

文章编号:1000-582x(2000)05-0053-04

具有开-关通信源的 ATM 网络信元丢失分析

李波, 朱庆生

(重庆大学 计算机学院, 重庆 400044)

TN 915.2

摘要: 在 ATM 交换中, 由于缓冲区造成的数据丢失是影响 ATM 网络性能的一个重要问题。ATM 网络必须设计得使信元丢失较低和可以预测信元丢失以保证用户的质量。已有的研究都是通过分配带宽和确定缓冲区大小来控制信元的丢失。这些方法有两个明显的缺点: 1) 在最好情况时造成分配资源(带宽和缓冲区)过多。2) 在最坏情况时造成资源分配(带宽和缓冲区)不足。笔者通过对具有开-关通信源系统的信元丢失的精确分析, 得到了一系列有关缓冲区大小、带宽分配和信元丢失概率之间的关系。利用这些关系进行资源分配可以克服上述缺点。

关键词: ATM 网络; 信元丢失; 缓冲区; 带宽

中图分类号: TN 301

文献标识码: A

开-关通信源

信元丢失主要是由于缓冲区过溢造成的, 信元丢失必定影响 ATM 的性能。过度的信元丢失势必对多媒体视频和语音的应用造成严重的影响。信元丢失也将影响到数据的应用, 由于一个数据包包含了几百个信元, 即使较低的信元丢失也可能对使用 TCP/IP 协议的网络造成严重的影响^[1]。当前的研究主要集中在连接接受和拥塞控制方面寻找有效的办法。它们是缓冲区管理技术和信息流管理技术。缓冲区管理技术控制 ATM 交换机中数据的移动, 信息流管理技术则控制 ATM 交换机与连通设备之间的数据移动, 目前有两种: 预防与反映^[1]。“漏桶算法”是预防信息流管理的标准形式。在每个虚电路上的 GCRAS 能管制(强制)各种速率参数。并有两种 GCRAS 强制——基于统计数据的强制和基于拥塞的强制。当信元超过参数时, 即使交换机几乎全空, 基于统计数据的强制仍将丢弃一个连机上的信元。ATM 网络中的信元丢失是一个十分值得研究的问题, 在文献[4]中, 漏桶被用来分析突发型流量, 在文献[1]中提出了一般的开关通信理论模型。在文献[2]中用 MMDP 来研究队列大小对信元丢失的影响。在[3]中提出了一般的信元丢失函数。

为了确保 ATM 网络对连接接收的有效, 对信元丢失作深入的数学分析是必要的。原方法^[2-4]的缺点是在最坏情况下分配的缓冲区和带宽不能满足它所需求的, 在最好情况下分配的缓冲区和带宽小于它所需求的。

在本文中, 笔者对单队列多通信信源和多队列多通信信源进行了研究和分析, 得到了一系列关系。这些关系能用于 ATM 网络交换中的缓冲区过溢和带宽分配的计算。

1 网络-信源模型

现用一个开-关通信源模型来刻画 ATM 网络的流量。这个模型假定通信信源模型要么传输, 要么空闲, 并且这个过程是周期性的。该模型的通信参数有: 峰值信源速率(PCR)、持速信源速率(SCR)、最大突发大小(MBS), 这些参数用于一般信源率算法(GCRA)即一种漏桶基算法, 这种算法对网络和用户的连接提供一种契约。有两类连接算法 GCRA($T_p, 0$)和 GCRA(T_s, t_s)。前者描述信源每间隔 $1/T_p$ 时间单位到达。后者表示信源在 T_s 时间内每隔 t_s 时间到达。 T_p, T_s, t_s 由 PCR, SCR, MBS 计算。 $T_p = V_p^{-1}$,

收稿日期: 1999-12-27

基金项目: 国家教育部基金资助项目(97-305)

作者简介: 李波(1966-), 男, 重庆市人, 西南农业大学计算机系副教授, 重庆大学博士, 主要研究方向: 多媒体数据传输与压缩、网络通信。

$$T_S = V_S^{-1}, t_S = \text{Max}_M - 1)(T_S - T_p)$$

1.1 单开-关通信源模型

该模型表示通信源在 t_{on} 时间内以速率 R 发送数据,在 t_{off} 时间内空闲。这种过程周期性地重复,如图 1 所示。通信源模型是一个不断更新的过程。 R 随传输时间可变,它关于 PCR (根据 ATM 通信参数), t_{on} 可由 MBS 计算, t_{off} 是空闲时间。由于信源速率 SCR 等于信源被传输时间乘传输的峰值。又被传输的时间是 $t_m(t_m + t_{off})$,因此 t_{off} 可计算。

