

# ATM 网络中 CBR 业务排队性能分析

赵 斌, 刘增基

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室, 陕西西安 710071)

**摘 要:** 分析了 ATM 网络中 CBR 业务排队性能, 给出了一种简单的计算信元丢失率和信元平均时延的表达式. 分析结果表明, 一方面在较小的缓冲区容量下, 即使 CBR 业务被分配的带宽大于等于其峰值速率, 也还存在着较大的信元丢失; 另一方面, 当复用的 CBR 业务源数目很大时, 只需要分配相对较小的缓冲区容量就可以满足十分低的信元丢失率要求. 该结果对于 ATM 设备中相应的缓冲区设计、带宽分配以及连接允许控制机制的研究具有重要的意义.

**关键词:** 宽带综合业务网; 异步转移模式; CBR; 排队

**中图分类号:** TN913.24 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2001)10-1306-04

## Queueing Analysis of CBR Traffic in ATM Networks

ZHAO Bin, LIU Zeng-ji

(National Key Laboratory of Integrated Service Network, Xidian Univ., Xi'an, Shanxi 710071, China)

**Abstract:** The problems of CBR (constant bit rate) traffic in ATM (Asynchronous Transfer Mode) networks are analyzed, and simple methods to calculate the cell loss ratio (CLR) and mean cell delay are derived. It is shown that on the one hand, even if a BW (bandwidth) equal to or larger than the Peak Cell Rate (PCR) is allocated for the CBR traffic, a large CLR may result in a small buffer system; on the other hand, with only a comparatively small buffer a very small CLR can be guaranteed when a large number of CBR sources are multiplexed. These results are important for the buffer design, BW allocation and connection admission control in ATM equipment.

**Key words:** broadband integrated service network; asynchronous transfer mode; CBR; queueing

### 1 引言

未来 B-ISDN 的成功在很大程度上依赖于其对各种类型业务(如语音、视频和数据)的统计复用性能. 由于不同类型的业务具有不同的业务特性和服务质量(QoS)要求, 这就要求 ATM 网络能够提供相应的机制以便在高效地提高资源利用率的同时确保不同类型的业务的 QoS. 恒定比特率(CBR)业务是 ATM 网络中普遍存在的一种业务, 研究 CBR 业务的排队性能, 特别是缓冲区容量对 CBR 业务信元丢失率的影响, 对于 ATM 交换机/复用器中相应的缓冲区设计、带宽分配以及连接允许控制(CAC)来说都是十分重要的.

文献[1]和[2]分析了无限容量缓冲区情况下 CBR 业务排队的稳态队长分布, 却未考虑有限容量缓冲区的情况, 文献[3]虽然给出了有限容量缓冲区下信元丢失率的表达式, 但其计算却过于复杂. 本文首先在前人的基础上对无限容量缓冲区下 CBR 业务排队的一些性能作了进一步的讨论, 然后分析了有限容量缓冲区情况下 CBR 业务的排队性能, 并给出了一种简单的计算信元丢失率和信元平均时延的表达式.

### 2 无限容量缓冲区情况下 CBR 业务排队性能

#### 2.1 排队模型

ATM Forum 在其建议“流量管理 4.0”中定义了五种不同的业务类型, 即 CBR(constant bit rate)、VBR(variable bit rate, 该业务又分为实时的 VBR 和非实时的 VBR 两种类型)、ABR(available bit rate)和 UBR(unspecified bit rate)业务. 由于不同类型的业务具有不同的业务特性和服务质量(QoS)要求, 因此考虑一个输出排队的 ATM 交换机, 在其每一个输出端口处, 通常需要为每一种类型的业务建立一个相应的缓冲区, 此时不同类型业务所产生的信元在不同的缓冲区中进行排队, 从而能够为不同类型的业务提供各自的 QoS 保证. 这一思想广泛地应用于 ATM 相关的性能分析中<sup>[5,6]</sup>, 并且在实际的应用中得到了采纳, 例如, 在 Lucent(朗讯)公司最新推出的一组 ATM 交换芯片 ALM、ABM 中<sup>[7]</sup>, 为每个输出端口提供了四种缓冲区, 分别对应于 CBR、rt-VBR、nt-VBR 和 ABR、UBR 业务.

