

基于随机网络演算的无线网络 TCP 性能上界分析^①

漆华妹^② 陈志刚

(中南大学信息科学与工程学院 长沙 410083)

摘要 为了准确地分析、判断无线网络传输控制协议(TCP)性能上界,以提高无线网络在数据传输上的服务质量(QoS),在综合分析无线网络特性的基础上,运用马尔科夫理论对无线网络 TCP 数据流的随机延迟上界、随机延迟抖动上界以及随机吞吐量理论上界进行了建模,并提出了一种基于随机网络演算的无线网络 TCP 性能上界的模型。该模型可以简化无线网络流量复杂性分析,而且能够给出网络数据流到达曲线、服务曲线、延迟上界、延迟抖动上界及吞吐量上界。研究表明,用这一模型,可以准确地预测无线网络 TCP 性能边界情况,这对进行无线网络 TCP 性能分析有重要意义。

关键词 无线网络, 传输控制协议(TCP), 随机网络演算, 性能分析

0 引言

随着无线多媒体业务的增加,需要在无线网络中传输语音、图像等多媒体信息。同时,随着无线技术的发展,人们对数据传输可靠性的要求也会越来越高,而 TCP 协议则可以满足这方面的要求。因为多媒体及可靠的数据传输对传输时延、时延抖动、吞吐量以及丢包率等性能指标都提出较高的要求,分析和判断无线网络的性能上界(所谓上界,是指考虑一个实数集合 M 。如果有一个实数 S ,使得 M 中任何数都不超过 S ,那么就称 S 是 M 的一个上界。)能否满足现有或将来数据传输业务对服务质量(QoS)的需求,为无线网络 TCP 数据传输业务提供 QoS 保障,则受到越来越多研究人员的关注^[1,2]。本研究采用随机网络演算方法进行了无线网络 TCP 性能上界模型分析。

1 相关研究

目前,有线网络的 TCP 性能分析方法已较为完

善,而无线网络则不同,由于无线链路的不确定性、无线动态拓扑以及多跳路由的原因,有线网络的分析方法无法直接应用于无线网络。网络演算理论可解决此缺陷。目前大多数研究主要运用确定性网络演算分析无线网络在最坏情况下的性能,然而无线网络处于最坏情况的概率非常低,且确定性网络演算忽略了网络的统计复用和随机特性,随机网络演算求解的是网络的概率边界,适合分析无线网络。

研究人员分析了各类无线网络环境下的网络延迟边界,如:文献[3]基于 IEEE802.11 协议推导了无线自组网中突发流量的随机延迟边界;文献[4]基于流动包模型推导了无线 Mesh 网络系统的端到端随机延迟边界,该流动包模型考虑了一个带加性高斯白噪声(AWGN)的瑞利衰落信道以及最大多普勒频移;文献[5]分析了多个节点串联的系统重尾自相似流量的延迟性能边界;文献[6]针对无线多跳网的特征对系统进行建模,结合随机网络演算提出了分析无线多跳网延迟边界的方法。但实际上网络各类边界之间存在着关联,它们会相互影响。文献[7]对无线多跳环境下的 TCP 吞吐量问题进行

① 湖南省自然科学基金(11JJ6049)资助项目。

② 女,1978年生,博士,副教授;研究方向:无线网络,网络演算;联系人,E-mail: qhm@csu.edu.cn
(收稿日期:2013-05-06)

了研究,指出 TCP 的数据吞吐量随着流经节点数的增加而急剧减少;也有研究对 TCP 数据流在无线环境下的数据传输延迟进行了分析,指出在无线环境下数据传输的延迟抖动会增大,等等。另外,基于网络演算理论分析求解网络 QoS 性能的研究也做了大量的工作:王子君等人^[8]利用确定网络演算理论推导出了控制网络中的延迟确定上界,张奇智等人^[9]利用网络演算求出了交换式工业以太网的最大延迟,等等。在网络演算理论与无线网络的结合方面,文献[10]利用网络演算理论对无线传感器网络的 QoS 性能进行了分析。以上的研究都是采用确定性网络演算技术分析网络的性能,确定性网络演算只能分析网络处在最好的状态下的情况,但无线网络不可能时时处在这种状况下,这不符合网络的实际。文献[11]利用网络演算理论分析了无线多跳网络数据流端到端的服务曲线,且利用服务曲线对各种分组调度算法进行了比较。文献[10]利用网络演算理论对无线传感器网络的 QoS 性能进行了分析。

