

VCP 拥塞控制协议公平性收敛的动态分析

戴航, 慕德俊, 张慧翔

DAI Hang, MU De-jun, ZHANG Hui-xiang

西北工业大学 自动化学院, 西安 710072

College of Automation, Northwestern Polytechnical University, Xi'an 710072, China

E-mail: zhanghuixiang@gmail.com

DAI Hang, MU De-jun, ZHANG Hui-xiang. Dynamical analysis for fairness convergence of VCP protocol. *Computer Engineering and Applications*, 2009, 45(13): 130-132.

Abstract: VCP is a new congestion control protocol. It is easy to implement and suitable for high bandwidth delay product (BDP) networks. In this paper, the dynamical problems for fairness convergence of VCP are analyzed systematically, including the dynamical model and the dynamical analysis for fairness convergence of VCP. The choice of some parameters based on the dynamical analysis is available.

Key words: congestion control; VCP protocol; fairness convergence; dynamical model; dynamical analysis

摘要: VCP 协议是一种新型的、易于实现的拥塞控制协议, 适用于高带宽时延乘积网络的拥塞控制。系统地分析了 VCP 协议公平性收敛的动态问题, 包括公平性收敛的动态模型的建立、公平性收敛的动态分析等。动态分析为 VCP 协议中一些参数的选择提供了新的依据。

关键词: 拥塞控制; VCP 协议; 公平性收敛; 动态模型; 动态分析

DOI: 10.3778/j.issn.1002-8331.2009.13.038 文章编号: 1002-8331(2009)13-0130-03 文献标识码: A 中图分类号: TP311

1 引言

Internet 网络在过去 10 年中经历了爆炸式的增长, 上网用户数和业务量几乎每半年翻一番, 因此, 网络拥塞已成为 Internet 应用中十分严重的问题。传统的 TCP 拥塞控制协议对解决网络拥塞问题, 发挥了重要的作用^[1]。然而, TCP 拥塞控制协议应用于高带宽时延乘积 (Bandwidth-Delay Product, BDP) 网络中, 存在着明显的缺陷。随着卫星网、千兆以太网、光纤网等大量进入 Internet, 必须要有适用于高 BDP 网络的新的拥塞控制协议。近年来, D.Katabi 等发展的 XCP (eXplicit Control Protocol) 协议^[2-3]被认为是一种解决高 BDP 网络的拥塞控制的有效协议。但是, XCP 协议的工程实现比较复杂。于是, Y.Xia 等提出了 VCP (Variable-structure congestion Control Protocol) 协议^[4-5]。VCP 不需要改变数据包的 IP 头部, 它仅利用 IP 头部已有的两个 ECN 位, 而其性能接近于 XCP。因此, VCP 协议也是一种解决高 BDP 网络的拥塞控制的有效协议。

拥塞控制协议的两类主要性能指标是有效性与公平性。本文系统地分析了 VCP 协议公平性收敛的动态问题, 包括公平性收敛的动态模型建立、公平性收敛的动态分析等。我们所做的公平性收敛的动态分析工作, 可以为 VCP 协议中一些参数的选择提供新的依据。

2 VCP 拥塞协议简况

VCP 协议在路由器中集中检测拥塞信息。路由器每隔 t_p 时

间计算一次链路的负载因子 ρ :

$$\rho = \frac{y + 0.5q}{\gamma C t_p} \quad (1)$$

式中, y 是时间间隔 t_p 内各端系统输入到路由器中数据包的总和 (可由数据包计数器而测量获取), q 是 t_p 内的持久队列长度, C 是链路处理速度, γ 是链路利用率的目标系数 (γ 接近于 1)。据统计, Internet 上 75%~90% 的数据流的往返时间 rtt 小于 200 ms, 因此, VCP 中取 $t_p = 200$ ms。

路由器并不直接将负载因子 ρ 反馈给各端系统, 而将 ρ 划为三个区域: (1) 低载区, $\rho \in [0\%, 80\%]$; (2) 高载区, $\rho \in [80\%, 80\%]$; (3) 过载区, $\rho \geq 100\%$ 。路由器分别在数据包的 IP 头部的两个 ECN 位上置入: 01 (低载), 10 (高载) 和 11 (过载)。接收端按照 ECN 位, 通过 ACK 包将拥塞信息反馈给发送端。

