

ATM 网络流量控制中的活动 VC 计算方法

许莉¹, 姜超²

(1. 西南科技大学计算机科学与技术学院, 绵阳 621000; 2. 机械科学研究总院先进制造技术研究中心, 北京 100083)

摘要: ATM 网络 ABR 业务流量控制是一种基于速率的流量控制机制。在 ERICA 算法的基础上, 提出有效活动虚连接的计算方法, 根据它们的活动度计算活动连接的有效数值, 从而准确计算出处于活动状态的源端数, 将未用带宽在 ATM 网络 ABR 连接之间公平且准确地进行分配, 体现了 Max-Min 公平分配准则, 能保证算法的高效性和带宽分配的公平性。

关键词: ATM 网络; ABR 业务; 流量管理

Active VC Calculation Method of ATM Network Flow Control

XU Li¹, JIANG Chao²

(1. School of Computer Science and Technology, Southwest University of Science and Technology, Mianyang 621000;

2. Advanced Manufacturing Technique Center, Mechanical Science Research Institute, Beijing 100083)

【Abstract】 This paper proposes active Virtual Circuit(VC) calculation method for traffic control of Asynchronous Transfer Mode(ATM) network Available Bit Rate(ABR) service, which is a rate-based traffic control scheme. The method based on ERICA algorithm can accurately calculate effective account of active sources according to VC's active level, and allocate unused bandwidth among all ABR VCs. It shows the rule of Max-Min fair allocation, and ensures the efficiency and fairness of algorithm.

【Key words】 Asynchronous Transfer Mode(ATM) network; Available Bit Rate(ABR) service; traffic management

1 概述

目前已经有许多基于速率的控制算法用以控制 ATM (Asynchronous Transfer Mode)网络 ABR(Available Bit Rate)业务的流量, 这些算法的目标是快速地获得可用带宽信息, 并在所有 ABR 连接中公平地分配带宽。ATM 论坛提出的明确速率指示的拥塞避免算法(ERICA)^[1]能够保证每一条虚连接(Virtual Circuit, VC)公平地分配带宽, 并提高网络的利用率。然而, ERICA 算法判断一个 VC 是否为活动的主要根据是在这个平均间隔内源端是否至少发送了一个信元。用这种方法判断很不准确, 因为这不仅受交换机平均时间间隔大小的影响, 而且该方法忽略了网络中有受限源端或者瓶颈节点的情况。如果时间间隔过小或者由于瓶颈的原因, 某些源端发送的信元还没到达交换机, 交换机就已经进入下一个间隔时间, 则测得的活动 VC 数目会比实际少, 从而影响算法公平速率值的计算。为了提高计算准确度, 若同时利用交换机在相反方向上接收到的 BRM 信元来判断源端是否活动, 虽能提高活动 VC 数目的计算精度, 但会降低链路的利用率。

因此, 本文提出了一个更加准确的活动虚连接数量的计算方法, 即有效活动 VC 计算方法。该方法不受平均间隔大小的影响, 而且, 即使网络中有瓶颈的源端或节点, 公平分配速率值计算的准确性也不会受影响, 并能提高算法的公平性。

2 有效活动 VC 数的计算

2.1 基本思想

在 ERICA 算法中, 公平分配速率 $FairShare$ 的计算公式是 ABR 容量与活动连接数 $VCs(N)$ 的比值, 而本文的方法对其做如下定义:

$$FairShare = ABR \text{ 目标容量} / \text{有效活动 VC 数} \quad (1)$$

2 个公式的主要不同在于有效活动 VC 数的计算方法, 本方法中的 VC 值依赖于每一个虚连接的活动度 $Activity \ level$ 。VC 活动度的定义如下:

$$Activity \ level = \min(1, \frac{CCR}{FairShare}) \quad (2)$$

这样, 那些源端发送速率高于 $FairShare$ 的 VC 活动度记为 1, 而发送速率低于 $FairShare$ 的 VC 活动度记为两者的比值。那些在该交换机发生瓶颈的 VC 被认为是充分活动的, 而其他 VC 则被认为是部分活动的。因此, 有效活动 VC 数是所有 VC 活动度的总和:

$$\text{有效活动 VC 数} = \sum VC_i \text{ 的活动度} \quad (3)$$

从以上公式可以看到, 活动度 $Activity \ level$ 的定义依赖于 $FairShare$, 而 $FairShare$ 的定义又依赖于活动度。下面举几个例子说明在给定各个 VC 速率的条件下, 新算法需要进行的几次重复。

