Internet 中 QoS 的分析理论探讨*)

刘勤让[1,2]　邬江兴[1,2]
(解放军信息工程大学信息工程学院　郑州 450002)[1]　(国家数字交换系统工程技术研究中心　郑州 450002)[2]

摘　要　随着 Internet 的发展,QoS 在 Internet 中扮演着越来越重要的作用。本文对 Internet 中的 QoS 分析理论进行了归纳总结,归纳了三种分析模型,并对各种分析模型的特征运用网络计算理论进行了详细的讨论。

关键词　QoS,网络计算,DiffServ,IntServ

The Research on the Theory of QoS Anaysis in the Internet

LIU Qin-Rang　WU Jiang-Xing
(College of Information Engineering,Information Engineering University,Zhengzhou 450002)[1]
(National Digital Switching System Engineering & Technological R&D Center,Zhengzhou 450002)[2]

Abstract　With the development of the Internet,the QoS is playing an more and more important role in the Internet. This paper summarizes the QoS analysis theory into three models,then the characters of the every analysis model are dicussed in detail.

Keywords　QoS,Network calculus,DiffServ,IntServ

1　QoS 的定义

从广义上讲,QoS(Quality of Service)是对全网的性能、可用性、安全性和可靠性等方面指标的一种需求描述;从狭义上讲,QoS 则主要是通过时延、时延抖动、带宽和丢包率等可以度量的性能指标来描述分组通过网络时的性能。本文所讨论的 QoS 路由器就是指狭义的 QoS 定义,为了提供狭义的 QoS 保证,主要包括两种主流思想,一种是在网络接入、网络传输和网络交换中提供过量的网络资源,以实现对各种业务的宽带接入、无丢包传输和无阻塞交换,但事实证明,由于 Internet 业务的严重不均匀性,简单的采用这种方法依然存在拥塞的现象发生。第二种就是通过在网络的数据和管理平面引入相应的 QoS 控制机制来实现全网的 QoS 支持,如 IETF 提出的 IntServ[1]和 DiffServ[2]等参考服务模型以及流量工程、MPLS 对 QoS 的支持等方法。

2　网络计算理论

网络计算理论是采用 min-plus 和 max-plus 代数对网络中的排队和流系统进行确定分析的攻击,该理论由 Chang[3]和 Cruz[4,5]提出,并和 Agrawal、Le Boudec 以及 Rajan[6~8]一起将该理论完善。为了介绍网络计算理论,对论文中的符号说明如下:

$R(t)$—表示[0,t]时间内到达的业务量比特数,也称作该业务流的累积函数,$\alpha(t)$—表示业务流的达到曲线,$\beta(t)$—表示系统的服务曲线。

2.1　min-plus 卷积

对广义递增函数 $f(t)$,$g(t)$,满足在 $t<0$ 时函数值为 $f(t)=g(t)=0$,定义 min-plus 卷积如下:

$$(f\otimes g)(t)=\inf_{0\leqslant s\leqslant t}(f(s)+g(t-s)) \tag{1}$$

该卷积与标准卷积的区别就是将标准卷积的加和乘替换成了这里的最小和加,这种相似性也使 min-plus 具有如下性质:

交换律 $f\otimes g=g\otimes f$

结合律 $(f\otimes g)\otimes h=f\otimes(g\otimes h)=f\otimes g\otimes h$

常数相加特性 $(f+K)\otimes g=(f\otimes g)+K$,式中 K 为正实数。

2.2　max-plus 卷积

对广义递增函数 $f(t)$,$g(t)$,满足在 $t<0$ 时函数值为 $f(t)=g(t)=0$,定义 max-plus 卷积如下:

$$(f\,\bar{\otimes}\,g)(t)=\sup_{0\leqslant s\leqslant t}(f(s)+g(t-s)) \tag{2}$$

从定义可以看出 max-plus 卷积就是将 min-plus 卷积的求下确界替换成求上确界运算,所以 max-plus 同样满足 min-plus 的性质。

2.3　到达曲线

首先定义描述业务流的累积函数 $R(t)$为[0,t]中达到的业务流比特数,很明显 $R(t)$为广义递增函数,所以到达曲线的定义如下:

对广义递增函数 $\alpha(t)$,在 $t<0$ 时 $\alpha(t)=0$,对于任意 $0<s<t$ 当且仅当

$$R(t)-R(s)\leqslant\alpha(t-s)$$

称该流是 α 平滑的,也称 $\alpha(t)$是该流的达到曲线。

业务流的到达曲线受限于两个方面的约束:

(1) 网络提供商对业务流的整形。在用户和网络提供商签定的 QoS 约定中,都要对用户的业务流特征进行约束,所以一般都要对单个业务流经过令牌桶(或漏斗桶)进行限制,对于一个通过速率为 r 突发率为 b 的令牌桶的业务流,其达到曲线为 $\alpha(t)=rt+b$。

(2) 物理传输媒介的限制。假定一个链路的比特率为 p

*)基金项目:国家十五'863'信息技术领域重大专项课题(NO. 2001AA121011)。**刘勤让**　在读博士,研究方向是高速转发和高速网络节点中的 QoS 实现。**邬江兴**　中国工程院院长,国家数字交换系统工程技术研究中心主任,国家 863 计划性能宽带信息网总体组组长。

比特/秒,如果数据流逐比特观察,则其到达曲线为 $\alpha(t)=pt$;如果在链路层的接收器以报文为单位进行观察,假定报文长度 $\leqslant M$,则其达到曲线为 $\alpha(t)=pt+M$。

结合用户业务条约所要求的令牌桶约束和传输链路的限制,可以得出业务流的到达曲线为:

$$\alpha(t)=\min(rt+b,pt+M) \tag{3}$$

在基于单个业务流进行 QoS 保证的集成服务(IntServ)模型中,该表达式也称为 T-SPEC 业务规范[9],要求所有需要保证 QoS 的业务流必须满足此到达曲线特性,如图 1 所示。

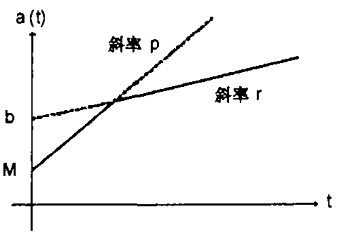

图 1　IntServ 业务流的到达曲线

2.4　服务曲线

服务曲线的定义如下:假定一个系统 S,一个业务流通过该系统前后的输入输出函数为 $R(t)$ 和 $R^{*}(t)$,令 $\beta(t)$ 为非负的广义递增函数,且 $\beta(t)=0$,我们称 S 为该业务流提供服务曲线 β,当且仅当

$$R^{*}\geqslant R\otimes\beta \tag{3}$$

在实际系统中,意味着对任意时间 t,存在时间 $s\leqslant t$ 满足

$$R^{*}(t)\geqslant R(s)+\beta(t-s) \tag{4}$$

服务曲线模型不仅可以表述经典的排队系统,而且还可以用于复杂的系统,对于服务速率 $\geqslant c$ 的服务曲线可以表示为 $\beta(t)=ct$,对于延迟器可以表示为 $\beta(t)=\delta_T$,其中

$$\delta_T=\begin{cases}+\infty & t>T\\ 0 & t\leqslant T\end{cases}$$

服务曲线的定义满足级联特性如图 2 所示。该特性可以由服务曲线和 min-plus 卷积的定义很容易导出。

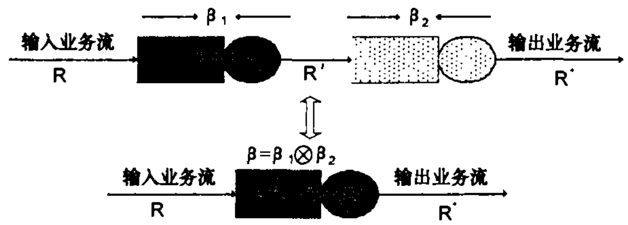

图 2　不同服务曲线的节点级联

所以用服务曲线可以表述复杂的系统,上述确保服务速率系统和最大延迟系统的级联可以表示为 $\beta(t)=ct\otimes\delta_T=c(t-T)$,该式又称为速率-延迟服务曲线。