发送端按照负载因子 ρ 的三种状况, 实现 MI/AI/MD 的拥塞控制算法。为简化讨论, 假设多个 VCP 流共享一个单瓶颈链路, 各流的往返时间设为 rtt , 且等于 t_p 。至于异质 rtt 的情况, VCP 协议给出了修正方法^[4-5]。VCP 的 MI/AI/MD 算法如下:

$$\text{MI (低载): } w(t+rtt) = w(t)(1+\varepsilon) \quad (2)$$

$$\text{AI (高载): } w(t+rtt) = w(t) + \alpha \quad (3)$$

$$\text{MD (过载): } w(t+\delta t) = \beta w(t) \quad (4)$$

式中, w 是端系统的拥塞窗口, $rtt = t_p$, $\delta t \rightarrow 0+$, $\varepsilon > 0$, $\alpha > 0$, $0 < \beta < 1$ 。VCP 中各参数取值为: $\varepsilon = 0.0625$, $\alpha = 1$, $\beta = 0.875$ 。

各 VCP 流的控制过程分为两个阶段: (1) 有效性收敛阶

作者简介: 戴航 (1969-), 副教授, 主要研究方向为网络控制与网络信息安全; 慕德俊 (1963-), 教授, 博导, 主要研究方向为自动控制与网络信息安全; 张慧翔 (1981-), 博士生, 主要研究方向为 Internet 的拥塞控制和 QoS 控制。

收稿日期: 2008-03-11

修回日期: 2008-06-13

段,即通过 MI 算法,增加各 VCP 流的拥塞窗口,使路由器的负载因子 ρ 迅速地达到 80%(转换点);(2)公平性收敛阶段,即通过 AIMD 算法,使各 VCP 流达到公平地分配链路资源。

3 公平性收敛的动态模型

设 n 个 VCP 流共享一个单瓶颈链路,各流的往返时间均为 rtt ,其端系统的拥塞窗口为 $w_i(i=1,2,\dots,n)$ 。VCP 协议在公平性收敛阶段采用 AIMD 算法。图 1 所示为端系统 i 采用 AIMD 算法时,其拥塞窗口 w_i 的变化过程。

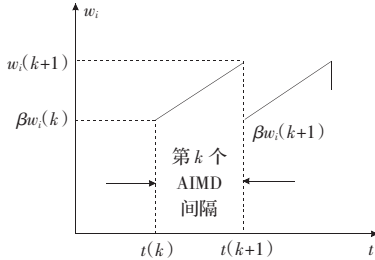


图 1 AIMD 算法的 w_i 变化过程示意图

图 1 中,在 $t(k)$ 起, w_i 按照 AI 算法线性增加,即每隔一个 rtt 增加 α 个数据包;而到 $t(k+1)$ 时, $w_i(k+1)$ 按照 MD 算法下降 $(1-\beta)$ 倍。 $t(k+1)-t(k)$ 称为 AIMD 间隔,是以 rtt 为度量的。于是可得:

$$w_i(k+1) = \beta w_i(k) + \alpha(t(k+1) - t(k)) \quad (5)$$

对于 VCP 协议,各端系统 $i(i=1,2,\dots,n)$ 实现 AIMD 算法时,其转换时刻 $t(k), t(k+1), \dots$ 都是由路由器同步确定的。事实上,当路由器反馈到各端系统的负载因子 $\rho=1$ 时,各端系统由 AI 算法转换到 MD 算法。由式(1)知,当 $\rho=1$ 时,有

$$y = \gamma C t_p - 0.5 \bar{q} \quad (6)$$

式中, \bar{q} 是平均的持久队列长度, y 是 t_p 内输入到路由器中的数据包的总和 $\sum_{i=1}^n w_i$ 。因此,在各转换时刻 $t(k) (\forall k)$, 有

$$\sum_{i=1}^n w_i(k) = \gamma C t_p - 0.5 \bar{q} = \text{const}, (\forall k) \quad (7)$$

