

基于最小加代数理论求解无线 Mesh 网络端到端延迟上界的方法^①

漆华妹^{②*} 陈志刚^{*} 吴显平^{**}

(* 中南大学信息科学与工程学院 长沙 410083)

(** 莫纳什大学信息技术学院,墨尔本,维多利亚,澳大利亚)

摘 要 为分析无线 Mesh 网络(WMN)的 QoS 性能,根据最小加代数理论中的随机性网络演算的知识,提出了基于缓存队列共享的 WMNs 节点框架,然后利用最小加代数理论中的随机性演算理论求解了基于缓存队列共享的 WMNs 随机性端到端延迟理想上界和近似上界。对推导出的 WMNs 端到端延迟上界计算公式进行的实例数值分析证实了统计方法的有效性。数值分析结果表明,端到端延迟上界随着权重的增加而减少,所得结果对 WMNs 的 QoS 控制具有参考意义。

关键词 无线 Mesh 网络(WMN),最小加代数,端到端延迟,随机性边界

0 引 言

近年来,无线 Mesh 网络(wireless Mesh networks, WMNs)受到了研究者的广泛关注。WMNs 是多跳传输网络,其中有 3 种类型的节点^[1]——网关、Mesh 路由器和 Mesh 终端。所有 Mesh 路由器和网关节点构成了 WMNs 的骨干网,Mesh 终端用户的数据经由 Mesh 路由器的多跳传输到达网关,再通过网关的转发实现终端的 Internet 访问。网络中大部分流量汇聚于网关,网关常常成为网络性能的瓶颈^[2]。显然,端到端延迟上界能否得到保证将直接影响 WMNs 路由选择、拥塞控制以及负载均衡机制的有效实现,并且影响到 QoS 保证。为了有效实现路由选择、拥塞控制、负载均衡机制及 QoS 保证,一般在 WMNs 协议中使用专门分组探测节点之间的延迟。但是,在带宽有限的网络条件下,其开销比较大,从而缩短了网络生存期。

由 Cruz^[3] 开创并由 Chang 和 Le Boudec 等人^[4,5]发展起来的网络演算(network calculus, NC)理论是一种新的重要而有效的网络队列系统性能定量分析理论,它以最小加代数(min-plus algebra)为数学工具,主要用来求解队列网络的性能边界问题。文献[6,7]中利用最小加代数理论计算了以自相似流作为输入的基于分形整形器的通用处理器共享系统的确定性与统计性单节点队列长度、延迟以及端到

端延迟等性能指标。文献[8]基于网络演算理论推导了以速率延迟曲线和包通用共享处理器系统的确定性端到端延迟。文献[9,10]基于网络演算理论对工业以太网性能进行了性能分析研究。最近,研究者把网络演算中的最小加代数引入到无线 Mesh 网络的研究中^[11,12]。Koubaa^[13]等提出了一个全球交易系统(GTS)的服务曲线,通过应用最小加代数理论计算了网络的延迟上界,同时基于该结果分析了 IEEE802.15.4 对环球交易俱乐部(GTC)保证的吞吐量及延迟边界的影响。Mao^[12]等提出一种为最优化划分实时多媒体链路的分析架构,该链路能最小化整体的端到端延迟。

综上所述,目前 WMNs QoS 性能方面的研究主要是基于无线 Mesh 网的体系结构、流量特征,设计 QoS 性能优化的媒体接入控制(MAC)协议、路由协议以及调度机制,“尽力而为”地实现无线 Mesh 网 QoS 保证,而对无线 Mesh 网 QoS 性能的定性分析较少。针对上述问题,本文利用网络演算理论中的最小加代数理论计算无线 Mesh 网络中网关与 Mesh 路由器节点之间的延迟上界。不失一般性,本文中的无线 Mesh 网络采用通用的平面结构。Mesh 路由器节点使用了一种新的能提供保证服务的缓存队列共享结构,它简化了分析,但同时又能满足 Mesh 路由器节点的各种需求。