以上研究要么分析单个的无线网络的性能,要么分析网络处在最好的环境下时的性能,而随机网络演算技术可以分析网络在各种环境下的网络性能,它所求取的边界值是概率范围,适合用于分析无线网络的性能边界。

如何更全面实际地考虑无线网络的特点并结合随机网络演算精确分析无线网络 TCP 性能上界模型是本文研究的重点。本文将全面考虑无线网络的网络流量特性,联合马尔科夫链对网络链路吞吐量进行建模,求解无线网络 TCP 性能上界模型。

2 无线网络链路吞吐量模型

无线网络采用载波检测多路访问/冲突避免(CSMA/CA)协议,其目的在于通过减少共享信道的相互竞争节点的冲突来提高链路的吞吐量。在无线网络中,一个节点在发送数据之前必须先侦听信道,如果信道空闲,节点在等待一个分布式帧间间隙(distributed inter-frame spacing, DIFS)之后尝试发送数据包,否则,推迟发送直到侦听信道空闲为止。

节点选择竞争窗口 $W(\min \leq W \leq W_{\max})$ 的随机值,并初始化它的退避时隙。因为 W 是一个随机值,两个或多个节点选择同一个退避时隙值的概率就会减少,如果信道空闲,节点的退避时钟就会减少一个时隙。当信道变忙时,退避时钟停止运行,当信道又变空闲时退避时钟恢复运行。只有当退避时钟值变为零且信道空闲时,节点才可以在信道上尝试发送数据。

不失一般性,无线网络可以用一无向图 $G = (N, L)$ 表示,其中 N 表示节点的集合, L 表示无向链路集合。当两个节点处于各自的传输范围之内时,认为链路存在。用 E 表示网络中有向边的集合,对于网络中的任意节点 i ,其邻居节点的集合可表示为 $\eta_i^* = \{j: (i, j) \in L\}$ 。对于任意链路 $\{i, j\} \in E, B(i, j)$ 表示被链路 (i, j) 阻塞的所有其他链路的集合并且定义 $B^*(i, j) = B(i, j) - \{(i, j)\}$ 。为研究需要,我们假设:

- (1) 链路为理想信道,当接收方没有冲突发生时认为数据包的传输是成功的;
- (2) 请求发送(RTS)和允许发送(CTS)包长度很短,它们的传输时间可以忽略,链路层确认包瞬间到达。

基于上面的假定,链路 (i, j) 能否成功传输数据取决于当链路 (i, j) 被调用时是否所有属于集合 $B(i, j)$ 的链路处于空闲状态,其中 $1/\mu_i$ 表示一次成功传输所需要的平均时间,定义链路 (i, j) 的调用概率为 $\rho_{ij} = \lambda_{ij}/\mu_i$ 。

本文利用马尔科夫链来描述无线网络的环境信息,假设每个空间信道是独立同分布的 Gilbert-Elliott(GE)信道。为了便于描述,假设每个信道只有 2 种状态:good 状态和 bad 状态。这里不考虑自动重传机制,若与某一发送信道都处于 bad 状态时,则需要发送的数据将重定向到其他发送信道。由于每个信道都是 2 个状态的 GE 信道,马尔科夫链中将有 $2^{N \times M}$ (N, M 为随机变量个数) 个状态。为了计算 $P(B(i, j))$ 的值,认为存在一随机过程 $\{X(t), t > 0\}$,其中 $X(t)$ 表示时刻 t 在传输数据的链路的集合,所以, $X(t)$ 是一个连续时间马尔可夫链,我们用 G 来表示 $X(t)$ 的状态空间。用 $P(Q)$ 来表示状态 Q

的稳态概率,而 $B(Q)$ 则表示在此状态下只有一条链路处于活动状态而其他所有链路都处于被阻塞的状态。据此,可以得到链路 (i, j) 的吞吐量模型

$$x_{ij} = \rho_{ij} \frac{\Psi(B(i, j)^c)}{\Psi(G)} \quad (1)$$

其中

$$\rho_{ij} = \frac{\lambda_{ij}}{\mu_i} = \frac{2\delta_i}{(CW_{\min} + CW_{\max})CT_{\text{slot}}} \quad (2)$$

$$\Psi(B(i, j)^c) = \sum_{Q \subset B(i, j)^c} \left(\prod_{(i, j) \in Q} \rho_{ij} \right) \quad (3)$$

$$\Psi(G) = \sum_{Q \subset G} \left(\prod_{(i, j) \in Q} \rho_{ij} \right) \quad (4)$$