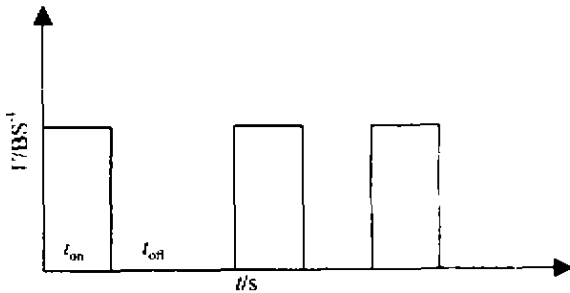


图 1 单开-关通信源模型

1.2 多开-关通信信源

对于这种模型,队列中的流量是不能被精确定义的。信源可被同时发送,也可不同时发送。最好的情况是 N 个信源同时发送,这是每个信源的模型(如图 1)。它们有同时的 t_{on} 和 t_{off} ,只不过在 t_{on} 时间内发送数据的速率为 NR 。

最坏的情况是 N 个信源在 $[0, T]$ 内等距离间隔发送,这而, $T = t_{on} + t_{off}$ 有两种情况,一种是一个信源发送的结束刚好是另一个信源发送的开始,因此 $t_{on} = (mt)/N, m$ 为一整数并且 $0 < m < N$, 传输速率为 Rm 。一般情况为 $T_m/N < t_{on} < T(m+1)/N$ 。这时流量模型如图 2。

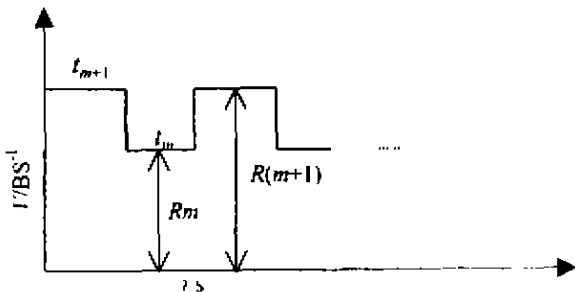


图 2 多开关通信信源模型

如果 $m = 0$, 这就是一个单开-关过程。一般而言,这

个过程在 m 和 $m + 1$ 个资源间交替进行,这是 m 个信源在 t_m 时间内发送, $m + 1$ 个信源在 t_{m+1} 时间内发送。同时有,

$$t_m = (m + 1)T/N - t_{on}, t_{m+1} = t_{on} - Tm/N$$

2 在多信源、单队列系统中带宽、缓冲区和信源丢失概率的分析

这种情况可描述为图 3。通信源可同时发送也可不同时发送。有 N 个信源,每个的发送速度为 R , 输出线路的带宽为 $C(B \cdot s^{-1})$ 。每个通信源在 t_{on} 时间内发送,在 t_{off} 时间内空闲。缓冲区(当不空时)以 $C(B \cdot s^{-1})$ 减少(由于线路的输出)。缓冲区的大小为 X 个信源。

2.1 最好情况时信源不丢失的条件

已知当 N 个信源同时发送时为最坏情况,为保证信源不丢失(由缓冲区过溢造成)可得到下面条件。

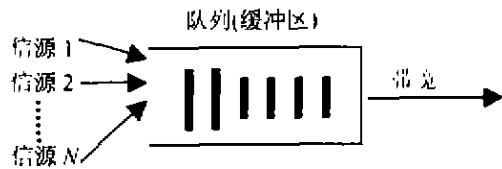


图 3 多信源、单队列模型

原理 1 不论通信源发送的顺序如何,信元不丢失的充分与必要条件为 C, X 满足下列不等式:

$$NRt_{on} \leq X + Ct_{on} \tag{1}$$

$$NRt_{on} \leq CT \tag{2}$$

这里 $T = t_{on} + t_{off}$ 。此原理的正确性很明显,不作证明了。

条件(1)保证首次发送在发送过程中不造成缓冲区过溢,不等式(2)保证在下次发送过程中不造成缓冲区过溢。

2.2 最坏情况时防止信源丢失的条件

最坏情况时为了防止信源丢失,缓冲区的大小 X 所必须满足的条件,此时每个通信源发送时间的间隔为 T/N 。

原理 2 当 $C = NRt_{on}/T$ 时,要使信源不丢失,最小缓冲区 X 必须满足 $TR|r| - (1 - |r|)/N \leq X$, 这里 $r = Nt_{on}/T$ 。注意 $C = NRt_{on}/T$ 也是 C 满足信

