

基于 IEEE 802.11 的无线多跳网络路径容量分析模型*

宋安^{1,2}, 赵海涛¹, 王杉¹, 史春光¹, 魏急波¹, 冯明刚²

(1. 国防科技大学电子科学与工程学院, 湖南长沙 410073;

2. 西南电子通信技术研究所, 四川成都 610041)

摘要: 旨在建立一个适用于无线多跳路径性能研究的闭合分析模型。首先对导致多跳路径中流内竞争现象的干扰问题进行了详细分析并给出了定量计算方法, 然后通过将多跳路径建模为排队网络, 利用扩散近似法建立了路径性能分析模型, 最后在网络稳定性约束条件下对多跳路径的容量问题进行了研究。利用该模型可以在无线多跳网络中分析网络传输的吞吐能力, 同时有助于研究网络对 QoS 业务的支持能力。通过仿真实验结果与数值分析结果的对比, 验证了分析模型的准确性。

关键词: 无线多跳网络; 路径容量; 流内竞争; 排队网络

中图分类号: TP393 **文献标志码:** A **文章编号:** 1001-2486(2012)05-0055-08

Modeling path capacity in IEEE 802.11-based multi-hop networks

SONG An^{1,2}, ZHAO Haitao¹, WANG Shan¹, SHI Chunguang¹, WEI Jibo¹, FENG Minggang²

(1. College of Electronic Science and Engineering, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China

2. Southwest Electronics and Telecommunication Technology Research Institute, Chengdu 610041, China)

Abstract: A closed analytical model is developed for the performance analysis of wireless multi-hop path. The research first analyzed the interference within the multi-hop path which is the cause of the intra-flow contention problem and derived the model for its quantitative calculation, and then it modeled the multi-hop path as a queuing network and derived its analytical model for performance analysis based on diffusion approximation method. Finally it calculated the capacity of the multi-hop path under the constraint of network stability. This model can be used to explore the transmission capacity of the multi-hop wireless networks and to analyze its ability to support QoS applications. The accuracy of the proposed model is validated through comparing the numerical results and the simulation results.

Key words: wireless multi-hop network; path capacity; intra-flow contention; queuing networks

无线多跳自组网络能为布线困难的环境提供快速与便捷的网络服务, 因此在军事和民用两方面均得到了广泛的应用。为了给在网络应用中占据了越来越大比重的 QoS 敏感业务提供更好的服务, 针对无线多跳网络通信能力的研究, 尤其是对网络的容量分析, 得到了极大的关注并成为设计与部署网络的先决条件。容量是指网络能提供的最大通信能力, 现有文献大多将网络所能支持的最大吞吐量认为是网络的容量^[1-2], 但是他们没有充分考虑网络达到最大吞吐量时所处的状态。在本文中, 我们借鉴容量区域^[3]的定义, 将无线多跳网络的容量定义为网络处于稳定状态(即非饱和状态)时所能支持的最大吞吐量。

无线多跳路径是无线多跳网络的基本构成单位, 它能够反映多跳网络最基本的两个特征, 即流内竞争与路径节点负载间的依赖关系。流内竞争

是指多跳路径上处于干扰范围内的节点间的相互影响, 它包括邻节点之间的冲突以及隐藏节点的干扰, 这也是多跳网络区别于单跳网络的一个本质特征。路径节点负载间的依赖关系是指在多跳环境中, 下游节点的输入依赖于上游节点的输出。于是, 研究网络容量的前提是建立一个满足需要并且精确可靠的多跳路径分析模型, 并且这样的模型必须能体现上述两个特征带来的影响。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^[4-5], 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^[1-2,6]。此外, 这些研究大多假设网络处于饱和状态, 因而没有研究节点负载之间的关系以及外部负载对网络性能的影响。

针对现有研究工作存在的不足, 本文对多跳

* 收稿日期: 2012-01-15

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61002032); 教育部博士点基金资助项目(20094307110004)

作者简介: 宋安(1981—), 男, 四川江油人, 博士研究生, E-mail: ansong@nudt.edu.cn;

魏急波(1976—), 男, 教授, 博士, 博士生导师, E-mail: wjhbhw@nudt.edu.cn

路径上的干扰进行了详细分析与定量计算,在此基础上,建立了基于排队网络理论的多跳路径性能分析模型。该模型全面反映了多跳环境下节点间的干扰关系,并且通过该模型可以得出路径主要性能参数与负载、路径长度之间的闭合表达关系。除了用于分析路径容量之外,本模型还可用于分析路径的时延、丢包率以及吞吐量等主要 QoS 指标。通过仿真实验,验证了本文分析模型的精确性。