基于上述分析, 假设在一个输出排队的 ATM 交换机中, 每一个输出端口为不同类型的业务分配了相应的缓冲区和带

宽,其中分配给 CBR 业务的缓冲区容量为  $\infty$ , 带宽(服务速率)为  $C$ . 此时考虑其中任一输出端口, 根据 CBR 业务源周期传输信元的特点, 可以采用  $N * D/D/1^U$  的离散时间排队模型, 如图 1 所示.

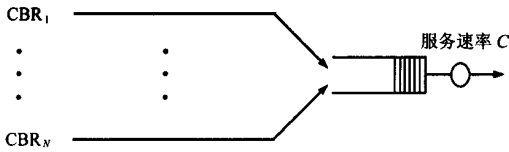


图 1 CBR 业务排队模型( $N * D/D/1$ )

该排队模型采用单个服务员, 先来先服务且服务时间确定, 到达为  $N$  个相互独立的同类 CBR 业务源, 它们均以  $D$  为周期传输信元, 其中  $D$  为服务速率与 CBR 业务到达速率之比(例如: 当 CBR 业务为 1.5M bps 恒定比特率的视频 T1 仿真业务且服务速率为 150M bps 时,  $D=100$ ). 将时间轴划分为等长的时隙, 每个时隙用于一个信元的传输, 则该系统在时间轴上呈现周期性, 每个周期由  $D$  个时隙组成, 假设在每个周期内  $N$  个 CBR 业务源的信元到达服从均匀分布, 此时业务负荷为  $N/D$ , 为了满足统计平衡条件, 要求  $N \leq D$ .

2.2 信元到达和离去模型

这里采用图 2 所示的信元到达和离去模型, 即新的信元在每个时隙开始的时刻到达, 每个被服务的信元在时隙结束的时刻离去<sup>[3]</sup>.

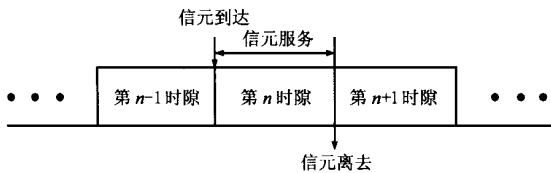


图 2 信元到达和离去模型

定义以下变量:  $A(n)$  为第  $n$  时隙开始时刻到达的信元个数;  $L_q(n)$  为第  $n$  时隙结束时刻系统等待队长(不包括该时隙结束时刻服务完并离去的信元);  $L(n)$  为第  $n$  时隙系统队长(包括该时隙排队等待的信元和正在服务的信元).

则有 
$$L(n) = L_q(n-1) + A(n) \tag{1}$$

$$L_q(n) = [L(n) - 1]^+ \tag{2}$$

其中,  $x^+ = \max(x, 0)$

2.3 稳态队长分布

由式(1)、(2)得

$$\begin{cases} L_q(n-1) = [L(n-1) - 1]^+ \\ L(n) = [L(n-1) - 1]^+ + A(n) \end{cases} \tag{3}$$

令初始条件为  $L(0) = 0$ , 可得  $L(n) = \max_{0 \leq i < n} (\sum_{j=n-i}^n A(j) - i)$ ,  $n > 0$

由于  $N \leq D$  且到达过程是周期的, 即  $A(n) = A(n \bmod D)$ , 显然  $L(n)$ ,  $n \geq D$  也是以  $D$  为周期的, 此时系统处于稳态, 并且

$$L(D) = \max_{0 \leq i < D} (\sum_{j=D-i}^D A(j) - i) \tag{4}$$

现假设  $x \geq 0$ , 则<sup>[2]</sup>

$$Pr[L(D) > x] = Pr[\exists i, 0 \leq i < D, \text{使得} \sum_{j=D-i}^D A(j) - i = x + 1]$$

$$= \sum_{r=1}^{N-x} C_N^{x+r} (\frac{r}{D})^{x+r} (1 - \frac{r}{D})^{N-x-r} (\frac{D-N+x}{D-r})^{x+r}$$