① 国家自然科学基金(60873082)和 863 计划(2008AA7034060B)资助项目。

② 女,1979 年生,博士生,讲师;研究方向:无线 Mesh 网络 QoS,网络演算;联系人, E-mail:snas_hua@163.com (收稿日期:2009-01-05)

1 随机性网络演算理论

网络演算^[5]是近年来人们对网络通信流问题进行深入研究所取得的一些成果的有机结合,其最有效的数学工具为最小加代数理论。一般情况下网络演算可归纳为两类:一类是确定性演算,另一类是随机性演算。确定性网络演算主要用来精确求解性能边界的绝对值大小,它使用到达曲线和服务曲线这两个基本工具来求解网络性能边界问题,是推导QoS网络中单个通信流的延迟和队列长度的有力工具;而随机性演算主要用来计算性能的概率或统计边界问题,它使用到达曲线和有效服务曲线这两个基本工具来求解网络性能边界问题,有利于通信流的统计复用开发,以提供网络资源的利用率。目前,采用确定性网络演算来进行网络分析的论文较多,而采用统计性网络演算研究网路性能的文章非常地少。并且确定性网络演算导出的性能确定边界往往是最坏情况下的解,而网络系统处于这种情况下的情形的几率是相当低的,并在一些保证服务网络中使用确定解将导致网络资源的过于优化。随机性网络演算是用来定量求解网络性能的统计边界。利用随机性网络演算能够从统计复用独立通信流中获得更大的增益,并有效地提高资源利用率。从无线Mesh网络带宽的有限性、信道误码突发性等性质来看,随机性网络演算适用于分析无线Mesh网络的业务流。下面介绍本文中需要用到的随机性演算理论基础^[5]。

定义1 对于 $\forall s \leq t$, 若 $f(s) \leq f(t)$ 成立, 则称 f 为广义递增函数。

定义2 当 $0 \leq t \leq d$ 时, $\delta_d(t) = 0$, 而当 $t > d$ 时, $\delta_d(t) = +\infty$, 则称 δ_d 为突发延迟函数。

定义3 如果 $t > 0$, 则 $\gamma_{r,b}(t) = rt + b$, 否则 $\gamma_{r,b}(t) = 0$, 其中 $r \geq 0, b \geq 0$ 。

定义4 当 $0 \leq t \leq T$ 时, $\beta_{R,T} = 0$, 而当 $t > T$ 时, $\beta_{R,T} = R(t - T)$, 其中, $R > 0$, 则称 $\beta_{R,T}$ 为速率等待时间函数。

定义5 对于 $\forall f, g \in F$, 函数 f 和 g 的最小加卷积运算为

$$(f \otimes g)(t) = \begin{cases} \inf_{s \in [0, t]} [f(t-s) + g(s)] & , t \geq 0 \\ 0 & , t < 0 \end{cases}$$

推论1 对于 $\forall f \in F, f \otimes \delta_d = f(t-d)$ 成立。

定义6 对于 $\forall f, g \in F$, 函数 f 和 g 的最小

加反卷积运算为

$$(f \oslash g)(t) = \sup_{s \in [0, \infty]} (f(t+s) - g(s))$$

定义7 对于 $\forall f, g \in F$, 函数 f 和 g 之间的水平偏差定义为水平最大距离, 即

$$h(f, g) = \sup_{t \in [0, \infty]} \{ \inf \{ d \geq 0 : f(t) \leq g(t+d) \} \}$$

定义8 给定一个函数 $\alpha(t)$, 且 $\alpha \in F, t \geq 0$, 若输入函数 R 满足 $R \leq R \otimes \alpha$, 则称 α 为 R 的到达曲线。

定义9 给定一个输入函数 R , 对于 $\beta \in F, \beta(0) = 0$, 若输出函数 R^* 满足 $R^* \geq R \otimes \beta$, 则称该系统为业务提供服务曲线 $\beta(t)$ 。

