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z - 1]^2 - 4\varepsilon_1 \varepsilon_2 z^2}}{2\varepsilon_2 z}, \tag{12c}$$

$$x_2 = \frac{1 - (1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z + \sqrt{[(1 - \varepsilon_1 - \varepsilon_2)z - 1]^2 - 4\varepsilon_1 \varepsilon_2 z^2}}{2\varepsilon_2 z}, \tag{12d}$$

$$|x_1| < |x_2|. \tag{12e}$$

由于 $|f(1, z)| = 1 - (1 - \varepsilon_2)z > \varepsilon_2 z = |g(1, z)|$, 根据 Rouché 定理, (11) 式的分母在 $|x| < 1$ 内的零点与 $f(x, z)$ 在 $|x| < 1$ 内的零点相同 (有一个, 为 x_1)。由于 $P_k(z, x)$ 在 $|x| \leq 1$ 内解析, 分母若有一个零点在 $|x| \leq 1$ 内, 分子也必有一个相同的零点在 $|x| \leq 1$ 内与之对消, 即

$$\begin{aligned}
 x_1^{k+1} &= (\varepsilon_2 x_1 - \varepsilon_1)(x_1 - 1)zB_k(z), \\
 B_k(z) &= \frac{x_1^{k+1}}{(\varepsilon_2 x_1 - \varepsilon_1)(x_1 - 1)z}. \tag{13}
 \end{aligned}$$

根据 (5) 式可得

$$V_k(z) = (1 - z)B_k(z) = \frac{(1 - z)x_1^{k+1}}{(\varepsilon_2 x - \varepsilon_1)(x_1 - 1)z}. \tag{14a}$$

根据定义, $V_k(z)$ 是信元到达缓存器队首时请求计数器为 k 的情况下, 减数计数器减为 0 所需时间的生成函数。该信元在缓存器中停留时间 u_k 的生成函数 $U_k(z)$ 与 $V_k(z)$ 有如下关系式:

$$U_k(z) = V_{k+1}(z). \tag{14b}$$

$$E[u_k] = (k + 1)/(\varepsilon_1 - \varepsilon_2) \tag{14c}$$

实际上 u_k 表示了等待 $(k + 1)$ 个空时隙经过所需的时间。

4.2 报文停留时间分析

节点在无优先级 2 业务时, B 总线上每经过一个对应优先级 1(或 2) 的请求位为 1 的时隙, 则请求计数器加 1; 若经过的时隙对应于优先级 1 和优先级 2 的请求位皆为 1, 则请求计数器加 2。A 总线上每经过一个空时隙, 则请求计数器减 1。假设产生两次报文的时间间隔足够长, 报文到达缓存器时 DQDB 网的状态 (计数器的值) 与上次报文发送完

毕时的状态无关。报文到达前请求计数器的值是一个随机游动过程, 稳态时值为 n 的概率为 q_n , 则

$$\left. \begin{aligned} (\theta_1 + \theta_2 + \theta_3)q_n &= \theta_1 q_{n-1} + \theta_2 q_{n-2} + \theta_3 q_{n+1}, \\ (\theta_1 + \theta_2)q_0 &= \theta_3 q_1, \\ (\theta_1 + \theta_2 + \theta_3)q_1 &= \theta_1 q_0 + \theta_3 q_2, \end{aligned} \right\} \quad (15)$$

其中 $\theta_1 = \alpha\beta_1(1-\beta_2) + \alpha\beta_2(1-\beta_1) + (1-\alpha)\beta_1\beta_2$, 为请求计数器加 1 的概率, $\theta_2 = \alpha\beta_1\beta_2$, 为请求计数器加 2 的概率; $\theta_3 = (1-\alpha)(1-\beta_1)(1-\beta_2)$, 为请求计数器减 1 的概率。由 (15) 式可求得 q_n 的生成函数

$$Q(z) = \sum_{n=0}^{\infty} q_n z^n = \frac{\theta_1 - \theta_3 + 2\theta_2}{\theta_2 z^2 + (\theta_1 + \theta_2)z - \theta_3} \quad (16a)$$

$$\left. \frac{\partial Q(z)}{\partial z} \right|_{z=1} = \frac{3\theta_2 + \theta_1}{\theta_3 - 2\theta_2 - \theta_1}. \quad (16b)$$

我们记 t_m 为报文中第 m 个信元到达缓存器队首时刻起至发送完毕的那段时间, 生成函数为 $T_m(z)$ 。 r_m 为报文第 m 个信元到达缓存器队首时请求计数器的值, 生成函数为 $R_m(z)$ 。显然

$$R_1(z) = Q(z), \quad (17a)$$

$$E[r_1] = \frac{3\theta_2 + \theta_1}{\theta_3 - 2\theta_2 - \theta_1}. \quad (17b)$$

