

## 提供 QoS 保障的无线多跳路径可用带宽估计模型与方法

宋安\* 赵海涛 王杉 魏急波  
(国防科技大学电子科学与工程学院 长沙 410073)

**摘要:** 该文对多跳路径的可用带宽估计问题进行了研究, 提出了在估计过程中必须将全局 QoS 保障作为可用带宽的估计原则。对多跳路径的干扰进行了定性分析与定量计算, 并利用排队网络理论建立了路径性能分析模型, 利用该模型能得出路径中各个业务流的 QoS 参数。在此基础上设计了能提供 QoS 保障的可用带宽估计方法。该文所提出的估计方法以 QoS 需求不被破坏为约束条件, 克服了现有工作将无约束的最大可达吞吐量作为可用带宽从而导致业务的 QoS 可能受到影响这一缺陷。仿真实验证明了分析模型与可用带宽估计方法的准确性。

**关键词:** 无线多跳网络; 可用带宽; 流内竞争; 排队网络

**中图分类号:** TP393.01

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2012)04-0818-07

**DOI:** 10.3724/SP.J.1146.2011.00823

## Available Bandwidth Estimation in Wireless Multihop Path for QoS Provision: Model and Method

Song An Zhao Hai-tao Wang Shan Wei Ji-bo

(School of Electronic Science and Engineering, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China)

**Abstract:** This paper focuses on the issue of available bandwidth estimation in wireless multihop path and takes the overall QoS provision as the principle in estimation. Through analyzing and quantitative calculating the interference on the multihop path, the analytical model for performance analysis is derived based on queueing networks theory and from which the QoS parameters of each flow along the path are obtained. Based on the model a method for available bandwidth estimation for QoS provision is proposed, which takes the flow's QoS demands as the constraints and thus overcomes the drawbacks of the existing schemes that only take the maximum achievable throughput as the available bandwidth while the flow's other QoS demands may be affected. Both the proposed model and the estimation method are validated through extensive simulations.

**Key words:** Wireless multihop network; Available bandwidth; Intra-flow contention; Queueing networks

### 1 引言

无线多跳自组网能为布线困难的环境提供快速便捷的网络服务, 在军事和民用两方面均得到广泛应用。作为其基本构成单位, 无线多跳路径具备多跳网络的两个基本特征, 即流内竞争与节点负载间存在依赖关系, 因此对多跳路径的研究构成了研究多跳自组网的基础。

为了给在网络中占据了越来越大比重的 QoS 敏感业务提供更好的服务, 对网络剩余通信能力即可用带宽的研究得到了极大的关注。可用带宽的定义为: 在不影响网络中所有业务流的 QoS 的前提下, 网络能支持的最大额外负载。但是现有的可用带宽估计方法中, 基于测量的方法<sup>[1]</sup>和基于感知的方法<sup>[2-4]</sup>均将网络所能支持的最大吞吐量作为可用带宽, 而没有考虑估计结果被使用后会给网络带来何种影响; 基于模型的方法能在估计过程中考虑业务流之间的相互影响, 但是文献[5]仅考虑了业务流的 MAC 层干扰约束而不能为业务提供 QoS 保障。

设计基于分析模型的可用带宽估计方法的前提是建立一个满足需要并且准确可靠的多跳路径分析模型。该模型必须具备以下两个特点: 第一, 必须全面考虑流内竞争带来的影响; 第二, 必须能够体现路径性能随外部负载的变化关系。但是在现有的研究中, 针对流内竞争的研究不够全面, 他们要么假设了理想调度而忽略了节点的相互干扰<sup>[6]</sup>, 要么在进行碰撞分析时仅考虑隐藏节点的影响, 而忽略了邻节点间的冲突<sup>[7-9]</sup>。此外, 这些研究大多假设网络处于饱和状态, 没有研究节点负载间的关系以及外部负载对网络性能的影响。

针对现有研究工作的不足, 本文对多跳路径的干扰问题进行了详细分析与定量计算, 并建立了基

2011-08-11 收到, 2011-12-31 改回

国家自然科学基金(61002032)和教育部博士点基金资助项目(20094307110004)资助课题

\*通信作者: 宋安 ansong@nudt.edu.cn

于排队网络理论的多跳路径性能分析模型; 基于该分析模型, 以业务流的时延、丢包率与吞吐量等 QoS 需求不被破坏为约束条件设计了多跳路径的可用带宽估计方法; 通过仿真实验, 验证了分析模型的准确性与可用带宽估计方法的合理性。

## 2 多跳路径上的干扰分析

### 2.1 系统模型与假设

考虑由  $N+1$  个运行 IEEE 802.11 协议的静止节点组成的  $N$  跳路径。为了便于分析, 假设理想信道并且所有节点具有相同的 MAC 层与物理层参数。根据 NS2 仿真器的默认值, 设置节点的传输范围  $R_{TX}$  为 250 m, 载波侦听范围  $R_{CS}$  为 550 m, 捕获门限为 10 dB。根据参考文献[7]的场景设置, 取邻节点间距  $d$  为 200 m。典型的多跳路径如图 1 所示。