定义10 给定一个输入函数 R , 若输出函数为 R^* , 则虚延迟 $d(t) = \inf \{ \tau \geq 0 : R(t) \leq R^*(t + \tau) \}$ 。

推论2 虚延迟 $d(t)$ 的界限满足 $d(t) \leq h(\alpha, \beta)$ 。

定理1^[5](端到端有效服务曲线): 假设一个通信流依次穿过有效服务曲线为 $\beta_1(t), \beta_2(t), \dots, \beta_n(t)$ 的网络节点1, 节点2, ..., 节点 n , 则这 n 个节点串联后提供的端到端有效服务曲线为 $\beta = \beta_1 \otimes \beta_2 \otimes \dots \otimes \beta_n \otimes \delta_{(n-1)\xi}$, 即存在一个 $T > 0$, 有 $\Pr\{R^*(t) \geq \inf_{u \in [0, n(T+\xi)]} \{R(t-u) + \beta(u)\} \geq 1 - \epsilon'\}$ 。其中 $\epsilon' \leq n\epsilon \left(1 + (n-1) \frac{T+\xi}{2\xi}\right)$, $\xi > 0, 0 \leq \epsilon \leq 1, n$ 为网络节点个数, δ 为冲激函数, $R(t)$ 为通信流的输入函数, $R^*(t)$ 为其输出函数。

端到端的有效服务曲线可以对单个节点或多个节点网络系统的调度策略进行描述, 可用于表示网络节点或网络提供给通信流的服务特征。

2 随机性端到端延迟上界

2.1 缓存队列共享

无线Mesh网络结构如图1所示。无线Mesh网有3种类型的节点, 即网关、Mesh路由器和Mesh终端。网关不仅具有Mesh路由器的功能, 而且与Internet直接通过有线电缆相连, 是无线Mesh网与Internet连通的桥梁。所有Mesh路由器和网关节点构成了WMN的骨干网, Mesh终端用户的数据经由Mesh路由器的多跳传输到达网关, 再通过网关的转发实现终端的Internet访问。