1 多跳路径干扰分析

1.1 系统模型

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。假设源节点发送长度为 L 的等长报文,负载服从参数为 λ_i 的泊松分布。为了便于分析,假设为理想信道并且所有节点都具有无限长队列以及相同的 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 250m,载波侦听范围 R_{CS} 为 550m,捕获门限为 10dB。为了使节点集合 $\{1, 2, \dots, N + 1\}$ 构成多跳路径,根据参考文献[2]的场景设置,取邻节点间距 d 为 200m,这保证了路径上相邻节点间距小于节点的传输半径,而非相邻节点间距必须大于节点的传输半径。典型的多跳路径如图 1 所示。

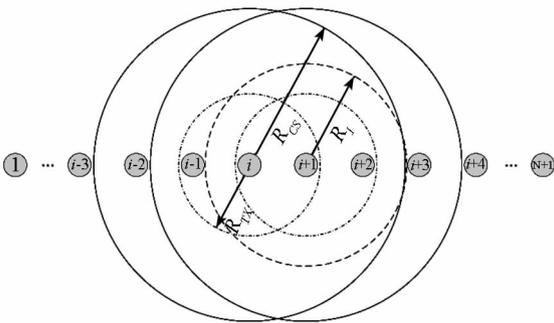


图 1 典型的多跳路径示意图

Fig.1 Illustration of a typical multihop path

借鉴并扩展文献[7]中的干扰模型,认为干扰范围与载波侦听范围为不同的区域。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。而载波侦听范围则意味着此区域内的节点能影响 i 对信道忙闲状态的判断。这样的干扰模型较文献[8]中的协议干扰模型更加准确并贴近实际。利用[7]中关于干扰范围的计算方法,可得出当捕获门限为 10dB 时,干扰范围 R_I 为 356m。于是容易得出

$$R_{TX} < R_I < 2R_{TX} < R_{CS} \quad (1)$$

尽管 IEEE 802.11 的 RTS/CTS 机制能在一定程度上减小隐藏节点的影响,但是在多跳网络中,当 R_{CS} 大于 R_{TX} 的两倍时,RTS/CTS 机制并不能有效地消除隐藏节点问题[7]。因此为了简化分析,在本文中假设节点工作于基本访问模式。

1.2 干扰的定性分析

影响路径容量的主要因素是流内竞争,体现为路径上节点间的相互干扰。为了便于描述问题,将任何影响节点行为的因素均称之为干扰。就其效果而言,干扰分为对退避过程的干扰与对传输结果的干扰,而对传输结果的干扰又包括来自邻节点的干扰与来自隐藏节点的干扰。干扰的成因及其后果依赖于干扰节点的位置,以图 1 中由发送节点 i 与接收节点 $i + 1$ 构成的链路 $(i, i + 1)$ 为例对干扰进行分类分析。

(1) 对退避过程的干扰

对于正在进行退避的发送节点 i ,来自 R_{CS} 范围内节点的干扰会影响 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之前的退避过程。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 范围之内的节点与 i 在同一时隙进行发送时,会与 i 的发送发生碰撞而导致链路 $(i, i + 1)$ 上的传输失败,这样的碰撞又称之为同步碰撞。注意到 $i + 1$ 的 R_I 范围之外的那些节点,例如 $i - 1$ 与 $i - 2$,尽管它们位于 i 的 R_{CS} 范围之内,但是捕获效应使得这些节点不会影响 $(i, i + 1)$ 上的传输。文献[9-10]认为 i 的 R_{CS} 范围内所有节点均会造成同步碰撞,这使得这些研究中的分析模型不够全面与准确。令 $SynN(i)$ 表示对链路 $(i, i + 1)$ 造成同步碰撞的节点的集合,由于只有 i 的下游两跳节点才满足造成同步碰撞的要求,因此 $SynN(i) = \{i + 1, i + 2\}$ 。

(3) 来自隐藏节点的异步碰撞

除了来自于邻节点的碰撞,来自隐藏节点的干扰会进一步增加链路上传输发生碰撞的概率。在图 1 中,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 $i + 3$ 。若节点 $i + 3$ 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 的发送进行响应,于是 i 便认为此次传输出现碰

撞。但是,若节点 $i+3$ 的传输晚于 i 的传输,由于捕获效应的作用, $i+3$ 不会对链路 $(i,i+1)$ 上的传输形成干扰。隐藏节点造成的碰撞并不要求隐藏节点与发送节点的传输同时进行,这样的碰撞又称为异步碰撞。令 $HN(i)$ 表示链路 $(i,i+1)$ 的隐藏节点的集合,那么 $HN(i) = \{i+3\}$ 。