由式(5),对 $i=1,2,\dots,n$ 相加,可得:

$$\sum_{i=1}^n w_i(k+1) = \beta \sum_{i=1}^n w_i(k) + n\alpha(t(k+1) - t(k))$$

再代入式(7),可得 AIMD 间隔为:

$$t(k+1) - t(k) = \frac{(1-\beta) \sum_{i=1}^n w_i(k)}{n\alpha} \quad (8)$$

将式(8)代入式(5),当 $i=1,2,\dots,n$ 时,可得 VCP 流在公平收敛阶段的动态模型为:

$$\begin{bmatrix} w_1(k+1) \\ w_2(k+1) \\ \vdots \\ w_n(k+1) \end{bmatrix} = \mathbf{A} \begin{bmatrix} w_1(k) \\ w_2(k) \\ \vdots \\ w_n(k) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \beta + \frac{1-\beta}{n} & \frac{1-\beta}{n} & \dots & \frac{1-\beta}{n} \\ \frac{1-\beta}{n} & \beta + \frac{1-\beta}{n} & \dots & \frac{1-\beta}{n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \frac{1-\beta}{n} & \frac{1-\beta}{n} & \dots & \beta + \frac{1-\beta}{n} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} w_1(k) \\ w_2(k) \\ \vdots \\ w_n(k) \end{bmatrix} \quad (9)$$

方程(9)是一个线性定常的差分方程。

4 公平性收敛的动态分析

经过一定的代数运算,可得方程(9)中系数矩阵 \mathbf{A} 的特征多项式为:

$$\det(\lambda \mathbf{I}_n - \mathbf{A}) = (\lambda - 1)(\lambda - \beta)^{n-1} \quad (10)$$

于是, \mathbf{A} 有单特征值 1, $(n-1)$ 个重特征值 β 。

对于在单位圆上的特征值 1,其对应的特征向量可确定公平性收敛动态过程的稳态解。事实上,设该稳态解为: $[w_{s1}, w_{s2}, \dots, w_{sn}]^T = \lim_{k \rightarrow \infty} [w_1(k), w_2(k), \dots, w_n(k)]^T$, 于是:

$$\begin{bmatrix} \beta + \frac{1-\beta}{n} & \frac{1-\beta}{n} & \dots & \frac{1-\beta}{n} \\ \frac{1-\beta}{n} & \beta + \frac{1-\beta}{n} & \dots & \frac{1-\beta}{n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \frac{1-\beta}{n} & \frac{1-\beta}{n} & \dots & \beta + \frac{1-\beta}{n} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} w_{s1} \\ w_{s2} \\ \vdots \\ w_{sn} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} w_{s1} \\ w_{s2} \\ \vdots \\ w_{sn} \end{bmatrix}$$

解上述方程,可得:

$$[w_{s1}, w_{s2}, \dots, w_{sn}]^T = \left[\frac{1}{n}, \frac{1}{n}, \dots, \frac{1}{n} \right]^T \sum_{i=1}^n w_{si}$$

再由约束条件(7),可得稳态解为:

$$[w_{s1}, w_{s2}, \dots, w_{sn}]^T = \left[\frac{1}{n}, \frac{1}{n}, \dots, \frac{1}{n} \right]^T (\gamma C t_p - 0.5 \bar{q}) \quad (11)$$

由式(11)知,各 VCP 流在稳态时达到公平收敛。

对于 $(n-1)$ 个重特征值 β ,由于 $0 < \beta < 1$,它们都位于单位圆内,因而 AIMD 算法公平性收敛的动态过程是渐近稳定的,收敛于唯一的稳态解(11)。

动态过程的收敛特征由 $\beta (0 < \beta < 1)$ 所界定。很明显, β 越接近于 1,亦即 MD 算法的回退因子 $(1-\beta)$ 越小,公平性收敛的动态过程越长。