根据第 4.1 节中求得的信元条件停留时间, 可得

$$\begin{aligned} T_1(z) &= \sum_{n=1}^{\infty} Pr[t_1 = n]z^n \\ &= \sum_{k=0}^{\infty} q_k U_k(z) \\ &= \frac{(1-z)x_1^2 Q(x_1)}{(\varepsilon_2 x_1 - \varepsilon_1)(x_1 - 1)z}, \end{aligned} \quad (18a)$$

$$E[t_1] = \frac{E[r_1] + 1}{\varepsilon_1 - \varepsilon_2}. \quad (18b)$$

同理可得, $m > 1$ 时,

$$R_m(z) = \sum_{n=0}^{\infty} Pr[r_m = n]z^n = \sum_{j=1}^{\infty} Pr[t_{m-1} = j](1 - \beta_2 + \beta_2 z)^j = T_{m-1}(1 - \beta_2 + \beta_2 z), \quad (19a)$$

$$E[r_m] = \beta_2 E[t_{m-1}]. \quad (19b)$$

$$T_m(z) = \sum_{n=1}^{\infty} Pr[t_m = n]z^n = \sum_{k=0}^{\infty} Pr[r_m = k]U_k(z) = \frac{(1-z)x_1^2}{(\varepsilon_2 x_1 - \varepsilon_1)(x_1 - 1)z} R_m(x_1), \quad (20a)$$

$$E[t_m] = \frac{E[r_m] + 1}{\varepsilon_1 - \varepsilon_2}. \quad (20b)$$

由 (18b), (19b), (20b) 式可得

$$E[t_m] = \left(\frac{\beta_2}{1-\alpha-\beta_1}\right)^{m-1} E[t_1] + \frac{1}{1-\alpha-\beta_1-\beta_2} \left[1 - \left(\frac{\beta_2}{1-\alpha-\beta_1}\right)^{m-1}\right]. \quad (21)$$

优先级 2 的报文在缓存器中停留时间 $w^{(2)}$ 为报文到达缓存器时起至发送完最后一个信元的那段时间, 显然

$$w^{(2)} = \sum_{n=1}^{\infty} a_n \sum_{j=1}^n t_j, \quad (22a)$$

$$E[w^{(2)}] = \sum_{n=1}^{\infty} a_n \sum_{j=1}^n E[t_j] = \frac{\text{MML}}{1-\alpha-\beta_1-\beta_2} + [1 - A(\frac{\beta_2}{1-\alpha-\beta_1})] y^{(2)}, \quad (22b)$$

其中

$$y^{(2)} = \frac{1-\alpha-\beta_1}{1-\alpha-\beta_1-\beta_2} \left[\frac{E[r_1] + 1}{1-\alpha-\beta_1} - \frac{1}{1-\alpha-\beta_1-\beta_2} \right]. \quad (22c)$$

4.3 带宽平衡机制的影响

上面的分析中为了简化, 未考虑带宽平衡参数的影响。标记节点在引入带宽平衡机制后, 将直接增长本节点中报文停留时间, 设增加的平均量为 $\Delta\omega$ 。这个变量与报文服务期间强制让过的空时隙数有关, 而强制让过的空时隙数与平均报文长度, BWB-MOD 的值及报文到达缓存器时带宽平衡计数器的值有关 (带宽平衡计数器在节点发送一个信元后加 1, 计至 BWB-MOD 时清零)。由 (14c) 式可得

$$\frac{\text{MML}}{\text{BWB-MOD}(\varepsilon_1 - \varepsilon_2)} \leq \Delta\omega \leq \frac{\text{MML} + \text{BWB-MOD} - 1}{\text{BWB-MOD}(\varepsilon_1 - \varepsilon_2)}. \quad (23)$$

(22b), (22c) 和 (23) 式给出了优先级 2 的报文的平均停留时间的取值范围。

5 数值结果和讨论

图 2 中给出了 $\alpha=0.6$, $\beta_1=0.2$, $\beta_2=0.1$, BWB-MOD=16, 报文长度为几何分布时, 报文平均停留时间随平均报文长度 MML 变化的曲线。曲线 1,2 分别对应采用优先级 1 和优先级 2, 是由 (3a), (3b), (22b), (22c), (23) 式得到的, “+” 为对应的仿真结果。可见报文平均停留时间几乎与 MML 呈线性关系, 在相同情况下, 节点采用不同优先级传送同样业务所得服务质量相差很大, 在本例中, 采用低优先级引起的报文平均停留时间约是采用高优先级时的两倍。

