1000-9825/2001/12(06)0889-05 ©2001 Journal of Software 软件学报 Vol.12, No.6

基于网络演算计算保证服务端到端延迟上界*

张信明，陈国良，顾钧

(国家高性能计算中心,安徽 合肥 230027);

(中国科学技术大学 计算机科学技术系,安徽 合肥 230027)

E-mail: xinming@mail.ustc.edu.cn

http://www.ustc.edu.cn; http://nhpcc.ustc.edu.cn

摘要：归纳总结了网络演算,阐明了网络演算的两个基本工具——进入曲线和服务曲线,得出了服务曲线存在瓶颈效应、端到端延迟的理想与近似确定性上界、提供保证服务网络节点的服务曲线需求等结论,计算了服务曲线以速率等待时间及 PGPS(packetized generalized processor sharing)形式表示的保证服务端到端延迟确定性上界.

关键词：网络演算;进入曲线;服务曲线;保证服务;端到端延迟

中图法分类号：TP393 **文献标识码**：A

保证服务(guaranteed service)[1]提供确定性的服务保证,保证包括受限制的报文、无损失的传输以及有上界的端到端延迟.其目标是在分组交换网络上实现电路交换网络所能提供的延迟保证.显然,由于成本之故,并非所有应用均要求如此保证,但对实时过程控制、远程医疗等一些有明确实时需求的应用而言,保证服务是至关重要的.有上界的端到端延迟不仅是保证服务的关键目标,同时也是为实现此目标而进行资源预留的依据.由 Cruz,Parekh/Gallager[2~4]开创并由 Sariowan,Le Boudec,Chang,Geogidis,Guérin 等人[4~7]发展的网络演算(network calculus)是计算端到端延迟确定性上界(文中简称上界)的重要而有效的方法.网络演算的两个基本工具是进入与服务曲线.本文第 1 节和第 2 节介绍了与进入曲线相对应的业务包络函数以及与服务曲线相对应的调节器参考模型;第 3 节和第 4 节系统地对网络演算、调节器进行了一般性归纳、总结;第 5 节根据第 3 节和第 4 节的结论计算出了保证服务端到端延迟上界.

1 业务特性说明规范

因特网中业务特性可通过 TSpec(traffic specification)[1]来说明,主要参数包括表示令牌桶(token bucket)的桶深、速率、峰值速率的 b,r,p,表示最小监督单位的 m,表示数据报文最大长度的 M.根据上述参数可以进行确定用户业务服务质量的符合度(conformance)测试.在 t 时间间隔期内的最大业务量可用业务包络(envelop)函数 $A(t)\leqslant\min(M+pt,b+rt)$ 表示.

2 GPS 参考模型

通过网络演算计算端到端延迟使用了基于 GPS(generalized processor sharing)[1,4]的调节器

---

* 收稿日期：1999-11-30；修改日期：2000-03-06

基金项目：国家重点基础研究发展规划 973 资助项目(G1998030403)

作者简介：张信明(1964－),男,安徽天长人,副教授,主要研究领域为计算机网络,网络计算;陈国良(1938－),男,安徽颍上人,教授,博士生导师,主要研究领域为并行分布计算,并行体系结构,并行算法,计算机网络;顾钧(1956－),男,江苏大丰人,教授,博士生导师,国家 973 首席科学家,主要研究领域为 NP 难解问题高效算法及其应用.

对业务流进行控制.GPS 假定业务流是连续的,业务流穿越的链路全部由 GPS 调节器服务,并且可以计算出业务流端到端延迟的上界.在 GPS 中每一活动业务流保证获得的最小服务速率为

$$r_i(t)=\begin{cases}\dfrac{\varphi_i}{\sum\limits_{j\in B(t)}\varphi_j}\gamma & i\in B(t)\\ 0 & i\notin B(t)\end{cases}.$$

其中 φ_i 是业务流 $i(i=1,...,N)$的权重,γ 是链路容量,$B(t)$是 $t\geqslant 0$ 积压业务流的集合.基于 GPS 模型调节器使用单服务速率回避了每一调节器为每一业务流决定资源需求的问题,同时也排除了一个轻负载调节器对另一个重负载调节器进行补偿的可能,而这种补偿在基于延迟的调节器如 EDF(earliest deadline first)里是可能的.

3　网络演算

定义 1. 最小加卷积(min-plus convolution):$(f\otimes g)(t)=\min\limits_{0\leqslant u\leqslant t}[f(u)+g(t-u)]f,g\in F$,$F$ 为广义递增函数的集合.