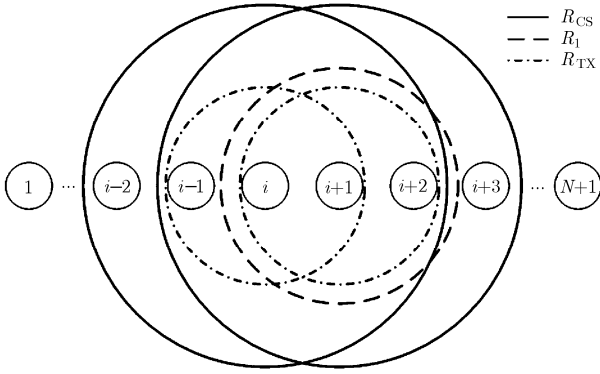


图 1 典型的多跳路径示意图

对于节点  $i$ , 其干扰范围  $R_I$  是指落在其内的竞争节点会影响  $i$  的接收, 即出现碰撞的区域。利用文献[10]中的干扰范围计算方法, 可得出当捕获门限为 10 dB 时,  $R_I$  为 356 m。为了简化分析, 假设节点工作于基本访问模式, 这是因为在多跳网络中, 当  $R_{CS}$  大于两倍  $R_{TX}$  时, RTS/CTS 机制并不能有效地消除隐藏节点问题<sup>[10]</sup>。

### 2.2 干扰的定性分析

与流间竞争不同, 流内竞争是多跳网络的特有现象。多跳路径只存在流内竞争, 这是影响路径中业务流性能和路径可用带宽的关键因素。流内竞争体现为路径上节点间的相互干扰, 我们针对图 1 中由发送节点  $i$  与接收节点  $i+1$  构成的链路  $(i, i+1)$  对干扰进行分类分析。

(1)对退避过程的干扰: 对于正在退避的节点  $i$ , 其  $R_{CS}$  范围内的干扰会影响  $i$  的退避过程, 具体表现为若  $i$  感知到  $R_{CS}$  范围内信道忙, 会挂起其退避过程, 直到信道恢复空闲后才继续退避。令  $CS(i)$  表示

节点  $i$  的  $R_{CS}$  范围内节点的集合, 由于载波侦听范围与节点间距满足关系  $2d < R_{CS} < 3d$ , 因此有  $CS(i) = \{i \pm 2, i \pm 1\}$ 。

(2)来自邻节点的同步碰撞: 同时位于  $i$  的  $R_{CS}$  范围与  $i+1$  的  $R_I$  范围之内的那些节点与  $i$  在同一时隙进行发送时, 会与  $i$  的发送发生碰撞, 这样的碰撞称为同步碰撞。令  $SynN(i)$  表示对链路  $(i, i+1)$  造成同步碰撞的节点的集合, 那么  $SynN(i) = \{i+1, i+2\}$ 。

(3)来自隐藏节点的异步碰撞: 链路  $(i, i+1)$  的隐藏节点是指位于  $i$  的  $R_{CS}$  范围之外但是  $i+1$  的  $R_{CS}$  范围之内的那些节点, 即节点  $i+3$ 。若  $i+3$  向  $i+4$  的传输早于  $i$  向  $i+1$  的传输, 且在  $i$  开始传输时  $i+3$  的传输尚未结束, 那么  $i+1$  检测到信道忙从而不会对  $i$  的发送进行应答, 于是  $i$  便认为此次传输出现碰撞。但是, 若  $i+3$  的传输晚于  $i$  的传输, 捕获效应使得  $i+3$  不会干扰  $(i, i+1)$  上的传输。隐藏节点造成的碰撞不要求隐藏节点与发送节点的传输同时进行, 因此称为异步碰撞。令  $HN(i)$  表示  $(i, i+1)$  的隐藏节点的集合, 那么  $HN(i) = \{i+3\}$ 。

### 2.3 干扰的定量计算

对多跳路径上的干扰进行建模分析时, 必须考虑非饱和状态以及异构业务源。这是因为: (1)只有在非饱和条件下路径上才存在可用的剩余带宽; (2)路径上任意节点都可能有业务流加入或离开网络, 并且节点的输入还依赖于其上游节点的输出。

非饱和条件下的尝试速率可使用队列利用率  $\rho$  对饱和条件下的尝试速率进行松弛来获得。根据文献[11]提出的不动点方法, 饱和时节点的尝试速率为发送一个报文的平均尝试次数与平均退避时隙数之比, 因此非饱和状态时的尝试速率为

$$\beta_i = \frac{\rho_i (1 + p_i^c + \dots + (p_i^c)^{M-1})}{E[W_0] + p_i^c E[W_1] + \dots + (p_i^c)^{M-1} E[W_{M-1}]} \quad (1)$$

其中下标  $i$  表示第  $i$  个节点,  $p_i^c$  为条件碰撞概率,  $\rho_i$  为队列利用率,  $M$  为最大重传次数。退避阶段  $j$  的退避窗口  $W_j$  服从离散均匀分布, 其均值与方差分别为

$$E[W_j] = \begin{cases} (2^j CW_0 - 1)/2, & 0 \leq j < m \\ (2^m CW_0 - 1)/2, & m \leq j < M \end{cases} \quad (2)$$

$$\text{Var}[W_j] = \begin{cases} (2^{2j} CW_0^2 - 1)/12, & 0 \leq j < m \\ (2^{2m} CW_0^2 - 1)/12, & m \leq j < M \end{cases} \quad (3)$$