2.5　整形器

在网络中,一般网络节点经过自己的处理之后会改变业务流的到达曲线特性,所以节点在对业务流进行输出之前需要进行整形,使输出的业务流满足初始的约束。假定 R^{*} 是整形器的输出,则 R^{*} 满足

$$\begin{cases}R^{*}\leqslant R\\ R^{*}\leqslant R^{*}\otimes\sigma\end{cases} \tag{5}$$

第一个不等式表示了输出是由输入经过缓存之后产生,第二个不等式则表示整形器的输出是 σ 平滑的。任何满足(5)式的 $R^{*}(t)$ 都是某个整形器的输出,文[10]证明了(5)式就是典型的 min-plus 问题,并存在一个最大解

$$R^{*}=R\otimes\sigma \tag{6}$$

如果一个业务流是 α 平滑的,经过整形器之后,其输出仍然是 α 平滑的,所以整形器能够保持输入业务流的平滑特性。同时整形器还具有如下级联特性,若 I 个曲线为 σ_i 的整形器,级联之后等效为一个曲线为 $\sigma=\sigma_1\otimes\sigma_2\otimes\cdots\sigma_I$ 的整形器,如果 σ_i 是凹曲线,则 $\sigma=\min\limits_{1\leqslant i\leqslant I}\sigma_i$,该结果是级联次序无关的。

3　QoS 分析理论

本文总结了 QoS 的分析理论,并将其归纳为三类:(1)基于业务流累积函数的服务曲线分析模型;(2)基于数据包到达离开时间的 GR(Guaranteed Rate)节点分析模型;(3)基于数据包到达离开时间的 PSRG(Packet Scale Rate Guarantee)分析模型。

3.1　基于业务流累积函数的服务曲线分析模型

该模型主要对 IntServ 参考服务模型中的 QoS 特性进行分析,结合 IntServ 中数据流的 FIFO(First In First Out)特性,同时结合到达曲线和服务曲线,可以导出业务流在路由器中的时延以及保证无丢包所需要的缓冲区大小。

结合 IntServ 业务流的到达曲线特征,以及 IntServ 模型中要求所有的路由器必须能够抽象为速率-延迟服务曲线[11],可以对 IntServ 中的 QoS 特性分析如图 3 所示。

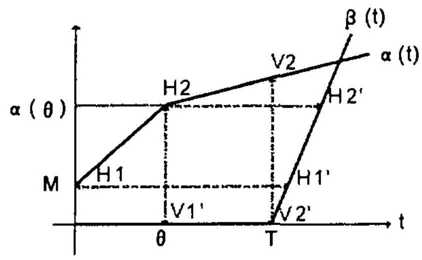

图 3　IntServ 业务流的 QoS 分析

在图 3 中服务曲线和达到曲线的垂直偏差上界代表了到达曲线为 $\alpha(t)$ 的业务流通过服务曲线为 $\beta(t)$ 的系统所经历的滞后最大值,也就是系统保证无丢包率所需要的最小缓冲区空间;水平偏差上界代表了到达曲线为 $\alpha(t)$ 的业务流通过服务曲线为 $\beta(t)$ 的系统所经历的时延最大值。服务曲线和到达曲线的水平和垂直偏差上界可以表示如式(7)和式(8)所示。

$$v(\alpha,\beta)=\sup_{s\geqslant 0}[\alpha(s)-\beta(s)] \tag{7}$$

$$h(\alpha,\beta)=\sup_{\Delta\geqslant 0}\{\inf[\Delta\geqslant 0\text{ 满足 }\alpha(s)\leqslant\beta(s+\Delta)\} \tag{8}$$