数据在传输过程中, 被沿途的Mesh节点进行存储和转发等处理, 它的处理能力、存储能力和通信能

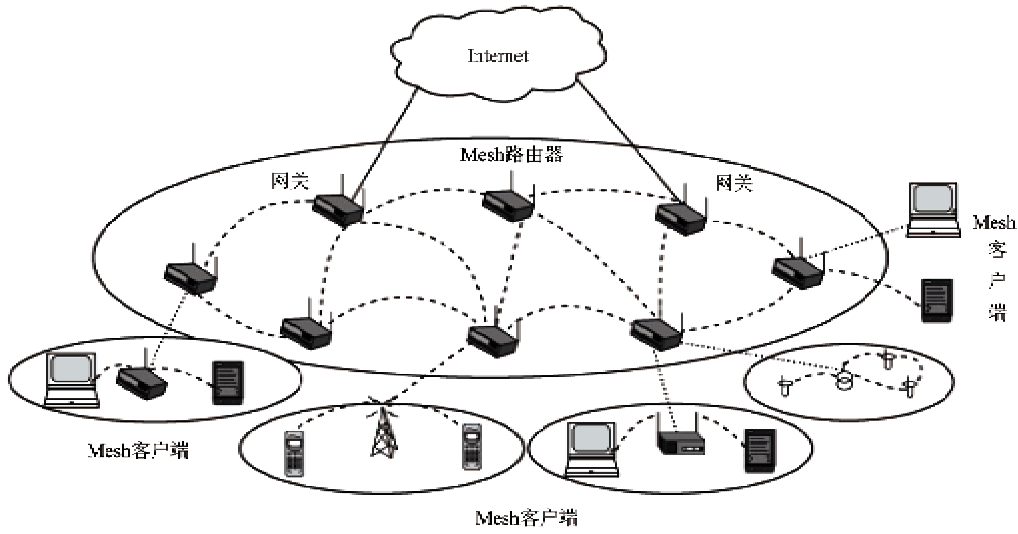


图1 无线 Mesh 网络拓扑结构图

力会逐渐变弱,显然,为了降低开销,提高网络生存期,提供有上界的端到端延迟是必要的。在提供保证服务的同时,又要满足 Mesh 节点提供各种功能的需求。本文提出了一种基于缓存队列共享的 Mesh 节点结构,如图 2 所示。缓存队列共享是将 Mesh 节点的缓存容量分配给需要该节点转发监测数据的上游节点的数据通道,需要该节点转发监测数据的上游节点共享该节点的缓存空间,该节点的调度器对上游节点传输来的数据按照其服务质量优先级进行调度。图 2 给出了有 i 个上游节点 (Mesh 节点 1, Mesh 节点 2, ..., Mesh 节点 i) 的 Mesh 节点 j 的缓存队列共享结构。缓存队列共享有如下一些优点: (1) 在带宽有限的条件下,为每个上游 Mesh 节点数据通道提供最小传输速率保证服务; (2) 所有上游 Mesh 节点动态共享下游节点的缓存容量,确保了统计复用增益最大; (3) 使用缓存队列共享简化了无线 Mesh 网络的性能分析。

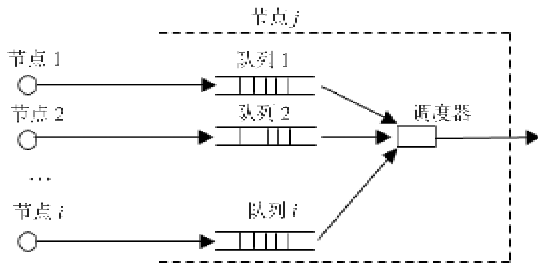


图2 基于缓存队列共享的 Mesh 节点结构

2.2 随机性端到端延迟上界求解

无线 Mesh 网络的端到端延迟由两部分组成:一

部分是可变延迟,它主要为 Mesh 节点缓存区等待延迟;另一部分是固定延迟,它主要由传播延迟组成。

定理 2 假设一组监测数据流通过某一 Mesh 节点,且该 Mesh 节点的到达曲线和服务曲线分别为 γ 和 β , 则该组数据流通过该 Mesh 节点的虚拟延迟 D 满足关系式

$$\Pr\{D \leq T + b/R\} \geq 1 - \epsilon \quad (1)$$

其中,该 Mesh 节点的到达曲线 γ 和服务曲线 β 分别为双子函数和速率等待时间函数, T 和 R 分别为 β 的延迟和服务速率, b 为 γ 的突发参数。

证明:由推论 2、定义 6 和定义 7 联合解得

$$\begin{aligned} 1 - \epsilon &\leq \Pr\{D \leq h(\gamma, \beta)\} \\ &= \sup_{t \geq 0} \{\inf\{d \geq 0: \gamma(t) \leq \beta(t + d)\}\} \\ \text{若 } \gamma \text{ 和 } \beta \text{ 分别为速率等待时间函数和双子函数,则} \\ &\text{可以得到一个 Mesh 节点的虚拟延迟 } D \text{ 满足式} \\ 1 - \epsilon &\leq \Pr\{D \leq \sup_{t \geq 0} \{\inf\{d \geq 0: rt + b \leq R(t + d - T)\}\}\} \\ &= \Pr\{D \leq \sup_{t \geq 0} \{\inf\{d \geq 0: \\ &\quad d \geq \frac{rt - Rt + b}{R} + T\}\}\} \end{aligned}$$