式中 δ_i 表示数据包的大小, C 表示链路容量, T_{slot} 表示链路时隙。式(1)的详细推导过程可参考文献[12]。

3 无线网络 TCP 性能上界求解

无线网络数据流采用分组交换方式,为了保证数据通信的 QoS, 当一个数据流通过一个节点时,假定数据流服从参数为 (σ, ρ) 的漏桶管制^[13], 其中 σ 为漏桶容量, ρ 为限制速率,也就是说对于任意的一个流 $A(t)$, 存在到达曲线 $\alpha(t) = \sigma + \rho t$ 使得 $A(t) - A(s) \leq \alpha(t - s)$ 。同时,不管网络采用何种队列调度算法,我们都可以假定每个节点对数据流提供参数为 (R, T) 的速率-延迟服务曲线作为对数据流的服务保证^[14]。

$$\beta_{R, T}(t) = \begin{cases} R(t - T), & t > T \\ 0, & t \leq 0 \end{cases} \quad (5)$$

其中 R 为节点所提供的服务速率, T 为数据分组在节点的服务时延。

3.1 TCP 流随机到达曲线和随机服务曲线

随机网络演算^[15] 是分析网络系统随机服务保障的理论,该理论的核心部分是随机到达曲线(stochastic arrive curve, SAC)和随机服务曲线(stochastic service curve, SSC)。SAC 描述数据流特征,SSC 描述数据流的服务特征。在本文中,假设所有的到达曲线和服务曲线都是非负广义递增函数,所有的界限函数都是非负广义递减函数。记 $A(t)$ 、 $A^*(t)$ 和 $S(t)$ 分别表示系统在时间间隔 $(0, t]$ 内的累积到达、输出和服务量,并且假设 $A(0) = A^*(0) =$

$S(0) = 0$ 。

定义 1 (节点随机到达曲线):对所有的 $0 \leq s \leq t, x \geq 0$, 均有

$$P\{\sup_{0 \leq s \leq t} [A(s, t) - \alpha(t - s)] > x\} \leq f(x) \quad (6)$$

成立,则称数据流 A 具有界限函数为 f 的 virtual backlog centric (v. b. c) 随机到达曲线 α , 记为 $A \sim_{vb} \langle f, \alpha \rangle$ 。

定义 2 (节点随机服务曲线):对所有的 $t, x \geq 0$, 均有

$$P\{A \otimes \beta(t) - A^*(s) > x\} \leq g(x) \quad (7)$$

成立,则称系统为数据流提供界限函数为 g 的随机服务曲线 β , 记为 $S \sim_{us} \langle g, \beta \rangle$ 。

下面是具有 v. b. c. 到达曲线的数据流通过提供随机服务曲线(SSC)的系统所具有的性质。

性质 1 (节点随机延迟上界):如果系统 S 的输入数据流 A 具有 v. b. c. 随机到达曲线 $A \sim_{vb} \langle f, \alpha \rangle$, 且系统 S 为输入数据流 A 提供随机服务曲线 $S \sim_{us} \langle g, \beta \rangle$, 则对所有 $t, x \geq 0$, 系统的随机延迟上界为

$$P\{D(t) > h(\alpha + x, \beta)\} \leq f \otimes g(x) \quad (8)$$

其中 $h(\alpha(t), \beta(t))$ 表示 $\alpha(t)$ 和 $\beta(t)$ 之间的最大水平距离,定义为

$$h(\alpha, \beta) \equiv \sup_{s \geq 0} \{ \inf \{ d \geq 0 : \alpha(s) \leq \beta(s + d) \} \} \quad (9)$$

性质 2 (聚合随机到达曲线):如果 N 条具有到达过程 $A_i(t) (i = 1, 2, \dots, N)$ 的数据流及其组成的聚合流 $A(t)$, 若 $\forall i, A_i \sim_{vb} \langle f_i, \alpha_i \rangle$, 则 $A \sim_{vb} \langle f, \alpha \rangle$, 其中

$$\alpha(t) = \sum_{i=1}^N \alpha_i(t), f(x) = f_1 \otimes \dots \otimes f_N(x) \quad (10)$$