其中  $CW_0$  是初始竞争窗口,  $m$  是最大退避阶段。

令  $p_i^{cs}$  与  $p_j^{ch}$  分别表示邻节点造成的同步碰撞与隐藏节点造成的异步碰撞的概率。这两种事件发生的概率统计独立, 于是节点  $i$  的碰撞概率为

$$p_i^c = 1 - (1 - p_i^{c,s})(1 - p_i^{c,h}) \quad (4)$$

其中, 邻节点导致的同步碰撞概率为

$$p_i^{c,s} = 1 - \prod_{\substack{j \in \text{SynN}(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j) \quad (5)$$

根据2.2节的分析, 若隐藏节点的传输早于该链路上的传输且领先的时间不超过报文的传输时间, 那么碰撞就会发生, 该时间区域称为链路的脆弱期。对于基本访问模式, 链路的脆弱期  $V$  等于报文传输时间加上短帧间间隔 SIFS, 即

$$V = \text{int}((T_{\text{data}} + \text{SIFS})/\sigma) \quad (6)$$

其中  $T_{\text{data}}$  表示报文传输时间。  $V$  是以系统时隙长度  $\sigma$  为单位的整数值,  $\text{int}(\cdot)$  表示取整操作。注意到隐藏节点只有在处于退避过程时的那段脆弱期才可能因发送报文而引起碰撞。令  $b_j = \sum_{k=0}^{M-1} E[W_k] \cdot \sigma \cdot (p_j^c)^k$  表示节点  $j$  花非挂起状态的退避过程中的平均时间, 并令其平均服务时间为  $E[T_{st,j}]$ , 那么  $j$  有报文传输且处于非挂起状态的退避过程的概率为  $b_j / E[T_{st,j}]$ , 于是隐藏节点在链路脆弱期的任意时隙进行发送而造成异步碰撞的概率为

$$p_i^{c,h} = 1 - \prod_{\substack{j \in \text{HN}(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j)^{V b_j / E[T_{st,j}]} \quad (7)$$

给定节点队列利用率  $\rho_i$ , 式(1), 式(2)和式(4)构成了 DCF 机制的不动点方程组, 并可通过数值计算求解每个节点的碰撞概率。我们将在第 3.3 节利用排队网络理论对  $\rho_i$  进行讨论。

最后, 节点  $i$  检测到  $R_{CS}$  范围内信道变忙从而导致退避过程被挂起的概率为

$$p_i^b = 1 - \prod_{\substack{j \in \text{CS}(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j) \quad (8)$$

### 3 排队网络模型

假设路径上存在  $K$  个流, 每个流均发送长度为  $L$  的等长报文, 其中第  $k$  个流的起始节点为  $s_k$ , 终止节点为  $d_k$ , 平均输入速率为  $\lambda_k^e$  且服从泊松分布。节点具有无限长队列。令  $F(K)$  表示所有流的集合,  $N[s_k, d_k]$  表示流  $k$  所经过的节点集合,  $\text{FSRC}(i)$  表示以节点  $i \in [1, N]$  为源节点的流的集合,  $\text{FDST}(i)$  表示以节点  $i \in [2, N+1]$  为目的节点的流的集合。于是无线多跳路径可建模为开放排队网络, 并可通过扩散近似法来分析这  $K$  个流各自的 QoS 参数。

#### 3.1 扩散近似法

扩散近似法<sup>[12]</sup>可用于求解开放 G/G/1 排队网络。考虑由  $N$  个节点构成的排队网络, 其外部输入负载是一个更新过程, 报文到达间隔的平均值与变

异系数分别为  $1/\lambda_e$  与  $c_A$ 。令节点  $i$  的服务时间的均值与变异系数分别为  $1/\mu_i$  与  $c_{B_i}$ 。定义排队网络中节点的访问率为一个报文被该节点转发的平均次数, 那么节点  $i$  的访问率  $e_i$  为

$$e_i = p_{0i} + \sum_{j=0}^n p_{ji} e_j \quad (9)$$

其中  $p_{0i}$  表示报文经由节点  $i$  进入网络的概率,  $p_{ji}$  表示报文在节点  $j$  服务完毕后转发到节点  $i$  的概率。到达节点的报文包括节点自己产生的报文和其他节点转发的报文, 因此我们用有效到达速率  $\lambda_i$  来表示实际到达节点  $i$  的报文速率。

$$\lambda_i = \lambda_e e_i \quad (10)$$

节点  $i$  的队列利用率  $\rho_i$  可表示为

$$\rho_i = \lambda_i / \mu_i \quad (11)$$

节点  $i$  的报文到达间隔时间的平方变异系数 (SCV)  $c_{A_i}^2$ , 可以近似表示为

$$c_{A_i}^2 = 1 + \sum_{j=0}^N (c_{B_j}^2 - 1) p_{ji}^2 e_j e_i^{-1} \quad (12)$$

其中  $c_{B_0}^2 = c_A^2$ 。根据扩散近似方法, 节点  $i$  的队列中有  $k$  个报文的概率  $\hat{\pi}_k(k)$  可近似表示为

$$\hat{\pi}_k(k) = \begin{cases} 1 - \rho_i, & k = 0 \\ \rho_i (1 - \hat{\rho}_i) \hat{\rho}_i^{k-1}, & k > 0 \end{cases} \quad (13)$$