推论 1. 若 $f,g\in F_0$(即 $f(0)=0,g(0)=0$),则 $f\otimes g\leqslant f\oplus g=\min(f,g)$.

推论 2. $\otimes$运算满足结合律、交换律,并对$\oplus$运算满足分配律.

定义 2. 子加(subadditive):$f(u+t)\leqslant f(u)+f(t),f\in F,\forall\ u,t\geqslant 0$.

定义 3. 子加闭包(subadditive closure):对任何 $f\in F$,f 的子加闭包 f^* 为

$$\begin{cases}f^*(0)=0\\ f^*(t)=\min[f(t),\min\limits_{0<u<t}[f^*(u)+f^*(t-u)]],\ t>0\end{cases}$$

推论 3. f 的子加闭包 f^* 满足子加性质及 $f^*\leqslant f$.

定义 4. 进入曲线(arrival curve):进入曲线是使输入函数 $I(t)$满足 $I\leqslant I\otimes A$ 的 $A(t)$.其中若 $A(t)$满足子加性质(否则,以其子加闭包替代),则称输入函数严格受限于进入曲线.

推论 4. 若输入函数严格受限于进入曲线,则 $I=I\otimes A$ 与 $I=I\otimes A^*$ 同时成立.

定义 5. 积压(backlog):对于输入函数为 $I(t)$,输出函数为 $O(t)$的系统 $\mathscr{S}$,其积压 $B(t)=I(t)-O(t)$.

定义 6. 虚延迟(virtual delay):虚延迟 $d(t)=\inf\{T:T\geqslant 0$ 且 $I(t)\leqslant O(t+T)\}$.

定义 7. 水平偏差(horizontal deviation):水平偏差 $h(A,S)=\sup\limits_{u\geqslant 0}[\inf\{T:T\geqslant 0$ 且 $A(u)\leqslant S(u+T)\}]$.

定义 8. 服务曲线(service curve):当且仅当 $O\geqslant I\otimes S$ 成立时,系统 $\mathscr{S}$ 为业务流提供服务曲线 $S(t)$.

推论 5. 定义 8 的等价形式为对$\forall\ t\geqslant 0$,$\exists\ t_0(0\leqslant t_0\leqslant t)$使得 $O(t)-I(t_0)\geqslant S(t-t_0)$成立.

推论 6. 积压 $B(t)$的上界为 $\sup\limits_{u\geqslant 0}\{A(u)-S(u)\}$.

推论 7. 虚延迟的上界为 $h(A,S)$.

4　业务流调节

引理 1. 整形器(shaper)不增加延迟界限:假定一受限于进入曲线 $A(t)$的业务流 $I(t)$在进入系统 $\mathscr{S}$ 之前经由整形器 $R(t)$整形,若 $R(t)$满足子加性质(否则,以其子加闭包替代),且 $A(t)\leqslant$

$R(t)$,则整形器 $R(t)$ 不增加延迟.

证明:未使用整形器的延迟为 $h(A,S)$,使用整形器后的延迟为 $h'(A\otimes R,S)$,根据推论 1 及 $A(t)\leqslant R(t)$ 可得 $A\otimes R\leqslant A$,再根据定义 7 可得,$h'(A\otimes R,S)\leqslant h(A,S)$. □

引理 2. 整形器保存了原有的进入限制:假定受限于进入曲线 $A(t)$ 的业务流 $I(t)$ 在进入系统 $\mathcal{S}$ 之前经由整形器 $R(t)$ 整形,若 $R(t)$ 满足子加性质(否则,以其子加闭包替代),则经整形器后的业务流仍受限于原进入曲线 $A(t)$.

证明:根据定义 4,未经整形器的业务流 $I(t)$ 受限于进入曲线 $A(t)$,即 $I\leqslant I\otimes A$;$I(t)$ 经过整形器后的输出 $I'=I\otimes R\leqslant(I\otimes A)\otimes R=(I\otimes R)\otimes A=I'\otimes A$,即 $I'\leqslant I'\otimes A$. □

推论 8. 根据引理 1、引理 2 可得,路由上网络节点引入的整形器不影响端到端延迟的计算.

定理 1. 假定调节器 R_1 的服务曲线为 S_1,调节器 R_2 的服务曲线为 S_2,则不论串接次序如何,串接后的服务曲线 $S=S_1\otimes S_2$.