定义  $G(x) = Pr[L > x]$ , 由稳态特性知

$$G(x) = Pr[L(D) > x] = \sum_{r=1}^{N-x} C_N^{x+r} (\frac{r}{D})^{x+r} \cdot (1 - \frac{r}{D})^{N-x-r} (\frac{D-N+x}{D-r})^{x+r} \tag{5}$$

$\therefore$  系统稳态队长分布

$$F(x) = Pr[L \leq x] = 1 - G(x) = 1 - \sum_{r=1}^{N-x} C_N^{x+r} (\frac{r}{D})^{x+r} \cdot (1 - \frac{r}{D})^{N-x-r} (\frac{D-N+x}{D-r})^{x+r} \tag{6}$$

2.4 几个重要的性能指标

(1) 系统等待队长稳态分布, 定义

$$G_q(x) = Pr[L_q > x], F_q(x) = Pr[L_q \leq x]$$

由式(2)得

$$G_q(x) = G(x+1) = \sum_{r=1}^{N-(x+1)} C_N^{(x+1)+r} (\frac{r}{D})^{(x+1)+r} \cdot (1 - \frac{r}{D})^{N-(x+1)-r} (\frac{D-N+(x+1)}{D-r})^{(x+1)+r}$$

则系统等待队长稳态分布

$$F_q(x) = 1 - G_q(x) = 1 - \sum_{r=1}^{N-(x+1)} C_N^{(x+1)+r} (\frac{r}{D})^{(x+1)+r} \cdot (1 - \frac{r}{D})^{N-(x+1)-r} (\frac{D-N+(x+1)}{D-r})^{(x+1)+r}$$

(2) 信元排队等待时间稳态分布

定义  $T_q$  为信元排队等待时间, 且  $W_q(x) = Pr[T_q \leq x]$ , 由 Little 公式得

$$W_q(x) = \frac{D}{N} F_q(x) = \frac{D}{N} (1 - \sum_{r=1}^{N-(x+1)} C_N^{(x+1)+r} (\frac{r}{D})^{(x+1)+r} \cdot (1 - \frac{r}{D})^{N-(x+1)-r} (\frac{D-N+(x+1)}{D-r})^{(x+1)+r})$$

(3) 系统忙时概率

$$Pr_{忙} = Pr[L > 0] = G(0) = N/D$$

3 有限容量缓冲区情况下 CBR 业务排队性能

3.1 稳态队长分布

假设一个具有无限容量缓冲区的系统, 其稳态队长为  $L$ , 而一个有限容量缓冲区(容量为  $B$ ) 的系统稳态队长为  $L_B$ , 则有  $Pr(L_B > x) \leq Pr(L > x)^{[4]}$ .

因此在一个具有有限容量缓冲区(容量为  $B$ ) 的系统中, 其队长稳态分布为

$$Pr(L_B > x) \leq G(x) = \sum_{r=1}^{N-x} C_N^{x+r} (\frac{r}{D})^{x+r} (1 - \frac{r}{D})^{N-x-r} \cdot (\frac{D-N+x}{D-r})^{x+r} \tag{7}$$

3.2 信元丢失率

直观上看, 由于 CBR 业务周期地传输信元, 因此只要在输出端口其分配容量为  $N-1$  的缓冲区, 并且服务速率大于  $N$  个 CBR 业务峰值速率之和时, 则不会发生信元丢失. 但是, 当  $N$  值很大时, 例如: 当  $C$  为 622Mbps 时, 可以复用大约 1 万个 64Kbps 的无压缩语音业务, 此时在 ATM 交换机中的每一个

输出端口为 CBR 业务分配如此大容量的缓冲区是不现实的,也是不必要的.事实上,研究缓冲区容量对 CBR 业务信元丢失率的影响对于相应的 ATM 交换机/复用器缓冲区设计、带宽分配以及连接允许控制(CAC)都是十分重要的.

文献[1]和[2]中,用无限容量缓冲区系统的队长尾部分布来近似有限容量缓冲区(容量为  $B$ )系统中的 CLR(信元丢失率),即  $CLR \approx Pr(L > B) = G(B)$ ,这种近似方法有时会导致较大的误差,如图 3、图 4 所示.