由于链路 $(i,i+1)$ 可能处于路径中的任意位置,于是上述三种干扰节点的集合还必须满足下述约束:对于链路 $(i,i+1)$ 的发送节点 $i \in [1, N]$,其干扰节点 $j \in CS(i) \cup SynN(i) \cup HN(i)$ 满足 $1 \leq j \leq N$ 。

1.3 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)当节点饱和后就意味着处于不稳定状态,而路径上任意节点的不稳定会导致路径不稳定;(2)路径上除源节点之外的节点的输入依赖于其上游节点的输出,而上游节点的输出并非全部输入到下游节点,那些超过重传限制的报文会被丢弃,并且节点的输入与输出还具有不同的统计特性,因此必须考虑异构业务源。

非饱和条件下的尝试速率可使用队列利用率 ρ 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

$$\beta_i = \rho_i \frac{1 + p_i^c + \dots + (p_i^c)^{M-1}}{E[W_0] + p_i^c E[W_1] + \dots + (p_i^c)^{M-1} E[W_{M-1}]} \quad (2)$$

其中下标 i 表示第 i 个节点, p_i^c 为条件碰的概率, ρ_i 为队列利用率, M 为最大重传次数, $E[W_j]$ 为第 j 个退避阶段的平均退避窗口。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

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

$$\text{Var}[W_j] = \begin{cases} (2^{2j} CW_0^2 - 1)/12, & 0 \leq j < m \\ (2^{2m} CW_0^2 - 1)/1, & 2m \leq j < M \end{cases} \quad (4)$$

其中 CW_0 是初始竞争窗口, m 是最大退避阶段。

令 $p_i^{c,s}$ 与 $p_j^{c,h}$ 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是统计独立的,只有它们都不发生时,节点的发送尝试才能成功。于是对于节点 i ,其碰撞概率为

$$p_i^c = 1 - (1 - p_i^{c,s})(1 - p_i^{c,h}) \quad (5)$$

其中,邻节点导致的同步碰撞概率为

$$p_i^{c,s} = 1 - \prod_{\substack{j \in SynN(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j) \quad (6)$$

根据 1.2 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,这样的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 $SIFS$,即

$$V = \text{int}\left(\frac{T_{data} + SIFS}{\sigma}\right) \quad (7)$$

其中, T_{data} 表示包括 MAC 层头与物理层头在内的报文传输时间, $SIFS$ 为短帧间间隔。注意 V 是以系统时隙长度 σ 为单位的整数值, $\text{int}(\cdot)$ 表示取整操作。

由于隐藏节点在处于退避过程时才可能开始发送报文,因此只有当隐藏节点处于退避过程时的那一部分脆弱期,才可能出现碰撞。令 b_j 表示节点 j 服务报文时花在退避过程中的平均时间(不包含退避时隙被挂起的时间),那么

$$b_j = \sum_{k=0}^{M-1} E[W_k] \cdot \sigma \cdot (p_j^c)^k \quad (8)$$

令节点 $j \in HN(i)$ 的平均服务时间为 $E[T_{st,j}]$,那么节点 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

$$p_i^{c,h} = 1 - \prod_{\substack{j \in HN(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j)^{\frac{b_j}{E[T_{st,j}]V}} \quad (9)$$

给定节点队列利用率 ρ_i ,方程组构成了 IEEE 802.11 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 2.3 节利用排队网络理论对 ρ_i 进行进一步讨论。

最后,节点 i 检测到 R_{CS} 范围内信道变忙从而导致退避时隙被冻结的概率为

$$p_i^b = 1 - \prod_{\substack{j \in CS(i) \\ j \in [1, N]}} (1 - \beta_j) \quad (10)$$

2 排队网络模型

2.1 扩散近似法

扩散近似法^[12] 可用来求解开放 G/G/1 排队网络,通过扩散近似法能获得多跳网络分析模型的闭合表达式,并且这样的分析方法能充分反映多跳网络中节点负载间的关系。作为预备知识,本节简要介绍扩散近似法的基本原理。

考虑一个由 N 个节点构成的排队网络,外部输入负载是一个更新过程,其报文到达间隔的平

均值与变异系数分别为 $1/\lambda_e$ 与 c_{A_0} 。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

$$e_i = p_{0i} + \sum_{j=0}^n p_{ji} e_j \quad (11)$$

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 λ_i 来表示实际到达节点 i 的报文速率

$$\lambda_i = \lambda_e e_i \quad (12)$$

节点 i 的队列利用率 ρ_i 可表示为

$$\rho_i = \lambda_i / \mu_i \quad (13)$$

那么节点 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

$$c_{A_i}^2 = 1 + \sum_{j=0}^N (c_{B_j}^2 - 1) p_{ji}^2 e_j e_i^{-1} \quad (14)$$