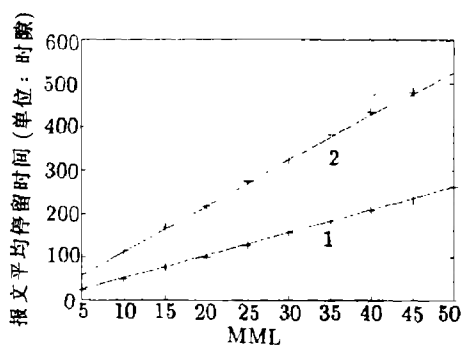


图 2 报文平均停留时间与平均报文长度的关系
($\alpha=0.6, \beta_1=0.2, \beta_2=0.1$)

+++ 仿真结果 --- 计算结果

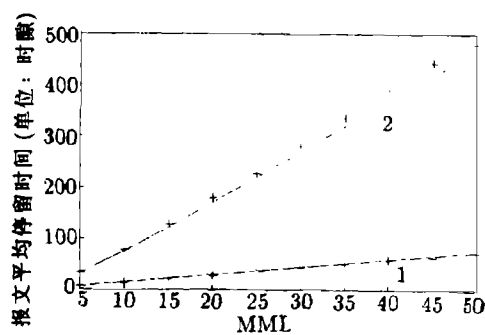


图 3 报文平均停留时间与平均报文长度的关系
($\alpha=0.2, \beta_1=0.1, \beta_2=0.6$)

+++ 仿真结果 --- 计算结果

图 3 给出了 $\alpha=0.2, \beta_1=0.1, \beta_2=0.6, \text{BWB-MOD}=16$, 报文长度为几何分布时, 报文平均停留时间与 MML 关系曲线。曲线 1,2 分别对应优先级 1,2。报文平均停留时间仍与 MML 呈近似的线性关系。本例中网络总负荷与上例相同, 但是负荷量分配结构发生了变化。若采用低优先级, 报文平均停留时间与上例中相差不大, 但若采用高优先级, 则报文平均停留时间约为上例中的 $1/3$, 只有采用低优先级时的 $1/7$ 到 $1/6$ 。

上述结果可由 (3a), (3b), (22b), (22c) 式得到解释。报文平均停留时间 (无论是低优先级还是高优先级) 皆包含了与 MML 呈线性关系的部分, 但是采用高优先级时的斜率为 $1/[(1-\alpha-\beta_1)v]$, 而采用低优先级时的斜率为 $1/(1-\alpha-\beta_1-\beta_2)$ 。在图 2 中, 前者约为后者的 $1/2$, 在图 3 中前者约为后者的 $1/7$ 。由此可见, DQDB 城域网采用优先级机制的作用非常明显, 特别是下游低优先级负荷比例较大时, 采用高优先级带来的服务性能的改善是十分明显的, 报文平均停留时间将以很大的幅度下降。因此在 DQDB 城域网中, 宜将某些负荷较轻但要求停留时间很短的业务 (如用以建立、拆除话音通路所需的信息) 设置成高优先级, 则即使在网络负荷较重的情况下, 其平均停留时间仍是很短的。

6 结 论

本文利用一个随机游动过程的暂态过程解, 得到了多优先级 DQDB 城域网中报文平均停留时间的表达式。在 DQDB 城域网中宜将一些负荷较轻、要求时延很短的控制信息设置成高优先级, 由此可带来明显的服务性能改善。

参 考 文 献

- [1] 孙海荣, 李乐民. 电子学报, 1993, 21(6): 27-34.
- [2] 孙海荣, 李乐民. 通信学报, 1993, 14(6): 1-7.
- [3] Bisdikian C C. IEEE J of SAC, 1991, SAC-9(8): 1562-1573.
- [4] Jing Wen, et al. Message Delay Analysis of the DQDB(IEEE 802.6) Network. INFOCOM'92, Florence, Italy: 527-534.
- [5] 孙海荣, 李乐民. 电子科学学报, 1995, 17(5): 484-491.

- [6] Standard IEEE 802.6, Distributed Queue Dual Bus(DQDB) Subnetwork of a Metropolitan Area Network(MAN), Dec. 1990.
- [7] Kaur H, *et al.* DQDB-An Access Delay Analysis. INFOCOM'90, San Francisco CA, USA: 630-636.

PERFORMANCE ANALYSIS OF DQDB MAN WITH MULTIPLE PRIORITIES

Sun Hairong Li Lemin

(University of Electronics Science and Technology of China, Chengdu 610054)

Abstract The performances of DQDB MAN with multiple priorities are analyzed. The expressions of mean message sojourn time in the buffer are derived. Computer simulations are consistent with the theoretical results.

Key words DQDB MAN, Multiple priorities, Mean message sojourn time, Random walk

孙海荣: 男, 1968 年生, 博士, 副教授, 现从事通信网方面的研究.

李乐民: 男, 1932 年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为通信与电子系统.