对于差分方程(9),以 $n=2$ 为例。此时,系数矩阵 \mathbf{A} 的特征值为 1 和 β 。解此差分方程(如采用 Z 变换解法),可得解为:

$$\begin{bmatrix} w_1(k) \\ w_2(k) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \frac{1}{2}(w_1(0) + w_2(0)) \\ \frac{1}{2}(w_1(0) - w_2(0)) \end{bmatrix} + \beta^k \begin{bmatrix} \frac{1}{2}(w_1(0) - w_2(0)) \\ \frac{1}{2}(w_2(0) - w_1(0)) \end{bmatrix} \quad (12)$$

解式(12)中,右端第一项是稳态的公平收敛解,这是对应于系数矩阵 \mathbf{A} 的特征值为 1 的解,其中 $w_1(0) + w_2(0)$ 等于 $\gamma C t_p - 0.5 \bar{q}$;右端第二项中,当 $w_1(0) \neq w_2(0)$ 时,出现暂态解,这是对应于系数矩阵 \mathbf{A} 的特征值为 β 的解,由于 $0 < \beta < 1$,故暂态解随 k 增大而趋于 0。

由上可知,VCP 协议的公平性收敛过程与协议参数 α, β 的关系是:

(1) $\beta (0 < \beta < 1)$ 确定了公平性收敛过程的间隔 $t(k+1) - t(k)$ 数, β 越大,间隔数越多,从而收敛过程越长;

(2) 由式(8)知, $\alpha (\alpha > 0)$ 越小,间隔 $t(k+1) - t(k)$ 越大,从而收敛过程越长。

应当指出,网络参数 (n, C, rtt) 对公平性收敛过程也有影响。由式(7), (8), 以及 $t(k+1) - t(k)$ 是以 rtt 为度量可知:若 VCP 流数 n 越少、链路处理速度 C 越大、往返时间 rtt 越大,则 $t(k+1) - t(k)$ 就越大,这使收敛过程加长。但网络参数 (n, C, rtt) 是不可控制的,而协议参数 (α, β) 是可控制的。

5 仿真

利用网络仿真软件 ns2^[6]验证 VCP 算法中参数 (α, β) 对系统公平性收敛的影响。仿真采用单瓶颈的网络拓扑结构, 瓶颈链路带宽为 $C=45$ Mb/s。有两个 VCP 数据流, 其单向延迟为 40 ms, 一个数据流首先启动, 达到稳定状态后, 另一个数据流加入系统, 观察第二个数据流的收敛时间。收敛时间采用^[7]定义的 δ -fair 收敛时间, 即第二个数据流收敛到公平带宽 $(1-\delta)\frac{C}{n}$ 所需的时间(本例 $n=2$), 选取 $\delta=0.1$ 。

仿真 1: 首先观察 α 对收敛性能的影响。固定 $\beta=0.875$, α 从 0.5 到 2 变化, 测量第二个数据流的 δ -fair 收敛时间。仿真结果见图 2, 可见随着 α 的增大, 新加入的数据流的公平收敛时间逐渐减少。

仿真 2: 观察 β 对收敛性能的影响。固定 $\alpha=1$, β 从 0.8 到 0.975 变化, 测量第二个数据流的 δ -fair 收敛时间。仿真结果见图 3, 可见随着 β 的增大, 新数据流的公平收敛时间总体趋势逐渐增大, 但是出现了小幅震荡。这是因为虽然 β 确定了公平性收敛过程的间隔 $(t(k+1)-t(k))$ 数, β 越大, 间隔数越多; 但由式(8)可知, 每个间隔的时间长度随 β 的增大而减小。从总体影响上讲, 当 $\beta>0.9$ 后, 间隔数对收敛时间的影响起主导作用。