其中

$$\hat{\rho}_i = e^{-2(1-\rho_i)/(c_{A_i}^2 \rho_i + c_{B_i}^2)} \quad (14)$$

于是节点  $i$  队列中的平均报文数  $\bar{K}_i$  为

$$\bar{K}_i = \rho_i / (1 - \hat{\rho}_i) \quad (15)$$

#### 3.2 排队网络的参数

为了能够使用扩散近似法来求解排队网络, 我们需要将扩散近似法所需的参量表示为多跳路径的网络参数。

**引理 1** 在处于稳定状态的多跳路径上, 报文在节点  $i$  服务完毕后转发到节点  $j$  的路由概率为

$$p_{ij} = \begin{cases} (p_i^c)^M + (1 - (p_i^c)^M) p_{i(i+1)}^{abs}, & i \in [1, N], j = 0 \\ (1 - (p_i^c)^M) (1 - p_{i(i+1)}^{abs}), & i \in [1, N], j = i+1 \\ \sum_{k \in F(K)} \lambda_k^e \cdot I_{\text{FSRC}(j)}(k) / \sum_{k \in F(K)} \lambda_k^e, & i = 0, j \in [1, N] \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (16)$$

其中  $p_{i0}$  表示报文在节点  $i$  处理完毕后离开网络的概率;  $I_A(x)$  为指示函数;  $p_{i(i+1)}^{abs}$  为链路  $(i, i+1)$  的吸收概率即  $i$  的所有输出报文中, 因  $i+1$  是目的节点而在  $i+1$  离开网络, 从而不会进入  $i+1$  的队列的概率, 且

$$p_{i(i+1)}^{abs} = \frac{\sum_{k \in \text{FDST}(i+1)} \lambda_k^e \prod_{l=s_k}^i (1 - (p_l^c)^M)}{\sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e \prod_{l=s_k}^i (1 - (p_l^c)^M) \cdot \mathbf{I}_{N[s_k, d_k]}(i)} \quad (17)$$

**证明** 稳定状态时, 节点  $i$  输出报文的聚合速率为所有经过  $i$  的流在此之前所经过的节点中未因超过重传限制而损失的速率之和, 即式(17)的分母。而分子表示因  $i+1$  是目的节点而离开网络的流的聚合速率, 后者与前者之比即链路  $(i, i+1)$  的吸收概率。 $i$  的输出报文离开网络的原因包括: (1) 以概率  $(p_i^c)^M$  在  $i$  处因超过重传限制而被丢弃; (2) 在  $i$  处没有被丢弃但是  $i+1$  是目的节点, 其概率为  $(1 - (p_i^c)^M) p_{i(i+1)}^{abs}$ 。于是报文在  $i$  处理完毕后离开网络的概率为

$$p_{i0} = (p_i^c)^M + (1 - (p_i^c)^M) p_{i(i+1)}^{abs} \quad (18)$$

受路径拓扑限制,  $i$  的报文只能直接传输给  $i+1$ , 于是报文由  $i$  转发给  $i+1$  的概率为

$$p_{i(i+1)} = 1 - p_{i0} = (1 - (p_i^c)^M) (1 - p_{i(i+1)}^{abs}) \quad (19)$$

报文在节点  $j$  处进入网络的聚合速率可表示为  $\sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e \cdot \mathbf{I}_{\text{FSRC}(j)}(k)$ , 而整个路径的外部输入负载的聚合速率为  $\sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e$ , 两者之比即报文经由  $j$  进入网络的概率为

$$p_{0j} = \frac{\sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e \cdot \mathbf{I}_{\text{FSRC}(j)}(k)}{\sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e} \quad (20)$$

联立式(18)~式(20)即得式(16)。证毕

**引理 2** 稳定状态时, 多跳路径中节点的访问率由式(21)给出

$$e_i = \begin{cases} p_{01}, & i = 1 \\ e_{i-1} p_{(i-1)i} + p_{0i}, & i \in [2, N] \end{cases} \quad (21)$$

**证明** 路径的源节点只有来自排队网络外部的输入, 因此  $e_1 = p_{01}$ ; 而路径上的其他节点的输入除了可能的外部输入外, 还包括来自上一跳节点输出, 因此通过节点访问率的相互关系式(9)容易得出  $e_i = e_{i-1} p_{(i-1)i} + p_{0i}$ 。证毕

**引理 3** 稳定状态时, 节点  $i$  的有效到达速率  $\lambda_i$  为

$$\lambda_i = \sum_{l=1}^{i-1} \lambda_l p_{0l} \prod_{j=l}^{i-1} p_{j(j+1)} + \lambda_e p_{0i} \quad (22)$$

其中  $\lambda_e = \sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e$  为路径上所有外部输入负载之和。

**证明** 根据访问率的定义式(10), 即  $\lambda_i = \lambda_e e_i$ , 反复运用引理 2 中的式(21)即得式(22)。证毕

**定理 1** 当输入负载均服从泊松分布时, 节点的报文到达间隔时间的 SCV 为

$$c_{A_i}^2 = \begin{cases} 1, & i = 1 \\ 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1) p_{(i-1)i} \left( 1 - \frac{p_{0i}}{(e_{i-1} p_{(i-1)i} + p_{0i})} \right), & i \in [2, N] \end{cases} \quad (23)$$