满足如图 3 所示的到达和服务曲线的 IntServ 参考服务模型,其数据包延迟和路由器设计中的缓冲区大小可以通过 max-plus 几何求解得到[12],见式(9)和式(10)所示。

$$Buffer=b+rT+\left(\frac{b-M}{p-r}-T\right)^{+}[(p-R)^{+}-p+r] \tag{9}$$

$$Delay=\frac{M+\frac{b-M}{p-r}(p-R)^{+}}{R}+T \tag{10}$$

3.2　基于数据包到达离开时间的 GR 节点分析模型

对于服务曲线的研究也可以以通过数据包到达和离开网络节点的时间函数为对象,从而引出保障速率的服务器分析模型,该模型和基于累积函数的服务曲线模型的区别如下:

- GR 节点分析模型所用的是 max-plus 代数,而基于累积函数的服务曲线分析模型用的是 min-plus 代数。
- GR 节点分析模型可以用于非 FIFO 业务流的分析,而

基于累积函数的服务曲线分析模型只能用于 FIFO 业务流。

· GR 节点分析模型可以更好地分析变长包。

一个节点我们称其为速率为 r，延迟为 e 的保障速率型节点[13]（也成速率一延迟服务器），当且仅当按照到达顺序看到的第 n 个包其离开时间 d_n 满足

$$d_n=f_n+e \tag{11}$$

式中的 f_n 为虚拟结束时间，如果 a_n 表示虚拟到达时间，l_n 表示第 n 个包的包长，则 f_n 可由以下递归求出

$$\begin{cases} f_0=0 \\ f_n=\max[a_n,f_{n-1}]+\dfrac{l_n}{r} \quad 对\ n\geqslant 1 \end{cases} \tag{12}$$

GR 可以看作是对服务曲线的另一种描述，一个速率为 r 延迟为 e 的 GR 节点可以等价为速率一延迟型服务曲线 $\beta(t)=r(t-e)^+$ 的节点级联一个分组器（Packetizer）。而分组器会对服务曲线特性有一个最大包长的削弱[14]，不增加数据包在该节点处的时延。运用 max-plus 对(12)式进行递归求解，可以得出速率为 r，延迟为 e 的 GR 节点的另一个等价定义，即对所有的 n，存在 $k\in\{j+1,\cdots,n\}$ 满足

$$d_n\leqslant a_k+e+\frac{l_k+\cdots+l_n}{r} \tag{13}$$

同时对于业务流满足 FIFO 特性的 GR 节点存在与服务曲线相同的级联关系，N 个流满足 FIFO 特性的速率为 r_i，延迟为 e_i 的 GR 节点进行级联，等价于一个速率为 r，延迟为 e 的 GR 节点，且

$$r=\min_i r_i$$

$$e=\sum_{i=0}^{N-1}e_i+(N-1)\frac{l_{\max}}{r}$$

其中 $l_{\max}$ 表示流的最大包长，延迟中的 $(N-1)\frac{l_{\max}}{r}$ 项由分组器引入，如果业务流不满足 FIFO 特性则该结果不成立。

3.3 基于数据包到达离开时间的 PSRG 分析模型

该分析模型主要是为了更好地分析 GPS[15]（Generalized Processor Sharing）而引入，同时利用 PSRG 分析模型[16]可以很方便由测量的滞后求出业务流的时延。而这两点都是前面两种分析模型无法完成的。下面给出 PSRG 分析模型的定义如下：

我们称一个节点对业务流提供速率为 r，延迟为 e 的报文级速率保障服务，当且仅当按照到达顺序看到的第 n 个包其离开时间 d_n 满足(11)式，式中的 f_n 可由以下递归求出

$$\begin{cases} f_0=0 \\ f_n=\max[a_n,\min(f_{n-1},d_{n-1})]+\dfrac{l_n}{r} \quad 对\ n\geqslant 1 \end{cases} \tag{14}$$

PSRG 已经成为 DiffServ 参考服务模型中 EF（Expedited Forwarding）业务的定义，一般用作复杂网络节点的抽象，甚至业务流不满足 FIFO 特性的情况也满足，同时对于 PSRG 节点可以由缓冲区分析其延迟，即对于一个速率为 r 延迟为 e 的 PSRG 节点（业务流可以不满足 FIFO 特性），如果报文进入该节点时滞后为 Q，则该报文的时延上界为 $e+Q/r$。所以对于一个速率为 r_m 延迟为 e_m 提供 EF 业务的 PSRG 节点 m，如果其内部缓冲区为 B_m，则该节点的延迟上界为 e_m+B_m/r_m。