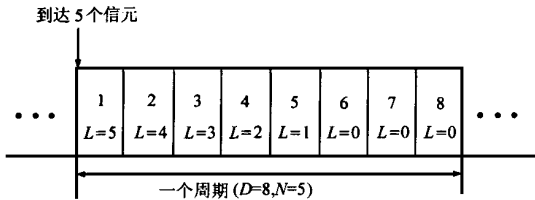


图 3 无限容量缓冲区情况

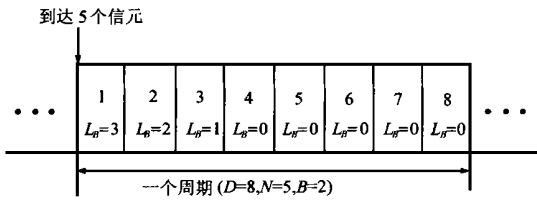


图 4 有限容量缓冲区情况

图 3 中,  $G(B) = G(2) = Pr(L > 2) = 3/8$ ,而从图 4 中可以看出  $CLR = 2/5$ ,此时两者存在着较大的误差,且  $CLR > G(B)$ .之所以会这样,是因为两者考虑的对象不同,前者是信元,而后者是系统状态.

本文利用 CLR 和无限容量缓冲区系统信元逗留时间之间的关系,得到了一种简单的更为精确的 CLR 表达式.

首先考虑一个处于稳态的具有无限容量缓冲区的系统,  $G(B+1)$  为其系统队长大于  $B+1$  的概率,即  $G(B+1) = Pr[L > B+1]$ .定义  $T$  为信元在系统中的逗留时间,且  $W(B+1) = Pr[T > B+1]$ ,则利用 Little 公式可得

$$W(B+1) = \frac{G(B+1)}{\lambda} = \frac{DG(B+1)}{N}$$

在一个有限容量缓冲区(容量为  $B$ )的系统中,当一个信元到达系统由于缓冲区溢出而被丢弃时,则对应于上述具有无限容量缓冲区的系统,其在系统中的逗留时间必然大于  $B+1$ .

因此一个有限容量缓冲区(容量为  $B$ )的系统的信元丢失率

$$\begin{aligned} CLR &\leq W(B+1) = \frac{D}{N}G(B+1) \\ &= \frac{D}{N} \sum_{r=1}^{N-(B+1)} C_N^{(B+1)+r} \left(\frac{r}{D}\right)^{(B+1)+r} \\ &\quad \cdot \left(1 - \frac{r}{D}\right)^{N-(B+1)-r} \left(\frac{D-N+(B+1)}{D-r}\right) \end{aligned} \quad (8)$$

同样以图 3、图 4 为例,利用式(8)可得  $CLR \leq (8/5) * G(3) = 2/5$ ,该值与实际结果是一致的.

3.2 信元平均时延

定义  $E_d$  为信元的平均时延,利用 Little 公式及式(7)、式(8),有

$$\begin{aligned} E_d &= \frac{\text{平均队长}}{\text{单位时间进入系统的平均信元数}} \\ &= \frac{E[L_B]}{\lambda_e} = \frac{\sum_{x=1}^{B+1} x Pr(L_B = x)}{\lambda_e} = \frac{\sum_{x=0}^{B+1} Pr(L_B > x)}{\lambda_e} \\ &\approx \sum_{x=0}^B G(x) / \frac{N}{D} (1 - CLR) \approx \sum_{x=0}^B G(x) / \left[\frac{N}{D} - G(B+1)\right] \end{aligned} \quad (9)$$

4 数值计算与仿真结果

图 5 和图 6 给出了复用多个 CBR 业务源时,缓冲区容量与信元丢失率间的对应关系,这里采用式(8)来计算信元丢失率并进行了仿真,由于利用计算机仿真的方法很难得到十分低的丢失率,因此这里采用  $10^{-6}$  作为仿真的最小丢失率.图 5 中,  $N$  为 CBR 业务源的个数,分别为 50, 100, 500, 1000, 业务负荷均为 1;图 6 中,业务负荷为 0.9.这里的业务负荷代表了 CBR 业务被分配的带宽与其峰值速率的关系,例如图 5 中,当复用 500 个 64Kbps 电话业务时,服务速率为  $500 * 64 / 1 = 32\text{Mbps}$ ,此时每一路 CBR 业务被分配的带宽为  $64 / 1 = 64\text{Kbps}$ ,也就是其峰值速率.图 6 中,当复用 500 个 64Kbps 电话业务时,服务速率为  $500 * 64 / 0.9 \approx 35\text{Mbps}$ ,此时每一路 CBR 业务被分配的带宽为  $64 / 0.9 \approx 71\text{Kbps}$ .