证明:假定串接方式为 R_1 在前,R_2 在后,并令 R_1 的输出为 O_1,R_2 的输出为 O_2,则根据定义 8,对于输入 I,$O_1\geqslant I\otimes S_1$,$O_2\geqslant O_1\otimes S_2$,即 $O=O_2\geqslant(I\otimes S_1)\otimes S_2=I\otimes(S_1\otimes S_2)$,故得 $S=S_1\otimes S_2$.再由推论 2 可知,R_2 在前,R_1 在后时的服务曲线 $S=S_1\otimes S_2$. □

定理 2. 端到端服务曲线 $\overline{S}=S_1\otimes S_2\otimes\ldots\otimes S_i\otimes\ldots\otimes S_H$.其中 S_i 为业务流穿过的某个网络节点的服务曲线,H 为业务流穿越网络节点的总数.

证明:此定理可用归纳法证明:① 当业务流穿越的节点数为 2 时,根据定理 1 可知,$\overline{S}=S_1\otimes S_2$;② 假定 $\overline{S}_{H-1}=S_1\otimes S_2\otimes\ldots\otimes S_{H-1}$ 成立;③ 则 $\overline{S}=\overline{S}_{H-1}\otimes S_H=S_1\otimes S_2\otimes\ldots\otimes S_H$ 成立. □

定理 3. 端到端服务曲线 $\overline{S}$ 存在瓶颈效应,即 $\overline{S}\leqslant\min(S_1,S_2,\ldots,S_h,\ldots,S_H)$.

证明:此定理可用归纳法证之:① 当业务流穿越的节点数为 2 时,根据推论 1 和定理 1 可得,$\overline{S}\leqslant\min(S_1,S_2)$;② 假定业务流穿越的节点数为 $H-1$ 时,$\overline{S}_{H-1}\leqslant\min(S_1,S_2,\ldots,S_{H-1})$ 成立;③ 则 $\overline{S}=\overline{S}_{H-1}\otimes S_H\leqslant\min(\overline{S}_{H-1},S_H)=\min(S_1,S_2,\ldots,S_H)$ 成立. □

推论 9. 端到端延迟理想上界 $\overline{D}=h(A,\overline{S})$.

推论 10. 端到端延迟近似上界 $\hat{D}=\sum_{i=1}^{H}d_i(t)\leqslant\sum_{i=1}^{H}h(A,S_i)$.

定理 4[5]**.** 提供保证服务的网络节点的服务曲线为 $S(t)=R\cdot(t-L/R-v)^{+}$.其中 R,v 是网络节点为给定业务提供的服务速率及延迟,L 是业务流报文最大长度.

5 保证服务端到端延迟的计算

5.1 保证服务的 QoS 协商

保证服务的 QoS 协商采用 OPWA(one pass with advertisement)[1]方法,其过程如下:发送者以 TSpec 形式指定其业务特性,TSpec 将相关的信令消息,如 RSVP 的 PATH 消息发往接收者.信令消息在发送的过程中被路由中的每一节点所更新,故接收者可获取被记录下来的路由特性.与保证服务相关的路由特性,即调节器所产生的以 C 与 D 表示的延迟记录在 ADSPEC 中.C 与 D 表示保证服务偏离 GPS 的程度,路由 P 上调节器的累积影响由 $C_{tot}=\sum_{i\in P}C_i$ 和 $D_{tot}=\sum_{i\in P}D_i$ 表示.接收者根据期望的端到端延迟决定请求的服务速率 R,并使用如 RSVP 的 RESV 消息将 R 回送给发送者,回送消息沿途被每一相关网络节点处理,以决定是否有足够的容量接受请求即执行呼叫准入.呼叫准入可随调节器类型的不同而有所不同,以便实现效率和复杂性的平衡.

5.2 服务曲线以速率等待时间形式表示的保证服务端到端延迟的计算

根据定理4,保证服务的行为可用服务曲线准确地加以描述.服务曲线方法的优点在于可用简单图形表示最大延迟和最大缓冲区需求[1].以速率等待时间(latency)形式表示的保证服务的服务曲线的等待时间为$C/R+D$.根据定理2,业务流端到端服务曲线是通过对该业务流流经的所有网络节点的服务曲线的最小加卷积得来的.特别地,对具有(b,r,p,M)形式TSpec并分配有R服务速率的用户,其端到端延迟的上界$\hat{D}$[1]为

$$\begin{cases}\dfrac{(b-M)}{R}\dfrac{(p-R)}{(p-r)}+\dfrac{M}{R}+\left[\dfrac{C_{tot}}{R}+D_{tot}\right] & \text{if } p>R\\ \dfrac{M}{R}+\left[\dfrac{C_{tot}}{R}+D_{tot}\right] & \text{if } p\leqslant R\end{cases}$$