其中, $c_{B_0}^2 = c_{A_0}^2$ 。根据扩散近似方法,节点 i 的队列中有 k 个报文的概率 $\hat{\pi}_k(k)$ 的近似表达式为

$$\hat{\pi}_k(k) = \begin{cases} 1 - \rho_i & , k = 0 \\ \rho_i (1 - \hat{\rho}_i) \hat{\rho}_i^{k-1} & , k > 0 \end{cases} \quad (15)$$

其中

$$\hat{\rho}_i = \exp\left(-\frac{2(1 - \rho_i)}{c_{A_i}^2 \cdot \rho_i + c_{B_i}^2}\right) \quad (16)$$

于是节点 i 队列中的平均报文数 \bar{K}_i 为

$$\bar{K}_i = \rho_i / (1 - \hat{\rho}_i) \quad (17)$$

2.2 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,需要将多跳路径的网络参数映射为扩散近似法所需的参量。

引理 1 在多跳路径上,报文在节点 i 服务完毕后转发到节点 j 的路由概率为

$$p_{ij} = \begin{cases} (p_i^c)^M & i \in [1, N], j = 0 \\ 1 - (p_i^c)^M & i \in [1, N], j = i + 1 \\ 1 & i = 0, j = 1 \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \quad (18)$$

其中 p_{0j} 与 p_{j0} 分别表示报文经由节点 j 进入网络的概率(即负载由节点 j 产生的概率)以及报文在节点 i 处理完毕后离开网络的概率。

证明 由于节点 i 发送报文的碰撞概率为 p_i^c ,因此 i 发送的报文因超过重传限制而被丢弃的概率为 $(p_i^c)^M$,能成功传输到下一跳节点 $i + 1$ 的概率为 $1 - (p_i^c)^M$;此外,受路径拓扑结构的限制, i 的报文不能直接传输给除 $i + 1$ 以外的其他节点,

因此有

$$p_{ij} = \begin{cases} (p_i^c)^M & , j = 0 \\ 1 - (p_i^c)^M & , j = i + 1 \\ 0 & , \text{其他} \end{cases} \quad (19)$$

根据 1.1 节中系统模型的假设,只有源节点才会有负载输入,因此

$$p_{0i} = \begin{cases} 1 & i = 1 \\ 0 & i \in [2, N] \end{cases} \quad (20)$$

联立式(19)与(20)即得式(18)。证毕。

引理 2 稳定状态时,节点 i 的访问率由下式给出

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

证明 路径源节点只有来自排队网络外部的输入,即 $\lambda_1 = \lambda_e$,根据访问率的定义(12),容易求得源节点的访问率 $e_1 = 1$ 。而路径上的其他节点的输入只来自上一跳节点输出,因此通过节点访问率的相互关系(11)容易得出 $e_i = e_{i-1} p_{(i-1)i}$ 。证毕。

引理 3 稳定状态时,节点 i 的有效到达速率 λ_i 为

$$\lambda_i = \begin{cases} \lambda_e & i = 1 \\ \lambda_e \prod_{j=1}^{i-1} (1 - (p_j^c)^M) & i \in [2, N] \end{cases} \quad (22)$$

证明 在路径源节点的输入负载速率为 λ_e ,而其他节点不产生报文,即没有来自网络外部输入,那么 λ_e 即为整个网络的外部输入。根据式(12), $\lambda_i = \lambda_e e_i$ 。反复运用引理 2 中的式(21),即得

$$\lambda_i = \begin{cases} \lambda_e & i = 1 \\ \lambda_e \prod_{j=1}^{i-1} p_{j(j+1)} & i \in [2, N] \end{cases}$$

最后再代入引理 1 中的式(18)即得式(22)。证毕。

定理 1 当多跳路径源节点的输入负载服从泊松分布时,节点的报文到达间隔时间的 SCV 为

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

证明 由于源节点的输入负载服从参数为 λ_e 的泊松分布,那么此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 $1/\lambda_e$,因此其 SCV 为 $c_{B_0}^2 = 1$ 。由式(14),容易计算源节点的报文到达间隔时间的 SCV 为

$$c_{A_1}^2 = 1 + (c_{B_0}^2 - 1) p_{01}^2 e_0 e_1^{-1} = 1 \quad (24)$$

利用引理 1 与引理 2 的结论,路径上其他节点

的报文到达间隔时间的 SCV 为

$$\begin{aligned} c_{Ai}^2 &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1)p_{(i-1)i}^2 e_{i-1} e_i^{-1} \\ &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1)p_{(i-1)i}^2 e_{i-1} (e_{i-1} P_{(i-1)i})^{-1} \\ &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1)p_{(i-1)i} \\ &= 1 + (c_{B(i-1)}^2 - 1)[1 - (p_{i-1}^c)^M] \quad (25) \end{aligned}$$