**证明** 由于泊松流的合成仍为泊松流, 因此任意节点  $i$  的外部输入服从参数为  $\lambda_{e,i} = \sum_{k \in \text{F}(K)} \lambda_k^e \cdot \mathbf{1}_{\text{FSRC}(i)}(k)$  的泊松分布。根据泊松分布的性质,  $i$  的外部输入过程的报文到达间隔时间服从负指数分布, 其均值与方差均为  $1/\lambda_{e,i}$ , 因此其 SCV 为  $c_{B0}^2 = 1$ 。由于路径源节点只有来自排队网络外部的输入, 根据式(12), 可计算源节点的报文到达间隔时间的 SCV 为

$$c_{A1}^2 = 1 + (c_{B0}^2 - 1) p_{01} e_0 e_1^{-1} = 1 \quad (24)$$

而对于路径上的其他节点, 利用引理 2 的结论可得其报文到达间隔时间的 SCV 为

$$\begin{aligned} c_{A_i}^2 &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1) p_{(i-1)i}^2 e_{i-1} e_i^{-1} \\ &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1) p_{(i-1)i}^2 e_{i-1} (e_{i-1} p_{(i-1)i} + p_{0i})^{-1} \\ &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1) p_{(i-1)i} \left( 1 - \frac{p_{0i}}{(e_{i-1} p_{(i-1)i} + p_{0i})} \right), \\ & \quad i \in [2, N] \end{aligned} \quad (25)$$

联立式(24)与式(25)即得式(23)。证毕

### 3.3 服务时间的平方变异系数

服务时间是指报文从到达队首到其离开队列为止之间的时间间隔, 而不管报文是否成功传输到目的节点。为了符号表示方便, 除非特别说明, 本节省略代表节点  $i$  的下标。令  $T_{st\_s}$  表示成功传输的报文的服务时间, 受文献[13]的启发, 可计算  $T_{st\_s}$  的均值和方差分别为

$$E[T_{st\_s}] = \sum_{k=0}^{M-1} \frac{(1-p^c)(p^c)^k}{1-(p^c)^M} \left( E[\xi] \sum_{j=0}^k E[W_j] + k T_c \right) + T_s \quad (26)$$

$$\begin{aligned} \text{Var}[T_{st\_s}] &= \sum_{i=0}^{M-1} \frac{(1-p^c)(p^c)^k}{1-(p^c)^M} \\ & \cdot \left\{ \left( E[\xi] \sum_{j=0}^k E[W_j] + k T_c - E[T_{st\_s}] + T_s \right)^2 \right. \\ & \left. + \sum_{j=0}^k (E[W_j] \text{Var}[\xi] + \text{Var}[W_j] E^2[\xi]) \right\} \quad (27) \end{aligned}$$

其中  $T_s$  与  $T_c$  分别为报文成功传输与发生碰撞的时间,  $E[W_j]$  与  $\text{Var}[W_j]$  分别由式(2)和式(3)给出。  $\xi$  代表节点在每个退避时隙实际花费的时间, 由于节点检测到其  $R_{CS}$  范围内信道变忙的概率为  $p^b$  (见式(8)), 于是有

$$E[\xi] = p^b T_b + \sigma \quad (28)$$

$$\text{Var}[\xi] = T_b^2 p^b (1 - p^b) \quad (29)$$

类似地, 令  $T_{st\_d}$  表示因超过重传限制而丢弃的报文的服务时间, 有

$$E[T_{st\_d}] = E[\xi] \sum_{j=0}^{M-1} E[W_j] + MT_c \quad (30)$$

$$\text{Var}[T_{st\_d}] = \sum_{j=0}^{M-1} [E[W_j] \text{Var}[\xi] + \text{Var}[W_j] E^2[\xi]] \quad (31)$$

受论文篇幅限制, 此处略去上述表达式的详细推导。令  $p_{\text{suc}} = 1 - (p^c)^M$  与  $p_{\text{drop}} = (p^c)^M$  分别为报文成功传输与被丢弃的概率。那么任意报文的服务时间的均值和方差分别为

$$E[T_{st}] = p_{\text{suc}} E[T_{st\_s}] + p_{\text{drop}} E[T_{st\_d}] \quad (32)$$

$$\text{Var}[T_{st}] = p_{\text{suc}} \text{Var}[T_{st\_s}] + p_{\text{drop}} \text{Var}[T_{st\_d}] + p_{\text{suc}} E^2[T_{st\_s}] + p_{\text{drop}} E^2[T_{st\_d}] - E^2[T_{st}] \quad (33)$$

于是, 节点  $i$  发送报文的服务时间的 SCV 为

$$c_{Bi}^2 = \text{Var}[T_{st,i}] / E^2[T_{st,i}] \quad (34)$$

节点  $i$  的队列利用率为

$$\rho_i = \begin{cases} \lambda_i E[T_{st,i}], & \lambda_i E[T_{st,i}] < 1 \\ 1, & \lambda_i E[T_{st,i}] \geq 1 \end{cases} \quad (35)$$