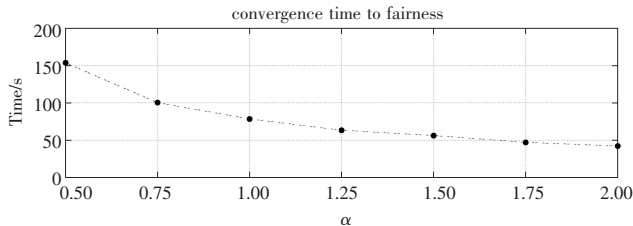


图2 α 对收敛性能的影响

6 结语

对 VCP 协议公平性收敛的动态过程进行了分析, 仿真实

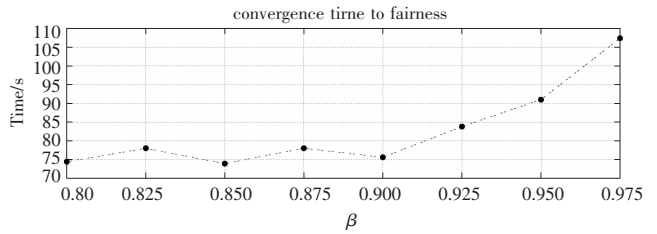


图3 β 对收敛性能的影响

验验证了分析的正确性。期望本文的动态分析为 VCP 协议 AIMD 算法中参数的选择, 提供新的依据。

在建立 VCP 协议公平性收敛的动态模型时, 对 MD 的倒退过程的细节作了一些简化处理^[4-5], 但这不影响动态分析的主要结论。

参考文献:

- [1] Jacobson V. Congestion avoidance and control[C]//ACM SIGCOMM'88, Aug. 1988. New York: ACM Press, 1988: 314-329.
- [2] Katabi D, Handley M, Rohrs C. Congestion control for high bandwidth-delay product networks[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2002, 32(4): 89-102.
- [3] Katabi D. Decoupling congestion control and bandwidth allocation policy with application to high bandwidth-delay product networks[D]. Massachusetts Institute of Technology, 2003-03.
- [4] Xia Y, Subramanian L, Stoica I, et al. One more bit is enough[C]//ACM SIGCOMM'05, Aug. 2005. New York: ACM Press, 2005: 37-48.
- [5] Xia Y, Subramanian L, Stoica I, et al. One more bit is enough. UC Berkeley Technical Report[R]. 2005-06.
- [6] The network simulator ns-2.30[EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- [7] Bansal D, Balakrishnan H, Floyd S, et al. Dynamic behavior of slowly-responsive congestion control algorithms[C]//ACM SIGCOMM'01, Aug. 2001. New York: ACM Press, 2001: 263-274.

(上接 92 页)

$w(r) \neq 1$ 的条件下, GMW-序列的三项生成多项式的结构和数量均与 $w(r)$ 的选取无关, 但由文献[2]知: GMW-序列的线性复杂度 $L = m \binom{n}{m}^{w(r)}$ 。除 m 序列外, $w(t) > 1$, 故 m 越小, 则 GMW-序列的线性复杂度越大。这说明, 系统的安全性随 m 增加而降低, 随 $w(r)$ 的增加而提高。

4 结束语

上述分析表明, 利用迹函数构造的 GMW-序列不仅具有与 m -序列一样理想的相关性和比 m -序列更高的线性复杂度, 而且其三项生成多项式远比 m -序列的三项生成多项式少。因而, GMW-序列在抵抗 B-M 算法攻击和快速相关攻击方面都优于 m -序列, 在实际应用中, 比 m -序列更安全。

参考文献:

- [1] Scholtz R A, Welch L. GMW sequences[J]. IEEE Transactions on

Information Theory, 1984, IT-30: 548-553.

- [2] Massey J L. Shift register synthesis and BCH decoding[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1969, 15(1): 122-127.
- [3] Klapper A, Chan A H, Goresky M. Cascaded GMW sequences[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1993, 39(1): 177-183.
- [4] Guang G. Q-ary Cascaded GMW sequences[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1996, 42(1): 263-267.
- [5] No J S. Generalization of GMW sequences and No sequences[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1996, 42(1): 260-262.
- [6] Guang G. A new class of nonlinear PN sequences over $GF(q^n)$ [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1997, 43(3): 1007-1012.
- [7] Rueppel R A. Analysis and design of stream ciphers[M]. [S.l.]: Springer Verlag, 1986.
- [8] 祁传达, 金晨辉. Kasami 序列的多项相关性和正则三项式[J]. 工程数学学报, 2007, 24(4): 685-690.
- [9] 李超, 项攀攀. 非线性扩频序列的三形式特征[J]. 通信学报, 2004, 25(2): 162-167.