联立式(24)与(25)即得式(23)。证毕。

至此,除了节点发送报文的服务时间的平方变异系数 c_{Bi}^2 之外,已将扩散近似法所需的其他参数表示为多跳路径的网络参数, c_{Bi}^2 将在 2.3 节进行分析。

$$\begin{aligned} E[T_{st,s}] &= \sum_{k=0}^{M-1} \frac{(1-p^c)(p^c)^k}{1-(p^c)^M} (E[\xi] \sum_{j=0}^k E[W_j] + kT_c) + T_s \quad (26) \\ \text{Var}[T_{st,s}] &= \sum_{i=0}^{M-1} \frac{(1-p^c)(p^c)^k}{1-(p^c)^M} \left\{ \sum_{j=0}^k (E[W_j] \text{Var}[\xi] + \text{Var}[W_j] E^2[\xi]) \right. \\ &\quad \left. + (E[\xi] \sum_{j=0}^k E[W_j] + kT_c - E[T_{st,s}] + T_s)^2 \right\} \quad (27) \end{aligned}$$

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(3)、(4)给出。 ξ 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(10)),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

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

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

由于篇幅限制,此处省略了式(26)、(27)、(30)与(31)的详细推导。令 $p_{suc} = 1 - (p^c)^M$ 与 $p_{drop} = (p^c)^M$ 分别表示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

$$E[T_{st}] = p_{suc} E[T_{st,s}] + p_{drop} E[T_{st,d}] \quad (32)$$

$$\begin{aligned} \text{Var}[T_{st}] &= p_{suc} \text{Var}[T_{st,s}] + p_{drop} \text{Var}[T_{st,d}] \\ &\quad + p_{suc} E^2[T_{st,s}] + p_{drop} E^2[T_{st,d}] \\ &\quad - E^2[T_{st}] \quad (33) \end{aligned}$$

于是,节点 i 发送报文的服务时间的平方变异系数 c_{Bi}^2 为

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

利用式(13),节点 i 的队列利用率为

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

2.3 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,而不管报文是成功传输到目的节点,还是因超过重传限制而被丢弃。服务时间的大小主要依赖于报文经历的重传次数以及退避时隙被冻结的概率。为了符号表示方便,除非特别说明,在本节省略代表节点 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,可以计算 $T_{st,s}$ 的均值和方差分别为

2.4 多跳路径性能参数与容量分析

由方程组(2)、(3)、(5)描述的关于 802.11 DCF 机制的不动点方程组与方程组(15)~(17)、(23)与(34)~(35)组成的扩散近似方法构成了无线多跳路径的性能分析模型。通过此模型能得出多跳路径的 QoS 性能参数与路径容量。

(1) 多跳路径的时延

报文在链路 $(i, i+1)$ 经历的平均时延 \bar{D}_i 即报文在 i 的队列中经历的平均时间。根据 Little 定律,队列中的平均报文数等于报文的平均到达速率乘以这些报文经历的平均时延。于是报文在 $(i, i+1)$ 经历的平均时延为 $\bar{D}_i = \bar{K}_i / \lambda_i$ 。那么由 $N+1$ 个节点组成的 N 跳路径的平均时延 \bar{D} , 即路径上所有链路时延之和为

$$\bar{D} = \sum_{i=1}^N \bar{K}_i / \lambda_i = \sum_{i=1}^N \frac{\rho_i}{\lambda_i (1 - \hat{\rho}_i)} \quad (36)$$

其中 $\hat{\rho}_i$ 由式(16)给出。

(2) 多跳路径的丢包率

由于假设了网路中节点具有无限长队列,因此不会发生队列溢出,于是超过重传限制成为报文被丢弃的唯一原因。由于当报文在路径的每跳链路上都不被丢弃时才能成功传输到目的节点,因此整个路径的丢包率为

$$p_{loss} = 1 - \prod_{i=1}^N [1 - (p_i^c)^M] \quad (37)$$

(3) 多跳路径的吞吐量

由于式(12)只适用于稳定状态下的排队网络,因此引理3不能反映链路达到饱和时节点间的负载关系。当节点 $i-1$ 饱和后,其输出不再等

于输入,此时节点 i 的负载等于 $i-1$ 的服务速率,令 λ'_i 表示任意情况下 i 的输入负载,于是

$$\lambda'_i = \begin{cases} \lambda_e & , i = 1 \\ \lambda'_{i-1} [1 - (p_{i-1}^c)^M] & , i \neq 1, \rho_i < 1 \\ \frac{[1 - (p_{i-1}^c)^M]}{E[T_{st,i-1}]} & , i \neq 1, \rho_i = 1 \end{cases} \quad (38)$$