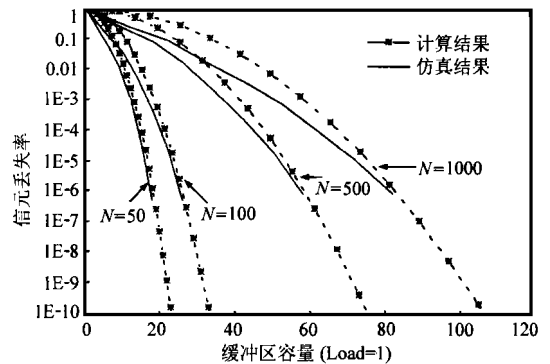


图 5 CBR 业务源信元丢失率 (负荷=1.0)

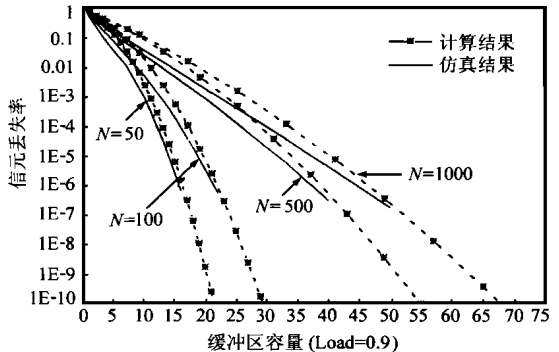


图 6 CBR 业务源信元丢失率 (负荷=0.9)

由于式(8)给出的是信元丢失率的上界,因而在图 5 和图 6 中利用仿真方法得到的信元丢失率小于计算得到的值,所以利用本文的计算方法估计 CLR 是可信的.同时,从图 5 和图

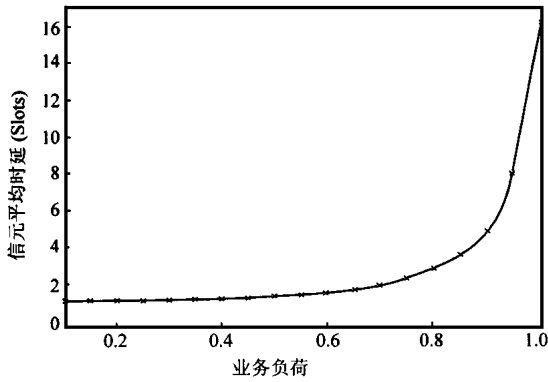
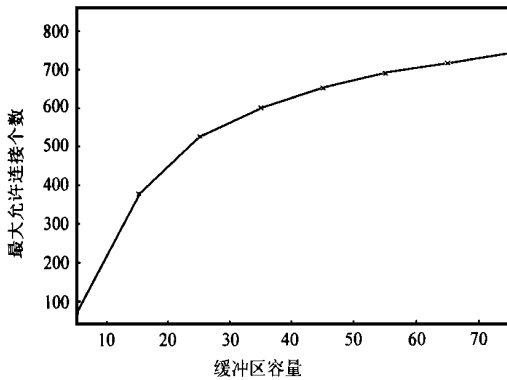


图 7 CBR 业务源信元平均时延

图 8 CBR 业务源最大允许连接数( $C = 50\text{Mbps}$ )

6 中可以看到, 当  $CLP < 10^{-5}$  时, 仿真和计算得到的结果接近一致, 考虑到 CBR 业务要求十分低的信元丢失率, 因此利用本文的计算方法对 CBR 业务进行带宽分配和连接允许控制时可以得到较为精确的结果。