### 3.4 多跳路径中业务流的 QoS 参数

根据 Little 定律, 报文在链路  $(i, i+1)$  的平均时延为  $\bar{D}_i = \bar{K}_i / \lambda_i$ 。那么流  $k$  的平均时延  $\bar{D}_{\text{flow}}^k$ , 即其经过的链路的时延之和为

$$\bar{D}_{\text{flow}}^k = \sum_{i=s_k}^{d_k-1} \bar{K}_i / \lambda_i = \sum_{i=s_k}^{d_k-1} \frac{\rho_i}{\lambda_i (1 - \hat{\rho}_i)} \quad (36)$$

在无限队长与理想信道假设下, 超过重传限制是报文丢弃的唯一原因。由于当报文在其经过的每跳链路上都不被丢弃时才能成功传输到目的节点, 因此流  $k$  的丢包率为

$$p_{\text{loss}}^k = 1 - \prod_{i=s_k}^{d_k-1} (1 - (p_i^c)^M) \quad (37)$$

对于链路  $(i, i+1)$ , 吞吐量  $S_i$  等于单位时间内所有在  $i$  服务完毕而离队的报文中成功传输到  $i+1$  的报文数。当  $i$  非饱和时, 报文的平均到达速率小于平均服务速率, 所有报文均接受 MAC 层的服务, 吞吐量依赖于负载的大小; 而当  $i$  饱和后, 吞吐量只受其服务时间的约束。由于式(10)只适用于稳定状态下的排队网络, 因此引理 3 不能反映饱和状态时节点负载间的关系。例如, 当  $i-1$  饱和后, 其输出不再依赖输入, 而此时  $i$  的负载中来自  $i-1$  的部分受制于其服务速率。注意到无论  $i-1$  是否饱和, 其向  $i$  的输出都是其吞吐量  $S_{i-1}$ , 于是用式(38)的递推式来

计算链路  $(i, i+1)$  的吞吐量:

$$S_i = \begin{cases} (S_{i-1} (1 - p_{(i-1)i}^{\text{abs}}) + p_{0i} \lambda_e L) (1 - (p_i^c)^M), & \rho_i < 1 \\ (1 - (p_i^c)^M) L / E[T_{st,i}], & \rho_i = 1 \end{cases} \quad (38)$$

其中  $S_0 = \sum_{k \in \text{FSRC}(1)} \lambda_e$  为路径源节点的聚合输入负载。经过链路  $(i, i+1)$  的流  $k$  在  $(i, i+1)$  上的输入速率等于其在上一跳链路的吞吐量  $S_{i-1}^k$ 。如果  $i$  非饱和, 那么该流在  $(i, i+1)$  的吞吐量  $S_i^k$  是其输入速率中不被丢弃的部分; 反之, 若  $i$  饱和, 那么  $S_i^k$  等于在  $(i, i+1)$  的饱和吞吐量中, 属于流  $k$  的输入速率占所有进入  $i$  的队列的输入速率的比例。即

$$S_i^k = \begin{cases} S_{i-1}^k (1 - (p_i^c)^M), & \rho_i < 1 \\ \frac{S_{i-1}^k}{S_{i-1} (1 - p_{(i-1)i}^{\text{abs}}) + p_{0i} \lambda_e L} S_i, & \rho_i = 1 \end{cases} \quad (39)$$

注意式(39)中  $i \in [s_k, d_k - 1]$ ,  $S_{s_k-1}^k$  代表流  $k$  的外部输入速率  $\lambda_k^e \cdot L$ 。而流  $k$  的吞吐量  $S^k$  就等于它经过最后一跳链路时的吞吐量, 即

$$S^k = S_{d_k-1}^k \quad (40)$$

## 4 可用带宽估计原则与方法

根据可用带宽的定义, 给定带宽可用的前提是该带宽被使用后网络中所有业务流的 QoS 不能受到破坏。于是判断给定带宽是否可用, 或者说判定带宽需求的可行性, 可转变为首先通过网络分析模型计算带宽需求被满足后所有业务流的 QoS 参数, 然后将这些参数与预先定义的门限值进行比较, 如果所有参数都不超过其门限值, 那么认为 QoS 不会受到影响, 于是判定该带宽需求可行; 否则, 如果任何一个参数超过了门限值, 那么判定该带宽需求不可行。在本文的分析中, 我们使用时延, 丢包率与吞吐量这 3 个被广泛接受的 QoS 度量。令  $\lambda_{AB}$  表示带宽需求, 于是求路径的可用带宽转变为式(41)所示的非线性规划问题

$$\left. \begin{aligned} & \max(\lambda_{AB}) \\ & \text{s.t. } p_{\text{loss}}^k < \text{LossThd} \\ & \bar{D}_{\text{flow}}^k < \text{DelayThd} \\ & (S_{\text{old}}^k - S_{\text{new}}^k) / S_{\text{old}}^k < \text{ThpDegThd} \end{aligned} \right\} \quad (41)$$

其中 LossThd 与 DelayThd 分别表示业务能容忍的最大丢包率与最大端到端时延,  $S_{\text{old}}^k$  与  $S_{\text{new}}^k$  分别表示在所需求的带宽被使用前与使用后流  $k$  的吞吐量, ThpDegThd 为业务能容忍的最大归一化吞吐量