对于链路 $(i, i+1)$,吞吐量 S_i 等于在单位时间内所有在 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,平稳状态下报文的平均到达速率小于平均服务速率,因此所有报文均接受 MAC 层的服务,从而吞吐量依赖于其负载的大小;而当 i 达到饱和后,队列增长至无限长,于是吞吐量的大小只受其服务时间的约束。因此,采用如下的公式来计算这两种情况下的吞吐量:

$$S_i = \begin{cases} \lambda'_i [1 - (p_i^c)^M] L & \rho_i < 1 \\ \frac{[1 - (p_i^c)^M] L}{E[T_{st,i}]} & \rho_i = 1 \end{cases} \quad (39)$$

路径吞吐量 S 是路径目的节点在单位时间内接收的报文数,这等于路径最后一跳链路的吞吐量,即

$$S = S_N \quad (40)$$

(4) 多跳路径的容量

根据定义,多跳路径的容量 C 等价于当路径中所有节点都保持稳定时,路径所能允许的最大输入负载。当输入负载大于 C 后,一个或多个节点的队列会增长至无限长,其相应链路的时延趋于无穷并且队列利用率不再小于 1,这意味着网络进入不稳定状态。于是求路径的容量转变为下式所示的非线性规划问题。

$$\begin{aligned} & \max(\lambda_e) \\ & \text{s. t. } \rho_i < 1, \forall i \in [1, N] \end{aligned} \quad (41)$$

注意到在我们的网络模型下,此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^[14]:如果负载 λ_e 可行(即满足(41)式中的约束),那么所有小于 λ_e 的负载也可行;反之,若 λ_e 不可行,那么所有大于 λ_e 的负载也不可行。基于此性质,可通过尝试的方法,逐步增大 λ_e 来寻找不破坏网络稳定状态的最大负载。为了减少搜索次数,采用具有对数复杂度的二分法(折半查找法),当相邻两次搜索结果小于预先定义的精度时,搜索过程结束,此时的负载即为路径的容量。

3 仿真验证

为了验证本文提出的分析模型的准确性,将数值分析结果与 NS2 仿真结果进行比较。数值分析和仿真均采用 IEEE 802.11b 的设置,主要参数如表 1 所示。采用 NOAH 静态路由协议以避免主动式路由协议带来的干扰。

表 1 仿真参数设置

Tab. 1 Simulation parameters

参数名	设置值	参数名	设置值
W_0	32	Data rate	11 Mbps
M	4	Basic rate	1 Mbps
σ	20 μ s	PHY Header	192 bits
SIFS	10 μ s	MAC Header	224 bits
DIFS	50 μ s	ACK length	112 bits

(1) 时延

图 2 为报文长度分别为 128、512 与 1024 字节时 6 跳路径的时延。数值计算和仿真结果的匹配证明了分析模型的准确性。当路径处于稳定状态即所有链路均处于非饱和时,时延较小;随着负载的增大,当任意一个链路达到饱和后,路径进入非稳定状态,此时由于率先达到饱和的链路(即瓶颈链路)的队列长度快速增长而使得路径时延迅速变大;而负载进一步增大使得其余链路也相继达到饱和,这导致路径时延最终趋于无穷大。此外我们注意到负载一定时,报文长度越小,时延越大。这是因为给定负载大小,报文长度越小意味着单位时间内发送的报文数越多,从而导致节点间的竞争越激烈,而节点间的竞争正是影响时延的主要因素。

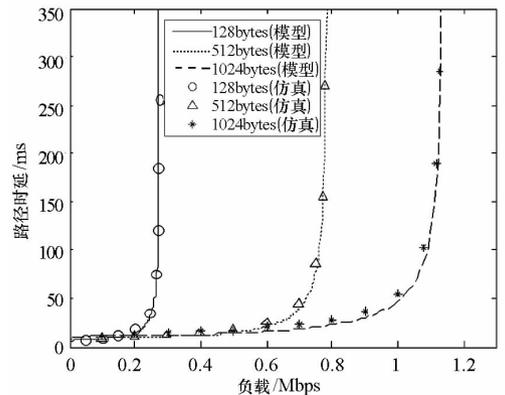


图 2 路径时延

Fig. 2 Path delay

(2) 吞吐量

图 3 反映了 6 跳路径的吞吐量随负载的变化关系。仿真结果与理论分析结果之间很小的误差从吞吐量的角度证明了分析模型的准确性。误差

存在的主要原因是我们的模型只考虑了数据报文之间的碰撞,而忽略了 ACK 造成的碰撞。从图中可以看出,随着负载的变大,吞吐量到达一定数值后反而下降,最后成为恒定值。这是因为当路径处于稳定状态时,吞吐量与负载近似呈线性关系;而当瓶颈节点达到饱和时,其所属链路的吞吐量只受其服务时间的约束而与负载无关,于是整个路径的吞吐量停止增长。另一方面,不断增长的负载使得瓶颈链路前的竞争节点造成的干扰变大,这导致其服务时间变大,因而吞吐量反而下降;当所有链路都到达饱和后,无论负载怎么变化,都不会对节点间的干扰状况造成影响,此时吞吐量成为恒量。