由 $r \leq R$ 得到 $\Pr\{D \leq T + b/R\} \geq 1 - \epsilon$ 。

定理 3 (端到端延迟理想上界) 假设一组监测数据流依次通过 n 个 Mesh 节点,且这 n 个节点到达曲线依次为 γ_i ($i = 1, 2, \dots, n$), 服务曲线依次为 β_i ($i = 1, 2, \dots, n$), 且 $r_i \leq R_i$, 相邻两 Mesh 节点之间的固定延迟依次为 $d_1, d_2, \dots, d_{n-1}$, 则端到端延迟理想上界 D'_{E2E} 满足以下关系:

$$\Pr\{D'_{E2E} \leq \sum_{i=1}^n T_i + \frac{b_1}{\min\{R_1, R_2, \dots, R_n\}}\}$$

$$+ \sum_{i=1}^{n-1} d_i \geq 1 - \epsilon \quad (2)$$

其中,第 i 个 Mesh 节点的到达曲线 γ_i 和服务曲线 β_i 分别为双子函数和速率等待时间函数, T_i 和 R_i 分别为 β_i 的延迟和服务速率, b_1 为 γ_1 的突发参数, $\min\{\cdot\}$ 为最小函数。

证明:由定理 1、推论 1、定义 2 和定义 4 可知

$$\begin{aligned} \beta_{E2E} &= \beta_{R_1, T_1} \otimes \dots \otimes \beta_{R_n, T_n} \otimes \delta_{d_1 + \dots + d_{n-1}} \\ &= \beta_{\min\{R_1, \dots, R_n\}, \sum_{i=1}^n T_i + \sum_{i=1}^{n-1} d_i} \end{aligned}$$

再由推论 2、定义 6 和定义 7 以及定义 3 和定义 4 联合解得

$$1 - \epsilon \leq \Pr\{D'_{E2E} \leq \sup_{t \geq 0} \{\inf\{d \geq 0: rt + b \leq R(t + d - T)\}\}\}$$

其中, $R = \min\{R_1, \dots, R_n\}$, $T = \sum_{i=1}^n T_i + \sum_{i=1}^{n-1} d_i$, 所以

$$\begin{aligned} rt + b &\leq R(t + d - T) \\ d &\geq \frac{rt - Rt + b}{R} + T \\ &= \frac{rt - \min\{R_1, R_2, \dots, R_n\}t + b_1}{\min\{R_1, R_2, \dots, R_n\}} \\ &\quad + \sum_{i=1}^n T_i + \sum_{i=1}^{n-1} d_i \end{aligned}$$

因为 $r_i \leq R_i$, 所以 $1 - \epsilon \leq$

$$\Pr\left\{D'_{E2E} \leq \sum_{i=1}^n T_i + \frac{b_1}{\min\{R_1, R_2, \dots, R_n\}} + \sum_{i=1}^{n-1} d_i\right\}.$$

定理 4 (端到端延迟近似上界) 假设一组监测数据流依次通过 n 个 Mesh 节点, 且这 n 个节点到达曲线依次为 γ_i ($i = 1, 2, \dots, n$), 服务曲线依次为 β_i ($i = 1, 2, \dots, n$), 且 $r_i \leq R_i$, 相邻两 Mesh 节点之间的固定延迟依次为 $d_1, d_2, \dots, d_{n-1}$, 则端到端延迟近似上界 D_{E2E} 满足关系

$$\begin{aligned} \Pr\{D_{E2E} \leq &\sum_{i=1}^n T_i + \frac{b_1}{R_1} \\ &+ \sum_{i=2}^n \frac{r_i \sum_{j=1}^{i-1} (T_j + d_j) + b_i}{R_i} \\ &+ \sum_{i=1}^{n-1} d_i\} \geq 1 - \epsilon \end{aligned} \quad (3)$$

证明:用归纳法证明:

(1) 当 $n = 1$ 时, 由定理 2 可知, 式(3)显然成立; 当 $n = 2$ 时, 由推论 2 可以得出第 1 个 Mesh 节点的延迟 $\Pr\{D_1 \leq T_1 + b_1/R_1\} \geq 1 - \epsilon$, 因此其输出数据流受限于双子曲线 $\gamma^*(t) = r_1(t + T_1) + b_1$ 。所以, 第 2 个 Mesh 节点的到达曲线 $\gamma(t) = r_1(t + T_1 + d_1) + b_1$, 缓存区延迟为

$$\Pr\left\{D_2 \leq T_2 + \frac{r_2(T_1 + d_1) + b_2}{R_2}\right\} \geq 1 - \epsilon$$

所以, 第 1, 2 个 Mesh 节点之间的总延迟为

$$\begin{aligned} 1 - \epsilon &\leq \Pr\{D_{E2E} = D_1 + d_1 + D_2\} \\ &= \Pr\left\{D_{E2E} \leq \sum_{i=1}^2 T_i \right. \\ &\quad \left. + \frac{b_1}{R_1} + \frac{r_2(T_1 + d_1) + b_2}{R_2} + d_1\right\} \end{aligned}$$

由此可见, 定理 4 成立。

(2) 假设当 $n = k - 1$ 时, 定理 4 成立, 即有

$$\begin{aligned} 1 - \epsilon &\leq \left\{D'_{E2E} \leq \sum_{i=1}^{k-1} T_i + \frac{b_1}{R_1} \right. \\ &\quad + \sum_{i=2}^{k-1} \frac{r_i \sum_{j=1}^{i-1} (T_j + d_j) + b_i}{R_i} \\ &\quad \left. + \sum_{i=1}^{k-2} d_i\right\} \end{aligned}$$

(3) 下面来证明当 $n = k$ 的情况。

因为第 k 个 Mesh 节点的到达曲线 γ_k 满足 $\gamma_k = r_k(t + \sum_{i=1}^{k-1} (T_i + d_i)) + b_k$, 由定理 2 容易得出, 第 k 个 Mesh 节点的输出延迟为

$$\begin{aligned} \Pr\{D_{kth} \leq &T_k + (r_k \sum_{i=1}^{k-1} (T_i + d_i) + b_k)/R_k\} \\ &\geq 1 - \epsilon \end{aligned}$$

显然, k 个节点的端到端总延迟 D_{E2E} 等于其前 $k - 1$ 个节点的端到端延迟 D'_{E2E} 加上第 $k - 1$ 个节点与第 k 个节点之间的固定延迟 d_{k-1} 与第 k 个节点缓存区延迟 D_{kth} , 即

$$\begin{aligned} 1 - \epsilon &\leq \Pr\{D_{E2E} = D'_{E2E} + d_{k-1} + D_{kth}\} \\ &= \Pr\left\{D_{E2E} \leq \sum_{i=1}^k T_i + \frac{b_1}{R_1} \right. \\ &\quad \left. + \sum_{i=2}^k \frac{r_i \sum_{j=1}^{i-1} (T_j + d_j) + b_i}{R_i} + \sum_{i=1}^{k-1} d_i\right\} \end{aligned}$$

推论 3 无线 Mesh 网络的端到端延迟理想上界小于等于它的端到端延迟近似上界。

证明:由定理 3 和定理 4 容易得出。

3 数值结果分析

本节就上节推导出的无线 Mesh 网络中端到端延迟上界计算公式进行了实例数值分析, 以显示使用最小加代数理论计算延迟上界的有效性。本实验基于实验室搭建的实验平台, 运用 Matlab 作为模拟工具。实验平台基于 PC 机及双无线网卡设计成无线 Mesh 路由器, 由无线路由器 KWGR614 作网关, 无线网卡之间采用桥接方式, 同时一个无线网卡接入

网关,另一个网卡工作于软 AP 模式与 Mesh 终端连接。

图 3 给出了监测数据通过 Mesh 节点中所需的延迟上界 D 与该节点分配给该组数据的优先级权重 μ 以及数据流突发参数 b 之间的关系。这里节点服务曲线延迟为 2ms,节点缓存大小为 100Mbit/s。