跌幅，最后一个约束意味着当所需求的带宽被使用后，路径中之前已经存在业务流各自的吞吐量归一化跌幅不能超过门限值  $ThpDegThd$ 。

上述非线性规划问题很难求出闭合解，但是考虑到 802.11 网络具有下述性质<sup>[4]</sup>：如果带宽需求  $\lambda_{AB}$  可行(即满足式(41)中的约束)，那么所有小于  $\lambda_{AB}$  的需求也可行；反之，若  $\lambda_{AB}$  不可行，那么所有大于  $\lambda_{AB}$  的需求也不可行。于是可通过尝试的方法，逐步增大  $\lambda_{AB}$  来寻找不破坏 QoS 约束的最大带宽需求。我们采用具有对数复杂度的二分查找法以减少搜索次数。当相邻两次搜索结果小于规定的精度时，搜索过程结束，此时的  $\lambda_{AB}$  即为路径的可用带宽。

### 5 仿真验证

通过数值分析与 NS2 仿真实验来验证本文提出的分析模型和可用带宽估计方法。数值分析和仿真均采用 IEEE 802.11b 的标准设置，数据速率为 11 Mbps。采用 NOAH 静态路由协议以避免动态路由协议带来的干扰。

我们在 6 跳路径中采用不同的场景配置来验证本文提出的可用带宽估计原则。设置报文长度为 1024 byte，QoS 约束为单向时延不超过 150 ms 且丢包率不超过 0.5%。场景 1：当 100 kbps 的背景流只经过路径中第 3 与第 4 跳链路时分析经过整个路径的目标流的带宽需求的可行性。从图 2(a)中可以看出，当带宽需求达到 1.06 Mbps 后，目标流的时延约束首先被打破，因此只有小于 1.06 Mbps 的带宽需求才是可行的。场景 2：当 100 kbps 的背景流经过整个路径时分析只经过第 2 至第 4 跳链路的目标流的带宽需求的可行性。图 2(b)中，随着带宽需求的增加，首先被打破的是背景流的丢包率约束，因此只有小于 1.55 Mbps 的带宽需求才是可行的。而

由图 2(c)可以看出，在目标流的吞吐量达到其最大值之前，背景流的丢包率已经超过了 0.5%，这说明目标流的可用带宽小于其最大可达吞吐量。以上事实也证明了文献[1-5]的估计方法不够准确，因为他们仅考虑了吞吐量而忽略了背景业务的 QoS 需求。

同样采用上述实验的网络拓扑与参数设置。令路径上存在两个背景流，背景流 1 经过第 1 与第 2 跳链路而背景流 2 经过第 4 至第 6 跳链路。当其中一个背景流的负载固定为 100 kbps 时，通过改变另一个背景流的负载来分析整个路径上的可用带宽。图 3 所示实验结果与预期相符，即可用带宽随着背景负载的增大而下降。此外，背景流 2 对路径可用带宽的影响大于背景流 1，这是因为背景流 1 和背景流 2 分别经过路径前部和后部节点，由于路径前部节点受到的干扰更大，因此背景流 2 带来的影响也就更大。图 3 同时证明了可用带宽估计方法的准确性。

最后我们研究可用带宽与路径长度的关系。为了便于分析，设置路径上无背景负载，此时的估计结果等价于全局 QoS 保障约束条件下的路径容量。实验结果如图 4 所示，当路径长度小于 6 跳时，可用带宽随跳数增加而明显下降；当路径长度超过 6 跳后，可用带宽无明显变化。上述现象的原因在于，前一种情况下路径的瓶颈链路受到的干扰随跳数增加而变大，而后一种情况下瓶颈链路受到的干扰不再因跳数增加而增加。

### 6 结束语

本文研究了无线多跳路径的性能分析模型与可用带宽估计问题。详细分析了多跳路径中的干扰现象，并建立了干扰的定量计算模型。在此基础上，基于排队网络理论建立了路径性能分析模型，并利