源不丢失的最小C(由原理1可看出)。 $[r]$ 表示r的整数部分, $\{r\}$ 表示r的小数部分。

证明:如果r为整数,则r为每个信源的发送时间。由于 $C = NRt_{on}/T = Rr, X = 0$ (因线路的带宽大于信源发送的总信息量),这时上述不等式成立。现假定r不是整数,则同时传输的信源在 $[r]$ 和 $[r] + 1$ 之间。上述不等式意味着在时间长度T内的任意一间隔t有 $X(t) = 0$,因此在信源被发送的区间内 $X(t) \neq 0$ 。由于这是的缓冲区被用来调节超出的流量。因此在 $[r]$ 个信源发送的末端 $X(t) = 0$ 。因此,只需找最小X,它不超过 $[r] + 1$ 。而这个时间段是 $t_{on} - [r]t/N$,因此我们有:

$$\begin{aligned}
X &\geq (t_{on} - [r]T/N)\{([r] + 1)R - C\} = \\
&(rT/N - [r]T/N)\{([r] + 1)R - Rr\} = \\
&TR\{r - [r]\}\{1 - (r - [r])/N\} = \\
&TR\{r\}(1 - \{r\})/N
\end{aligned}$$

2.3 最坏情况时信源被丢失的概率

在 t_{on} 时间段内被传输的信元数为: $C^{(on)} = \min(NR, C)t_{on}$, 在 t_{off} 时间段内被传输的信元数为: $C^{(off)} = \min(NRt_{on} - C^{(on)}, Ct_{off}/X)$ 。因此丢失的概率等于 $1 - (C^{(on)} + C^{(off)})/NRC$ 。

2.4 在最好情况时信源丢失的概率

在这儿,信元到达在 t_m, t_{m+1} 这两个时间段内($m, m + 1$ 个信源被发送)有两种情况。

1) $C < Rm$ 。如果 $C < Rm$,则在 $t_m - t_{m+1}$ 时间段内线路一直以C传输。这时丢失概率等于 $1 - C(t_m + t_{m+1})mRt_m + (m + 1)Rt_{m+1}$ 。

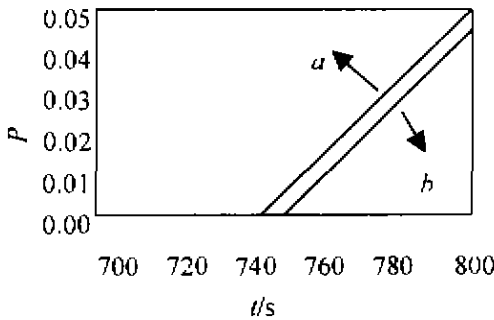


图4 最好、最坏情况时信元丢失情况概率分布情况

2) $C > Rm$ 。如果 $C > Rm$,则队列X的大小在 t_m 时间段内逐渐减少。在 t_{m+1} 被传输的信元数为 $C^{(m+1)} = \min\{(m + 1)R, C\}t_{m+1}$, 在 t_m 被传输的信元数为

$C^{(m)} = \min\{mRt_m + (m + 1)Rt_{m+1} - C^{(m+1)}, Ct_m, X - mRt_m\}$ 。因此信元丢失的概率等于 $(1 - (C^{(m+1)} + C^{(m)})(mRt_m + (m + 1)t_{m+1}))$ 。图4为计算机数字模拟,它展示了前述的信元丢失概率情况。其中a表示最坏情况,b表示最好情况。 $N = 700 \sim 800, R = 100$ cells/s, $t_{on} = 100$ ms, $t_{off} = 50$ ms, $C = 5000$ cells/s, $X = 2475$ cells。

3 在多信源和多队列中的信元丢失分析

模型如图5。

这里总的信源数为 $N_1 + N_2 + \dots + N_k$,每个信源以R发送,为了下面的叙述方便,不失一般性,假定 $N_1 \geq N_2 \geq \dots \geq N_k \geq 0$ 。输出的线路以带宽C(B/s)传输所有的信元。每个队列的大小为X个信元。

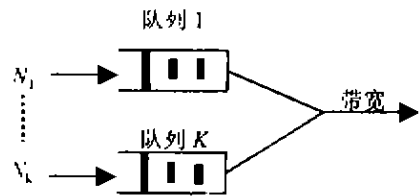


图5 多队列和多资源模型

3.1 在最坏情况时防止信元丢失的条件

在最坏情况下,决定N个信源同时发送。首先,计算对每个K组可用的最大带宽。然后找到群数。

方法:对每个 $j = k, k - 1, \dots, 1$ 计算($J = k$ 时,定义为 $B_j = (1/J)\{JC/K\} + \sum(C/K - N_jR)$)和 $u_j = N_jR - B_j$ 。 B_j 代表对每一个 N_k 的可用的最大带宽, u_j 为每组实际所需的带宽与最大带宽之差。