由于 DiffServ 中相同优先级的报文都作为一个聚集流在路由器中统一被调度和处理，一般聚集流从不同的输入端口进入路由器，不满足 FIFO 特性，只能用 PSRG 模型进行分析。同时利用该模型还可以 DiffServ 中的端到端时延，对于一个跳数限制为 H 跳 DiffServ 网络，如果进入业务流的到达曲线为 $\rho_i t+\sigma_i$，在业务流路径上的 PSRG 节点 m 的速率为 r_m，延迟为 e_m，在时间标签误差为无穷小的情况下，其端到端时延可以表示为：

$$D\leqslant(e+\tau)\frac{1-(1-\nu)^H}{\nu(1-\nu)^{H-1}} \tag{15}$$

式中的 $\nu=\frac{1}{r_m}\sum_{m\in i}\rho_i$ 表示最大利用因子，$\tau=\frac{1}{r_m}\sum_{m\in i}\sigma_i$ 表示最大包时延变化，$e=\sum_{i=0}^{H-1}e_i+(H-1)\frac{l_{\max}}{r_i}$。

结论 本文对 QoS 的分析理论进行了归纳，但所涉及的 QoS 理论也仅仅是停留在确定的 QoS 保证上，对于统计的 QoS 保证理论则没有讨论。随着对 Internet 中 QoS 理论的研究深入，该理论已经越来越多地应用于网络规划和网络节点设计的指导。

参考文献

1 Braden R,Clark D,Shenker S. Integrated services in the internet architecture: an overview. RFC1633,June 1994

2 Blake S, et al. An architecture for differentiated services. RFC2475,Dec. 1998

3 Chang C S. Stability,queue length and delay,Part I: deterministic queuing networks:[Tech. Rep. Technical Report RC 17708]. IBM,1992

4 Cruz R L. A calculus for network delay,Part I: network elements in isolation. IEEE Trans. Inform. Theory,January 1991,37-1:114~131

5 Cruz R L. A calculus for network delay,Part II: network analysis. IEEE Trans. Inform. Theory,January 1991,37-1:114~131

6 Chang C S. On deterministic traffic regulation and service guarantee: A systematic approach by filtering. IEEE Transactions on Information Theory,1998,44:1096~1107

7 Boudec J-Y Le. Application of network calculus to guaranteed service networks. IEEE Transactions on Information Theory, 1998,44:1087~1096

8 Agrawal R,Cruz R L,Okino C,Rajan R. Performance bounds for flow control protocols. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1999,7(3):310~323

9 Shenker S, Partridge C, Guerin R. Specification of guaranteed quality of service. RFC2212,Sep. 1997

10 Giordano S,Boudec J-Y Le,Thiran P. A short tutorial on network calculus II: min-plus system theory applied to communication networks. In:Proc. ngs of ISCAS 2000,Geneva,May 2000. IV97~IV100

11 Stiliadis D,Varma A. Rate latency servers: a general model for analysis of traffic scheduling algorithms. In:IEEE Infocom '96, 1991. 647~654

12 Gu'erin R,Peris V. Quality-of-service in packet networks - basic mechanisms and directions. Computer Networks and ISDN,Special issue on multimedia communications over packetbased networks,1998

13 Goyal P, Vin H. Generalized guaranteed rate scheduling algorithms: a framework. IEEE/ACM Trans. Networking,1997,5-4: 561~572

14 Boudec J-Y Le. Some properties of variable length packet shapers. In:Proc. ACM Sigmetrics / Performance '01,2001

15 Parekh A K,Gallager R G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single node case. IEEE/ACM Trans. Networking,June 1993,1-3:344~357

16 Bennett J C R,Benson K,Charny A,et al. Delay jitter bounds and packet scale rate guarantee for expedited forwarding. In:Proc. of Infocom,April 2001

17 Ves Jean-Y,Boudec Le. Network Calculus - A theory of Deterministic Queuing Systems for the Internet. LNCS 2050,Sep. 2003