性质 3 (串联随机服务曲线):如果一条数据流经过由 N 个系统串联而成的网络。且系统 $n (n = 1, 2, \dots, N)$ 为其输入数据流提供随机服务曲线 $S^n \sim_{us} \langle g^n, \beta^n \rangle$, 那么整个网络为该数据流提供随机服务曲线 $S \sim_{us} \langle g, \beta \rangle$, 其中对任意 $\theta, \theta_1, \dots, \theta_N > 0$

$$\beta(t) = \beta^1 \otimes \beta^{2, \theta} \otimes \dots \otimes \beta^{N, (N-1)\theta}(t) \quad (11)$$

$$g(x) = g^{1, \theta_1} \otimes g^{2, \theta_2} \otimes \dots \otimes g^{N, \theta_N}(x) \quad (12)$$

其中,

$$\beta_{-(n-1)\theta}^n(t) = \beta^n(t) - (n-1)\theta t, n = 1, \dots, N$$

$$g^{n,\theta_n}(x) = g^n(x) + \frac{1}{\theta_n} \int_x^\infty g^n(y) dy,$$

$$n = 1, \dots, N-1$$

$$g^{N,\theta_N}(x) = g^N(x)$$

性质4 (随机服务曲线关系):如果系统 S 的输入数据流 A 是由数据流 A_1 和 A_2 组成的聚合流,且数据流 A_2 具有 v. b. c. 随机到达曲线 $A \sim_{vb} \langle f, \alpha \rangle$, 系统 S 为数据流 A 提供服务曲线 β , 则系统 S 为数据流 A_1 提供随机服务曲线

$$S_1 \sim_{us} \langle f_2, \beta - \alpha_2 \rangle \quad (13)$$

性质5 (输出数据流随机上界):假设一个具有 v. b. c. 随机到达曲线 $A \sim_{vb} \langle f, \alpha \rangle$ 的数据流穿过一个网络系统,且该系统 S 为数据流 A 提供服务曲线 β , 则系统 S 的输出数据流随机上界为:

$$P\{\alpha^*(t) \leq \alpha(t) \otimes \beta(t)\} \leq f \otimes g(x) \quad (14)$$

根据上面的理论基础,对无线网络 TCP 流的随机到达曲线和随机服务曲线分析如下。

定理1 (TCP 流随机到达曲线):为保证准确的 TCP 吞吐量上界,对于无线网络节点,其 TCP 流随机到达曲线可以表示为

$$P\{\sup_{0 \leq s \leq t} [A(s, t) - \alpha_{TCP}(t-s)] > x\} \leq f(x)$$

$$\alpha_{TCP}(t) = Q_{Len} + (MSS \times W_t)t \quad (15)$$

其中 Q_{Len} 为无线网络节点的缓存空间, MSS 为 TCP 数据报大小, W_t 表示在 t 时刻的发送窗口 C_{wnd} 的大小。

证明:对于一个流经 n 个节点的 TCP 数据流,可以将其看成如图 1 所示的一个完整的系统,用 $\alpha_{TCP}(t)$ 表示整个 TCP 数据流系统的随机到达曲线。

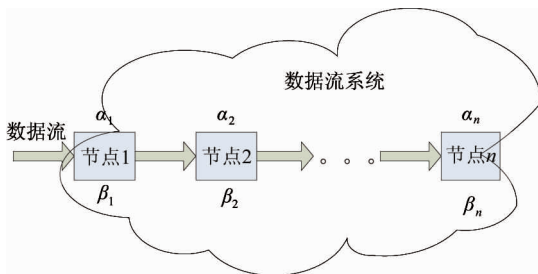


图1 流经 n 个节点的 TCP 数据流系统

从图 1 可以看出, TCP 数据流在进入系统时既要受到数据流系统的随机到达曲线 $\alpha_{TCP}(t)$ 的约束,同时也要受到节点 1 的到达曲线 $\alpha_1(t)$ 的约束。因此, TCP 数据流系统的随机到达曲线就是数据流流经的第一个节点的到达曲线。这是因为随机到达曲线具有串联特性,即

$$\alpha_{TCP}(t) = \alpha_1(t)$$

而对于 $\alpha_1(t)$, 第一个无线网络节点是 TCP 的源端,在 t 时刻其数据发送速率为 $MSS \times W_t$ 。根据定义 1 可知,

$$P\{\sup_{0 \leq s \leq t} [A(s, t) - \alpha_{TCP}(t-s)] > x\} \leq f(x)$$

$$\alpha_{TCP}(t) = Q_{Len} + (MSS \times W_t)t$$

从而定理 1 得证。证毕。

定理2 (TCP 流随机服务曲线):为保证更准确 TCP 吞吐量上界,对于为数据流提供参数为 (R, T) 的速率-延迟服务曲线的无线网络节点,其 TCP 数据流的随机服务曲线可以表示为

$$P\{A \otimes \beta_{TCP}(t) - A^*(s) > x\} \leq g(x)$$

$$\beta_{TCP}(t) = \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(t - RTT/2n), t > RTT/2 \quad (16)$$