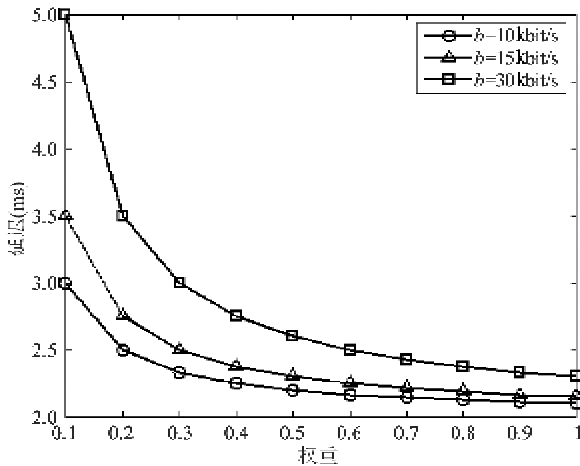


图 3 单节点延迟上界

图 4 给出了监测数据经过多跳路由到达无线 Mesh 网络的网关节点所需要的总时间上界 D 与途经 Mesh 节点分配给该组数据的优先级权重 μ 以及该组数据流路由 Mesh 节点数 n 之间的关系。其中,实线表示端到端延迟理想上界,虚线表示端到端延迟近似上界。这里服务曲线延迟为 2ms,节点缓存大小为 100Mbit/s,数据流传输速率为 0.05kbit/s,数据流突发参数为 0.8kbit/s,数据流传播延迟为 0.5ms。

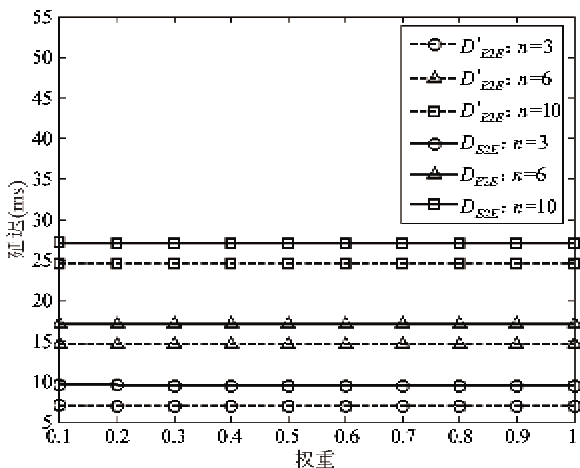


图 4 随机性端到端延迟上界

从图 3,图 4 可以看出:WMN 中端到端延迟上界随分配给数据流的优先级权重的增大而减小,且这种减少的趋势变得越来越平坦。比如,当数据流的突发参数 b 为 30kbit/s,而优先级权重 μ 从 0.1 增加到 0.3 时,则延迟上界 D 从 5.0ms 减少到 3.0ms;当优先级权重 μ 从 0.8 增加到 1.0 时,则延迟上界 D 从 2.375ms 减少到 2.3ms。延迟上界 D 的减少率从 40%降到 3.2%。同时,延迟上界 D 随着数据流的突发参数 b 的增大而增大,当优先级权重 μ 为 0.5,突发参数 b 分别为 10kbit/s,15kbit/s 和 30kbit/s 时,则延迟上界 D 分别为 2.2ms,2.3ms 和 2.6ms。同时,端到端延迟上界也随着路由跳数的增加而增大。当优先级权重 μ 为 0.3,跳数 n 分别为 3,6 和 10 时,则端到端延迟近似上界 D_{E2E} 分别为 9.526ms,17.026ms,和 27.026ms。端到端延迟理想上界小于端到端延迟近似上界。在优先级权重 μ 为 0.5,跳数分别为 10,6 和 3 时,端到端延迟近似上界分别为 27.016ms,17.016ms 和 9.516ms,而端到端延迟理想上界分别为 24.516ms,14.516ms 和 7.016ms。