a) 找最大j使 $u_{j+1} \leq 0, u_j > 0$ 。如果 $u_j > 0$ 则令 $j = k$ 。如果 $u_j \leq 0$,则令 $j = 0$ 。选择j定义为 j_0 。

b) 如果 $j_0 = 0$,则只要C, X满足下列条件,就不会产生信元丢失。

原理3 只要X, C满足下述条件,则系统就不会产生信元丢失。

$$N_1Rt_{on} \leq X + Ct_{on}B_{j_0} \tag{3}$$

$$\sum N_jRt_{on} \leq t_{off} + t_{on} \tag{4}$$

证明:如果 $j = 0$,则 $u_j = 0$,这表明 $NR \leq C$ 。显然此时无信元丢失。现假定 $j_0 < 1$,条件(4)意味着在第一个 $t_{off} + t_{on}$ 时间段内,所有的缓冲区(队列)为空。对于

每个信元不丢失这是一个明显的条件,否则,缓冲区将增加直到有一个缓冲区溢出。现假定条件(4)满足,再来证明条件(3)为信元不丢失的充分与必要条件。如对组 $j+1, j+2, \dots, k$ 无队列,则 B_j 等于从 $j+1$ 到 k 的带宽的差(因为它们用这个带宽)再加上初始时最大组 j 分配的带宽 jC/k 除以最大组的数目。如果 $u_k > 0$, 则组 k 的信元在发送时将出现缓冲区不为空。如果对 j 有 $u_k \leq 0, \dots, u_{k+1} \leq 0$ 则从组 $j+1$ 到组 k 将无队列出现。又因为 $u_{j_0} > 0$, 因此在信元传输期间 j_0 组的缓冲区将不为空。它的有效带宽 j_0 将不能满足所有的输入流。在组 $1, 2, \dots, j_0$ 将出现队列,对带宽的最大的需求组 1。因此信元不丢失的条件为 $N_1 R t_{on} \leq X - t_{on} B_{j_0}$ 即是条件(3)。

3.2 最坏情况时信元丢失的概率

这是每个队列可用带宽将随时间变化。在 t_{on} 分配给每个队列的带宽。随 j 从 k 到 1, 可计算每个 j 的带宽。

$$B_j^{(on)} = \min\{C/K + |C(K-1) - \Sigma B_i^{(on)}|/j, RN_j\}$$

$$B_j^{(off)} = \min\{C/K + |C(K-1) - \Sigma B_i^{(on)}|/j, (RN_j - B_j^{(on)}) t_{on}/t_{off}, X/t_{off}\}$$

$$C_j^{(on)} = B_j^{(on)} t_{on}, C_j^{(off)} = B_j^{(off)} t_{off}$$

因此信元丢失的概率等于

$$1 - \Sigma\{C_j^{(on)} + C_j^{(off)}\}/RN t_{on}$$

4 结束语

对 ATM 网络的信元丢失作了理论分析,得到了一系列规则和在在不同情况下信元的丢失概率。利用这些规则和公式可以确定 ATM 网络的带宽分配和缓冲区的大小。

参考文献:

- [1] ROMANOW A. Dynamics of TCP traffic over ATM networks[J]. IEEE J. Select. Areas Commun, 1995, 13(4): 633-641
- [2] TURNER J. New direction in communications(or which way to the information age)[J]. IEEE Commun. 1986, 34: 8-15
- [3] BONOMI F. The rate-based flow control framework for the available bit rate ATM service[J]. IEEE Netw. 1995, 9(2): 25-39.
- [4] WONG F Q. A deterministic fluid model for cell loss in ATM networks[A]. Proceedings of IEEE INFOCOM[C]. U.S.A, 1996. 395-400
- [5] ZHENG L M. Enhanced timed round-robin traffic control schemes for ATM networks[A]. Proceedings of the 21st IEEE conference on local computer networks[C]. U.S.A, 1996 249-258.

Cell Loss Analysis Based ATM Networks of On-Off Traffic Source

Li Bo, ZHU Qing-sheng

(College of computer science, Chongqing University, Chongqing 400044, China)

Abstract: Cell loss, which occurs when buffers overflow in ATM switches, is a key measure for the performance of an ATM network. An ATM network must be designed for very low and predictable cell loss probabilities to provide adequate quality of service for all users. Many methods have been proposed for allocating bandwidth and determining buffer size requirements to provide quality-of-service guarantees. These methods are subject to overly optimistic allocations or overly pessimistic allocations. The authors present an exact analysis of cell for on-off traffic source which can be used in concert with probabilistic methods to ensure that buffer and bandwidth allocation are made between the best case and worst case requirements.

Key words: ATM networks; cell loss; buffer sizing; bandwidth

(责任编辑 吕赛英)