证明:根据定义 2、性质 3 和式(5)可知,流系统的服务曲线可以通过其流经的各个节点的服务曲线通过最小加卷积运算而得到,即

$$\beta_{TCP}(t) = \beta^1 \otimes \beta_{-\theta}^2 \otimes \dots \otimes \beta_{-(n-1)\theta}^n(t)$$

$$= \beta_{R_{TCP}, T_{TCP}}(t)$$

其中

$$R_{TCP} = \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)$$

$$T_{TCP} = \sum_{i=1}^n T_i$$

$\sum_{i=1}^n T_i$ 表示数据分组在 n 个节点之间的传输时间,在 TCP 数据传输过程中, RTT 表示 TCP 数据分组的传输回路时间,本文将 RTT 表示为 TCP 在运行过程中其传输回路时间的平均值。为此, $T_{TCP} = \sum_{i=1}^n T_i = RTT/(2n)$, 因此 $\beta_{TCP}(t) = \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(t - RTT/(2n))$ 。证毕。

3.2 TCP 流随机延迟上界

在无线网络环境下,无线 TCP 数据流的随机延

迟上界表示 TCP 在最坏情况下的数据传输延迟。根据性质 1 可知,一个端到端 TCP 数据流的随机延迟上界为

$$P\left\{D_{TCP}(t) \leq \frac{\delta}{R_{TCP}} + \sum_{i=1}^n T_i^{send} + nT^{tran}\right\} \leq f \otimes g(x) \quad (17)$$

其中 $R_i, T_i^{send}, T^{tran}$ 分别表示节点 i 所提供的服务速率和数据分组在节点 i 上的发送延迟以及传输延迟, δ 表示一个数据分组的大小。这里假定每跳传输时间 T^{tran} 都相等。根据前面的讨论式(17)可以表示为:

$$\begin{aligned} P\left\{D_{TCP}(t) \leq \frac{\delta}{R_{TCP}} + \sum_{i=1}^n \delta/R_i + nT^{tran}\right\} \\ P\left\{D_{TCP}(t) \leq \frac{\delta}{R_{TCP}} + n\delta/R_{TCP} + nT^{tran}\right\} \\ P\left\{D_{TCP}(t) \leq (n+1)\delta/R_{TCP} + nT^{tran}\right\} \\ \leq f \otimes g(x) \end{aligned} \quad (18)$$

其中 $R_{TCP} = \min_{1 \leq i \leq n} (R_i) = \min_{1 \leq i \leq n} (x_{ij})$, x_{ij} 为链路 (i, j) 的实际吞吐量。

将前面给出的一定假定条件下的无线网络链路吞吐量模型式(1)代入式(18),可以得到无线网络环境下 TCP 数据流流经 n 个节点的端到端随机延迟上界:

$$P\left\{D_{TCP}(t) \leq (n+1)CT_{slot}(W_{\min} + W_{\max}) \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ \frac{\Psi(G)}{\Psi(B(i,j)^c)} \right\} / 2 + nT^{tran}\right\} \leq f \otimes g(x) \quad (19)$$

3.3 TCP 流随机延迟抖动上界

无线网络中 TCP 数据流端到端的延迟由固定的分组发送延迟和节点数据积压所引起的延迟抖动(可变延迟)以及传输延迟组成,因此得到下式:

$$P\left\{D_{TCP}^{bound} \geq D_{TCP}^{bound} + D_{TCP}^{send} + D_{TCP}^{tran}\right\} \leq f \otimes g(x) \quad (20)$$

其中 D_{TCP}^{bound} 表示数据流的端到端延迟抖动上界, D_{TCP}^{tran} 表示数据包在链路上的总传输延迟,即 $D_{TCP}^{tran} = nT^{tran}$; D_{TCP}^{send} 表示总的发送延迟:

$$D_{TCP}^{send} = D_1 + \dots + D_n \quad (21)$$

$D_i (1 \leq i \leq n)$ 表示 TCP 数据流所流经节点 i 的固定发送延迟:

$$D_i = \delta/R_i \quad (22)$$

将式(22)代入式(21)中得

$$\begin{aligned} D_{TCP}^{send} &= \delta/R_1 + \dots + \delta/R_n \\ &\geq n\delta / \max_{1 \leq i \leq n} \{R_i\} \end{aligned} \quad (23)$$