4 结论

本文首先归纳并总结了最小加代数理论中随机性网络演算的基本知识,提出了基于缓存队列共享的 Mesh 节点结构,然后利用随机性网络演算计算了基于缓存队列共享的无线 Mesh 网络中监测数据流端到端延迟上界,并推导出 Mesh 节点延迟上界、端到端延迟理想上界以及端到端延迟近似上界。数值结果表明,基于最小加代数理论计算无线 Mesh 网络中的端到端延迟上界是非常有效的。端到端延迟上界可为 Mesh 节点到网关节点的数据通道提供统计性保证服务,并对提供服务保证的路由选择、资源分配以及负载均衡等的有效控制具有一定的参考价值。

参考文献

- [1] Ian F A, Xudong W, Weilin W. Wireless mesh networks: a survey. *Computer Networks*, 2005, 47:445-487
- [2] Wang X B, Lin J C, Chen G H. Analysis of bottleneck delay and throughput in wireless mesh networks. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Mobile Ad hoc and Sensor Systems*, Vancouver, Canada, 2006. 765-770
- [3] Cruz R L. A calculus for network delay, part II: network analysis. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1991, 37(1):132-141

- [4] Chang C S. On deterministic traffic regulation and service guarantees: a systematic approach by filtering. *IEEE Transaction on Information Theory*, 1998, 44(3): 1097-1110
- [5] Le Boudec J Y, Thiran P. Network Calculus: A theory of Deterministic Queuing System for the Internet. London, Britain: Springer Verlag, 2004
- [6] Zhang J, Premaratne K, Bauer P H. Resource allocation and congestion control in distributed sensor networks — a network calculus approach. In: Proceedings of the 15th International Symposium on Mathematical Theory of Networks and Systems, University of Notre Dame, USA, 2002
- [7] 吴宏斌, 张连明, 陈志刚. 自相似环境中基于网络微积分学计算端到端延迟上界. 计算机工程与应用, 2006, 42(17):120-122
- [8] Zhang X M, Cheng G L. On the computation of end-to-end delay bound in guaranteed service by Network calculus. *Journal of Software*, 2001, 12(6):889-893
- [9] Jens S, Utz R. Worst case dimensioning of wire-less sensor networks under uncertain topologies. In: Proceedings of the 1st workshop on Resource Allocation in Wireless Networks, Trento, Italy, 2005
- [10] Jens S, Utz R. Sensor network calculus—a framework for worst case analysis. In: Proceeding of the International Conference on Distributed Computing in Sensor Systems, Marina del Rey, USA, 2005. 141-154
- [11] 张连明, 陈志刚, 赵明等. 基于分形整形器的 GPS 系统性能确定上界研究. 通信学报, 2007, 28(2):51-57
- [12] Shiwen M, Shivendra S P, Y. Thomas H. On minimizing end-to-end delay with optimal traffic partitioning. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2006, 55(2): 681-690
- [13] Koubaam A, Alves M, Tovar E. GTS allocation analysis in IEEE 802.15.4 for real-time wireless sensor networks. In: Proceedings of International Parallel and Distributed Processing Symposium, Rhodes Island, Greece, 2006. 25-29

A calculus for end-to-end delay bounds in wireless Mesh networks by min-plus algebra

Qi Huamei^{*}, Chen Zhigang^{*}, Wu Xianping^{**}

(^{*} School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha, Hunan 410083)

(^{**} School of Information Technology, Monash University, Melbourne, Victoria, Australia)

Abstract

To improve the analysis of the performance of wireless Mesh networks (WMNs), this paper proposes a WMNs node framework based on sharing buffer queue, and also gives and formally proves its ideal upper bound and approximate upper bound on end-to-end delay according to the stochastic network calculus theory, one of the theories of min-plus algebra. The experiment shows that the upper bound on end-to-end delay declines when its weight is raised.

Key words: wireless Mesh networks (WMNs), min-plus algebra, end-to-end delay, stochastic bounds