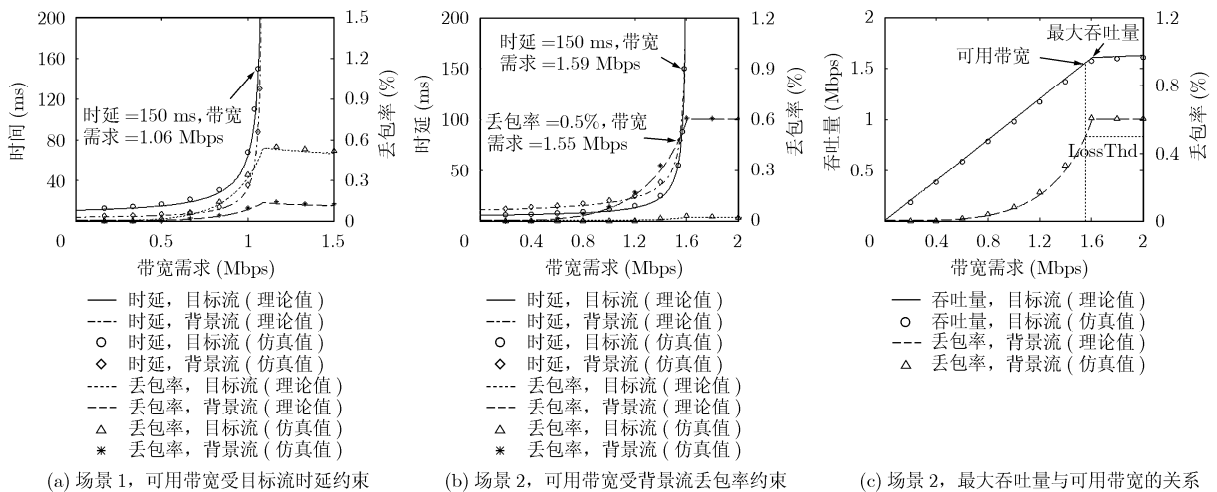


图2 可用带宽估计原则的合理性

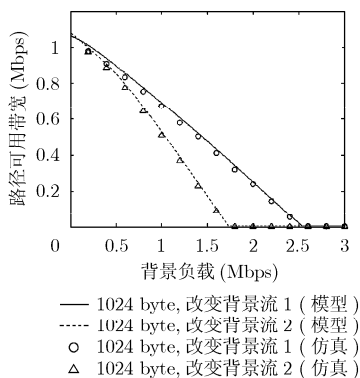


图3 路径可用带宽估计结果

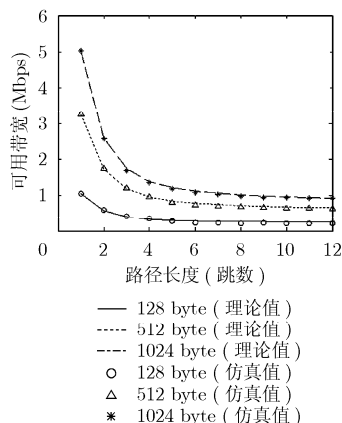


图4 不同路径长度下的路径可用带宽

用此分析模型得出路径的时延、丢包率和吞吐量等 QoS 指标。基于分析模型设计了能提供 QoS 保障的可用带宽估计方法。本文提出的估计方法的主要优点在于, 当估计结果被使用后不会破坏网络中业务流的 QoS 需求。本文的工作可应用于设计接纳控制方案、速率控制算法与 QoS 路由协议。

### 参考文献

- [1] Strauss J, Katabi D, and Kaashoek F. A measurement study of available bandwidth estimation tools[C]. 3rd ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement, Miami Beach, FL, USA, 2003: 39-44.
- [2] Sarr C, Chaudet C, Chelius G, *et al.* Bandwidth estimation for IEEE 802.11-based Ad hoc networks[J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2008, 7(10): 1228-1241.
- [3] Zhao H, Garcia-Palacios E, Wei J, *et al.* Accurate available bandwidth estimation in IEEE 802.11-based Ad hoc networks[J]. *Computer Communications*, 2009, 32(6): 1050-1057.
- [4] Tursunova S, Inoyatov K, and Kim Y-T. Cognitive estimation of the available bandwidth in home/office network considering hidden/exposed terminals[J]. *IEEE Transactions on Consumer Electronics*, 2010, 56(1): 97-105.
- [5] Zhao H, Wang S, Wei J, *et al.* Model-based approach for available bandwidth prediction in multi-hop wireless networks[J]. *Science China: Information Sciences*, 2011, 54(9): 1916-1927.
- [6] Mao G. The maximum throughput of a wireless multi-hop path[J]. *Mobile Networks and Applications*, 2011, 16(1): 46-57.
- [7] Ng P C and Liew S C. Throughput analysis of IEEE802.11 multi-hop Ad hoc networks[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2007, 15(2): 309-322.
- [8] Zhao H, Wang S, Xi Y, *et al.* Modeling intra-flow contention problem in IEEE 802.11 wireless multi-hop networks[J]. *IEEE Communications Letters*, 2010, 14(1): 18-20.
- [9] Zhao H, Garcia-Palacios E, Song A, *et al.* Calculating end-to-end throughput capacity in wireless networks with consideration of the hidden nodes and multi-rate terminals[C]. Vehicular Technology Conference (VTC Spring), Budapest, Hungary, 2011: 1-5.
- [10] Xu K, Gerla M, and Bae S. How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in Ad hoc networks?[C]. Proceedings of IEEE GLOBECOM, Taipei, China, 2002: 72-76.
- [11] Kumar A, Altman E, Miorandi D, *et al.* New insights from a fixed-point analysis of single cell IEEE 802.11 WLANs[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2007, 15(3): 588-601.
- [12] Belch G, Greiner S, Meer H D, *et al.* Queueing Networks and Markov Chains[M]. New York: USA, John Wiley & Sons, Inc., 1998: 423-430.
- [13] Sakurai T and Vu H L. MAC access delay of IEEE 802.11 DCF[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(5): 1702-1710.
- [14] Wang K, Yang F, Zhang Q, *et al.* Modeling path capacity in multi-hop IEEE 802.11 networks for QoS services[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(2): 738-749.

宋安: 男, 1981年生, 博士生, 研究方向为无线网络性能分析与可用带宽估计。

赵海涛: 男, 1981年生, 博士, 讲师, 研究方向为无线通信网络与认知网络。

王杉: 男, 1978年生, 博士, 副研究员, 研究方向为移动自组织网络与宽带通信网络。

魏急波: 男, 1967年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为宽带无线通信与网络。