由图 5 和图 6 可以得到两点结论: 一方面, 在较小的缓冲区容量下, 即使被分配的带宽大于等于峰值速率, 也还存在着信元丢失, 例如图 5 中,  $N = 1000$ ,  $B = 60$  时, 信元丢失率约为  $1 * 10^{-3}$ ; 另一方面, 当  $N$  值很大时, 只需要分配相对较小的缓冲区容量就可以满足十分低的信元丢失率要求, 而完全不必象直观上看到的那样为其分配容量为  $N - 1$  的缓冲区。例如图 5 中, 当  $N = 1000$  时, 只要分配的缓冲区容量大于 100, 则可以使  $CLR \leq 1 * 10^{-9}$ 。另外, 从图中还可以看到, 在一定的信元丢失率下, 业务负荷越小, 即被分配的带宽越大时, 所需要的缓冲区容量则越小, 这表明在缓冲区容量较小的情况下, 可以采取为 CBR 业务分配较大带宽的方法来满足所要求的信元丢失率。

图 7 给出了复用多个 CBR 业务源时, 信元平均时延与业务负荷的关系, 这里采用了式 (9) 来进行计算信元平均时延。图中, CBR 业务源为 64Kbps 的语音业务, 服务速率为 50Mbps, 缓冲区容量为 40。图 8 则给出了复用多个 CBR 业务源时, 利用式 (8) 进行 CAC 所得到的结果。图中, CBR 业务源为 64Kbps 的电话业务, 服务速率为 50Mbps, 信元丢失率要求为  $10^{-9}$ 。

从图 7 中可以看到, 信元的平均时延是十分小的, 即使在负荷为 1 时, 其平均时延也仅约为  $17 * (53 * 8) / (50 * 10^6) \approx 0.15\text{ms}$ , 而一个 64Kbps 语音业务的打包时延为  $53 * 8 / (64 *$

$10^3) \approx 6\text{ms}$ 。可见, 在 CBR 业务信元的端到端时延中, 与打包时延相比, 信元在 ATM 设备中的排队时延通常只占很小的比例。

## 5 结束语

通过对 ATM 网络中 CBR 业务排队性能的分析, 给出了一种简单的计算信元丢失率和信元平均时延的表达式, 并得到以下结论: 在较小的缓冲区容量下, 即使 CBR 业务被分配的带宽大于等于其峰值速率, 也还存在着较大的信元丢失; 当复用的 CBR 业务数目很大时, 只需要分配相对较小的缓冲区容量就可以满足十分低的信元丢失率要求; 在 CBR 业务信元的端到端时延中, 与打包时延相比, 信元在 ATM 设备中的排队时延通常只占很小的比例。这些结论对于 ATM 设备中相应的缓冲区设计、带宽分配以及连接允许控制的研究具有重要的意义。

## 参考文献:

- [1] J W Roberts, J T Vitamo. The superposition of periodic cell arrival streams in an ATM multiplexer [J]. IEEE Trans. on Commun., 1991, 39(2): 298-303.
- [2] A Bhargava, P Humblet, M G Hluchyj. Queueing analysis of continuous bit stream transport in packet networks [A]. IEEE Proc. GLOBECOM [C], 1989: 903-907.
- [3] T C Hou, A K Wong. Queueing analysis for ATM switching of mixed continuous bit rate and bursty traffic [A]. IEEE Proc. INFOCOM [C], 1990: 660-667.
- [4] E Buffet, N G Duffield. Exponential upper bounds via martingales for multiplexers with Markovian arrivals [J]. J. Appl. Probab., 1994, 31(4): 1049-1060.
- [5] G D Veciana, G Kesidis, J Walrand. Resource management in wide area ATM networks using effective bandwidths [J]. IEEE J. Select. Areas Commun., 1995, 13(6): 1081-1090.
- [6] A Hung, G Kesidis. Bandwidth scheduling for wide area ATM networks using virtual finishing times [J]. IEEE/ACM Trans. Networking, 1996, 4(1): 49-54.
- [7] ATLANTA™ ATM buffer manager data sheet [Z]. Lucent Technologies, 1997.

## 作者简介:



赵 斌 男, 出生于 1970 年 9 月, 西安电子科技大学通信与信息系博士研究生, 当前主要研究方向为综合业务网与 ATM 技术。

刘增基 出生于 1937 年 12 月, 现为西安电子科技大学教授、博士生导师、综合业务网国家重点实验室主任、中国通信学会会员。当前主要从事宽带网络技术的研究。