5.3 调节器为PGPS的保证服务端到端延迟上限的计算

根据推论10、定理4、$A(t)\leqslant(M+pt)\oplus(b+rt)$及$v_i=L_{max}/C_l$(其中$L_{max}$表示链路最大长度,$C_l$表示链路容量)可得,$S_i(t)=R_i\cdot(t-M/R_i-v_i)^+$和$h(A,S_i)=M/R_i+L_{max}/C_l$.当调节器为PGPS时,业务流$j$的保证服务端到端延迟上限$\hat{D}_j=\sum_{i=1}^{H}h(A,S_i)=\sum_{i=1}^{H}\dfrac{M}{R_i}+\sum_{i=1}^{H}\dfrac{L_{max}}{C_l}$.该结果与文献[1]中$\hat{D}_i=\dfrac{b_i}{R_i}+\dfrac{(H-1)L_i}{R_i}+\sum_{h=1}^{H}\dfrac{L_{max}^h}{\gamma^h}$是一致的.其中$\gamma^h(h=1,...,H)$表示业务流$i$穿越的链路速率,$R_i$表示业务流$i$在其所穿越的所有链路中被保证的最小速率,$L_i$表示业务流$i$的最大报文长度,$L_{max}^h$表示在链路$h$的最大报文长度,业务包络$A_i(t)=b_i+r_it(t\geqslant0)$.

6 结束语

本文研究了通过网络演算计算保证服务端到端延迟上界的问题,正如定理3和推论10所揭示的,基于GPS模型调节器由于选择了瓶颈节点所能保证的服务速率作为端到端保证服务速率以及延迟上界计算的近似性,使得为实现保证而预留的资源过多.如文献[1]所述,保证服务仅耗用了40%的资源.问题的解决途径是选择更有效的调节器以及对业务流进行聚合[1,4,7].

References:

[1] Guérin, R., Peris, V. Quality-of-Service in packet networks: basic mechanisms and directions. Computer Networks, 1999, 31(3):169~189.

[2] Cruz, R.L. A calculus for network delay, part I: network elements in isolation. IEEE Transactions on Information Theory, 1991,37(1):114~131.

[3] Cruz, R.L. A calculus for network delay, part II: network analysis. IEEE Transactions on Information Theory, 1991,37(1):132~141.

[4] Schwartz, M. Broadband Integrated Networks. Beijing: Tsinghua University Press and Prentice Hall, 1998 (Original edition. NJ: Prentice Hall, 1996).

[5] Le Boudec, J.Y. Application of network calculus to guaranteed service networks. IEEE Transactions on Information Theory, 1998,44(3):1087~1096.

[6] Chang, C.S. On deterministic traffic regulation and service guarantees: a systematic approach by filtering. IEEE Transactions on Information Theory, 1998,44(3):1097~1110.

[7] Georgiadis, L, Guérin, R., Parekh, A. Optimal multiplexing on a single link: delay and buffer requirements. IEEE

Transactions on Information Theory, 1997, 43(5): 1518~1535.

On the Computation of End-to-End Delay Bound in Guaranteed Service by Network Calculus*

ZHANG Xin-ming, CHEN Guo-liang, GU Jun

(*National High Performance Computing Center, Hefei* 230027, *China*);
(*Department of Computer Science and Technology, University of Science and Technology of China, Hefei* 230027, *China*)
E-mail: xinming@mail.ustc.edu.cn
http://www.ustc.edu.cn; http://nhpcc.ustc.edu.cn

Abstract: In this paper, the authors summarize the results of network calculus, describe two fundamental network calculus tools, i.e. arrival curve and service curve. Some results including the bottleneck effect of service curves, the optimal and approximate deterministic end-to-end delay bounds, and the service curve for a network node offering guaranteed service are obtained in this paper. Finally, the authors compute the deterministic end-to-end delay bounds in guaranteed service with rate-latency and PGPS (packetized generalized processor sharing) service curves.

Key words: network calculus; arrival curve; service curve; guaranteed service; end to end delay

---

* Received November 30, 1999; accepted March 6, 2000
Supported by the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No. G1998030403