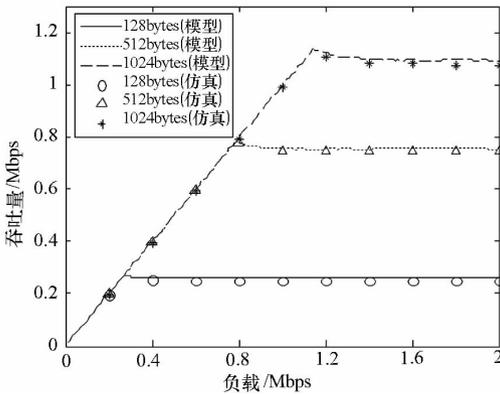
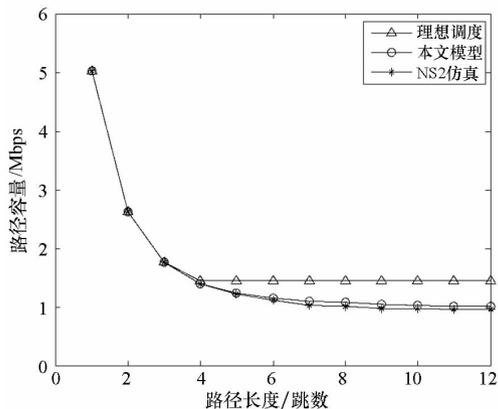


图 3 路径吞吐量

Fig. 3 Path throughput

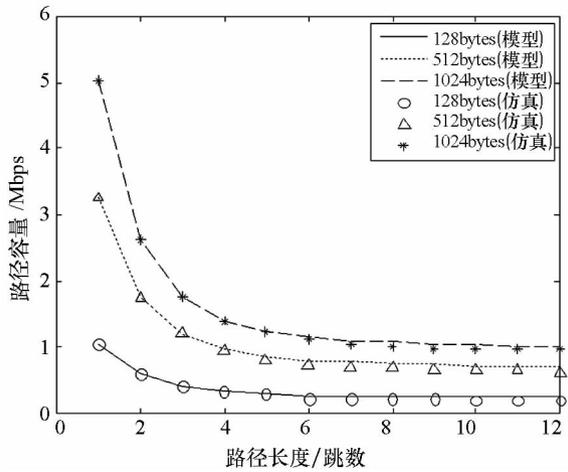
(3) 路径容量

图 4(a) 所示为报文长度为 1024 字节时的路径容量。与理想调度^[4]相比,当路径长度不超过 3 跳时,模型结果与理想情况的相同,因为此时节点间的干扰主要为邻节点干扰,而这样的干扰相对较小;当路径长度超过 3 跳时,路径上出现隐藏节点,由于隐藏节点破坏了 CSMA 协议的载波侦听功能,使得碰撞更易发生,从而导致容量下降;当路径长度超过 6 跳后,路径容量几乎不发生变



(a) 实际路径容量与理想调度对比

(a) Practical path capacity vs. ideal scheduling



(b) 不同报文长度时的路径容量

(b) Path capacity for different packet size

图 4 路径容量

Fig. 4 Path capacity

化,这是因为长度超过 6 跳后,瓶颈链路受到的干扰不再增加。图 4(b) 为不同报文长度时的路径容量,从图中可以发现,容量依赖于负载的报文长度,报文长度越大,容量越大。

4 结论

本文详细分析了多跳路径中的干扰问题,并建立了干扰的定量计算模型。在此干扰模型的基础上,基于排队网络理论建立了路径的性能分析模型。利用此分析模型可以得出路径的时延、吞吐量以及容量等关键性能指标。本文建立的模型全面考虑了多跳环境下路径中的干扰情况,并且将链路的性能指标与输入负载关联起来,同时适用于饱和与非饱和条件下的理论分析。仿真实验证明了本文所提出的分析模型的精确性。本文建立的分析模型有助于深入分析基于 IEEE 802.11 的多跳路径的特点与性能,成为进一步研究多跳网络的基础,并为设计可用带宽估计算法、接纳控制算法以及为网络提供 QoS 保障建立了理论依据。

参考文献 (References)

[1] Gao Y, Chiu D M, Lui J C S. Determining the end-to-end throughput capacity in multi-hop networks: methodology and applications [C]//Proceedings of ACM SIGMetrics, Saint Malo, France, 2006, 39-50.