2.2 试验

采用本文的有效活动 VC 计算方法时, 网络达到稳定状态时需要的运算工作分如下 3 种情况讨论:

(1)稳定性。如图 1 所示, 这个例子考虑的是有 17 个 VC 接入, 且源端有瓶颈的情况。假定链路目标容量是 150 Mb/s。对于第 3 个交换机, 当源端(S1, S16, S17)的速率是(10, 70, 70)时:

重复 1:

$$FairShare = 70 \text{ Mb/s}$$

基金项目: 国家科技基础条件平台建设基金资助项目(2005dka32900)

作者简介: 许莉(1978—), 女, 讲师、硕士, 主研方向: ATM 网络流量控制, 智能控制; 姜超, 助理工程师、硕士

收稿日期: 2008-10-10 **E-mail:** xuli0617@126.com

Activity level=(10/70,70/70,70/70)=(1/7,1,1)
 有效活动 VC 数=1+1+1/7=15/7
 重复 2:
 FairShare=目标容量/有效活动 VC 数=150/2.14 ≈ 70 Mb/s

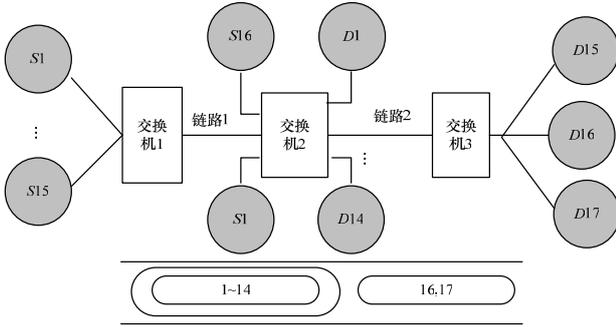


图 1 网络配置结构

这个例子说明系统稳定于速率分配(10,70,70)。在其他任何一个速率分配情况下,该机制都会计算出合适的 FairShare 值,最终系统还是会达到这一稳定的操作点。

(2)增大 FairShare 值。配置情况与(1)相同,当源端(S1, S16,S17)的速率是(10,50,90)时,假设有效活动 VC 数为 3:

重复 1:
 FairShare=150/3=50 Mb/s
 Activity level=(10/50,50/50,1)=(0.2,1,1)
 有效活动 VC 数=0.2+1+1=2.2

重复 2:
 FairShare=150/2.2 ≈ 70 Mb/s

在几个往返时间内,系统再一次达到了最佳的分配值操作点 70 Mb/s。

(3)降低 FairShare 值。配置情况与(1)相同,当源端(S1, S16,S17)的速率是(10,50,90),假定有效活动 VC 数的初始值是 2:

重复 1:
 FairShare=150/2=75 Mb/s
 Activity level=(10/75, 50/75, 1)=(0.13,0.67,1)
 有效活动 VC 数=0.13+0.67+1=1.8

重复 2:
 FairShare=150/1.8 ≈ 83.33 Mb/s

假定除第 1 个被瓶颈在 10 Mb/s 的源端外,其他源端都开始以新的速率发送数据,且 FairShare 仍是 83.33 Mb/s:

Activity level=(10/83.33, 83.33/83.33, 83.33/83.33)=(0.12,1,1)
 有效活动 VC 数=0.12+1+1=2.12
 FairShare=150/2.12 ≈ 70 Mb/s