其中 R_i 表示节点 i 到下一跳节点 j 的服务速率。将式(21)代入式(18)中可得下式

$$P\left\{D_{TCP}^{bound} \leq D_{TCP}^{bound} - n\delta / \max_{1 \leq i \leq n} \{R_i\} - nT^{tran}\right\} \leq f \otimes g(x)$$

$$D_{TCP}^{bound} \leq \left[\begin{aligned} &(n+1) \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ \frac{\Psi(G)}{\Psi(B(i,j)^c)} \right\} - \\ &n \min_{1 \leq i \leq n} \left\{ \frac{\Psi(G)}{\Psi(B(i,j)^c)} \right\} \end{aligned} \right] CT_{slot}(W_{\min} + W_{\max})/2 - nT^{tran} \quad (24)$$

式(24)为无线网络 TCP 数据流流经 n 个节点的随机延迟抖动上界。

3.4 TCP 流随机吞吐量上界

精确求解无线网络 TCP 数据流的吞吐量上界,对于合理调整 TCP 在无线环境下的拥塞控制策略,判断现有 TCP 协议在无线环境下的吞吐量性能是否已经达到了理论的极限,从而指导 TCP 协议的改进,具有重要的理论意义。

根据性质 5 以及定理 1 和定理 2 的 TCP 随机到达曲线、随机服务曲线模型, TCP 数据流的随机吞吐量上界可以表示为

$$\begin{aligned} P\left\{\alpha^* \leq \alpha \circ \beta\right\} &\leq f \otimes g(x) \quad \alpha^* \leq \alpha \circ \beta \\ &= \sup_{u \geq 0} \left\{ \alpha(t+u) - \beta(u) \right\} \\ &= \sup_{u \geq 0} \left\{ \alpha(t+u) - \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(u - RTT/2) \right\} \\ &= \sup_{0 \leq u \leq RTT/2} \left\{ \alpha(t+u) \right\} \vee \\ &\quad \sup_{u \geq RTT/2} \left\{ \alpha(t+u) - \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(u - RTT/2) \right\} \end{aligned} \quad (25)$$

对于无线网络中的 TCP 数据流,其运行时间必须满足 $t \geq 0$, 因此当 $t \leq RTT/2$ 时,式(25)可以表示为:

$$\begin{aligned} \alpha^* &\leq 0 \vee \sup_{RTT/2 \leq u < t} \left\{ \alpha(t+u) - \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(u - RTT/2) \right\} \\ &\quad \vee \sup_{u \geq t} \left\{ \alpha(t+u) - \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(u - RTT/2) \right\} \\ &= 0 \vee 0 \vee \sup_{u \geq t} \left\{ \alpha(t+u) - \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(u - RTT/2) \right\} \\ &= Q_{Len} + \min_{1 \leq i \leq n} (R_i)(t + RTT/2) \\ &= Q_{Len} + \min_{1 \leq i \leq n} \frac{\Psi(B(i,j)^c)}{\Psi(G)} \frac{2MSS(t + RTT/2)}{(CW_{\min} + CW_{\max})CT_{slot}} \end{aligned} \quad (26)$$

Analysis on the upper bound of the TCP performance of wireless networks based on stochastic network calculus

Qi Huamei, Chen Zhigang

(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083)

Abstract

To accurately analyse and determine the upper bound of the transmission control protocol (TCP) performance of wireless networks to improve their quality of service (QoS) in data transmission, the upper bound modelling for TCP data flows' stochastic delay, stochastic delay jitter and throughput in wireless networks was conducted by using the Markov theories based on the general analysis of wireless networks' specific properties, and a model for the upper bound of wireless networks' TCP performance based on stochastic network calculus was proposed. The model can simplify the analysis of the complexity of traffic flowing scenarios and is capable of deriving the the data flow's arrival curve, service curve, upper delay bound, upper delay jitter bound and upper throughput bound for wireless networks. The study proves that the model can accurately estimate the probability distribution of the TCP bound. This is of great importance to analysis of wireless networks' TCP performance.

Key words: wireless networks, transmission control protocol (TCP), stochastic network calculus, performance analysis