[2] Ng P C, Liew S C. Throughput analysis of IEEE802.11 multi-hop Ad Hoc networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2007, 15(2): 309-322.

[3] Ephremides A. Throughput and capacity regions [C]//IEEE International Symposium on Information Theory, Austin, Texas, USA, 2010, 5-7.

[4] Sanzgiri K, Chakeres I D, Belding-Royer E M. Determining

- intra-flow contention along multihop paths in wireless networks [C]//Proceedings of First International Conference on Broadband Networks (BroadNets), San Jose, CA, USA, 2004, 611-620.
- [5] Mao G. The maximum throughput of a wireless multi-hop path [J]. *Mobile Networks and Applications*, 2011, 16: 46-57.
- [6] 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.
- [7] Xu K, Gerla M, Bae S. How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in Ad Hoc networks [C]//Proceedings of IEEE GLOBECOM, Taipei, Taiwan, 2002, 72-76.
- [8] Gupta P, Kumar P R. The capacity of wireless networks [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2000, 46(2): 388-404.
- [9] Medepalli K, Tobagi F A. Towards performance modeling of IEEE 802.11 based wireless networks: a unified framework and its applications [C]//Proceedings of 25th IEEE INFOCOM, Barcelona, Spain, 2006.
- [10] 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.
- [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 Transaction on Networking*, 2007, 15(3): 588-601.
- [12] Belch G, Greiner S, Meer H D, et al. Queueing networks and markov chains [M]. USA: John Wiley & Sons, Inc., 1998.
- [13] Sakurai T, Vu H L. MAC access delay of IEEE 802.11 DCF [J]. *IEEE Transaction 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 Wireless Commun*, 2007, 6(2): 738-749.
- [11] Qin L Q, Huang Z X, Zhang L M, et al. Flame-retardant mechanism of magnesium oxy-chloride in epoxy resin [J]. *Journal of Wuhan University of Technology Master*, 2009(2).
- [12] Li Z Z, He W, Zhang W X, et al. Thermal, mechanical and flame retardant properties of crosslinked ethylenevinyl-acetate copolymer/magnesium hydroxide blends by ⁶⁰Co irradiation [J]. *J. Radiat. Res. Radiat. Process*, 2007(1): 37-42.
- [13] 马雅琳, 王标兵, 胡国胜. 阻燃剂及其阻燃机理的研究现状 [J]. *材料导报*, 2006, 20(z1): 392-395.
MA Yalin, WANG Biaobin, HU Guosheng. The current study on flame retardants and their flame retardant mechanism [J]. *Materials Review*, 2006, 20(z1): 392-395. (in Chinese)
- [14] 湛志鹏, 王新龙. 丙烯酸酯聚合物阻燃研究进展 [J]. *塑料助剂*, 2008(6): 9-13.
CHEN Zhipeng, WANG Xinlong. Research progress on flame retarded acrylate polymers [J]. *Plastic Assistants*, 2008(6): 9-13. (in Chinese)
- [15] 段旭光, 周崇文, 陈科. 无卤阻燃剂的应用与研究 [J]. *合成材料老化与应用*, 2009, 38(2): 34-37.
DUAN Xuguang, ZHOU Congwen, CHEN Ke. Study and application of non-halogen fire retardant [J]. *Synthetic Materials Aging and Application*, 2009, 38(2): 34-37. (in Chinese)
- [16] 王凤武, 方文彦. 包覆红磷在玻璃钢中的阻燃性能研究 [J]. *煤炭科学技术*, 2005(2): 59-61.
WANG Fengwu, FANG Wenyan. Research on flame retardant performances of red phosphorus in resin fiber [J]. *Coal Science and Technology*, 2005(2): 59-61. (in Chinese)
- [17] 周逸潇, 杨丽, 毕成良, 等. 磷系阻燃剂的现状与展望 [J]. *天津化工*, 2009, 23(1): 1-4.
ZHOU Yixiao, YANG Li, BI Chengliang, et al. The status quo and trend of phosphorus flame retardant [J]. *Tianjin Chemical Industry*, 2009, 23(1): 1-4. (in Chinese)
- [18] 安璐, 高庆, 徐祖顺, 等. 氢氧化铝及其复合体系在聚合物中的阻燃应用 [J]. *绝缘材料*, 2008, 41(1): 30-36.
AN Lu, GAO Qing, XU Zushun, et al. The flame retardant application of Al(OH)₃ and its composites in polymer [J]. *Insulating Materials*, 2008, 41(1): 30-36. (in Chinese)

(上接第 44 页)