在源端开始以规定的速率发送数据后的几个往返时间内,系统再一次达到了最佳的速率分配值操作点 70 Mb/s。

从上述 3 种情况可以发现,活动 VC 数目的计算直接影响网络 FairShare 值的确定。如果活动 VC 数计算得不准确, FairShare 值就会计算得不准确,源端的发送速率也就不能及时调整到合适的值,从而系统无法快速获得一个稳定的操作点。但采用本文的方法计算时,即使网络中有瓶颈的源端或平均间隔很小,也不会影响 FairShare 值计算的准确性。因为在使用式(2)计算 VC 的活动度时,瓶颈源端的发送速率相对较小,它的活动度也仅是一个小数值,所以即使在这个间隔内没有收到该源端发送的信元,也不会对整个有效活动 VC 数值有太大影响,即不会影响 FairShare 值计算的准确性。因此,使用本方法计算,系统能够快速稳定于一个操作点,

即 FairShare 值为 70 Mb/s 状态。

3 MIT 理论推导证明

MIT 实验室和 OSU 提出的流量控制机制和控制理论是当前 ATM 网络流量控制算法研究的基本理论依据,分别命名为 MIT 机制和 OSU 机制。本文的活动 VC 计算方法是基于 MIT 机制^[2-3]的控制思想。其推导过程依赖于将活动 VC 分为 2 类:低负载 VC 和超负载 VC。通常,判断一个 VC 是否为超负载主要看它在该交换机中是否被瓶颈了,如果是,就认为该 VC 是超负载的;否则,认为它是低负载的。在 MIT 机制中,判断一个 VC 是否为超负载主要借助于将计算得到的公平分配速率值与 VC 源端期望的发送速率值做比较。但在本机制中,如果源端的发送速率比 FairShare 值大,就将该 VC 分类为超负载 VC;否则,将该 VC 分类为低负载 VC。

MIT 机制已被证明能够在几个往返时间内为连接提供 Max-Min 公平分配^[4]。根据 MIT 机制:

$$FairShare = \frac{ABR容量 - \sum_{i=1}^{Nu} Ru_i}{N - Nu} \quad (4)$$

其中, Ru_i 为第 i 个低负载源端的发送速率($1 \leq i \leq Nu$); N 为虚连接 VC 总数; Nu 为低负载 VC 数。

用 N_o 代替式(4)的分母,得

$$FairShare = \frac{ABR容量 - \sum_{i=1}^{Nu} Ru_i}{N_o} \quad (5)$$

其中, N_o 为超负载 VC 数($Nu + N_o = N$)。

式(5)两边同乘 N_o , 得

$$FairShare \times N_o = ABR容量 - \sum_{i=1}^{Nu} Ru_i \quad (6)$$

式(6)两边同时加上 $\sum_{i=1}^{Nu} Ru_i$, 得

$$FairShare \times N_o + \sum_{i=1}^{Nu} Ru_i = ABR容量 \quad (7)$$

式(7)左边提取 FairShare, 得

$$FairShare \times (N_o + \sum_{i=1}^{Nu} \frac{Ru_i}{FairShare}) = ABR容量 \quad (8)$$

$$FairShare = \frac{ABR容量}{N_o + \sum_{i=1}^{Nu} \frac{Ru_i}{FairShare}} \quad (9)$$

用 N_{eff} 代替式(9)的分母,得

$$FairShare = \frac{ABR容量}{N_{eff}} \quad (10)$$

其中,

$$N_{eff} = N_o + \sum_{i=1}^{Nu} \frac{Ru_i}{FairShare}$$

式(10)说明,有效活动 VC 数等于超负载源端数加上低负载源端的活动度,即有效活动 VC 的关键计算公式(式(3))。可见,有效活动 VC 计算方法是正确的,它以 MIT 机制为理论基础,经过公式的推导、变形,最终得出了计算公式。

4 结束语

本文的有效活动 VC 计算方法能够准确地计算出处于活动状态的源端数,从而将未用带宽在 ATM 网络 ABR 连接之间公平且准确地进行分配,并根据它们的活动度计算出活动连接的有效数值。本方法体现了 Max-Min 公平分配准则,而且能够保证算法的高效性和带宽分配的公平性。将本方法结合到 ERICA 算法中,不仅解决了算法公平性和平均间隔大小之间的矛盾,而且能很好地处理网络中有瓶颈节点的情况,并保持了 ERICA 算法简单、快速响应、低队列延迟等优点。

(下转第 154 页)