

## 多跳无线网络中路径端到端容量的准确计算\*

刘少阳, 赵海涛, 魏急波, 王 杉

(国防科学技术大学 电子科学与工程学院, 湖南 长沙 410073)

通讯作者: 赵海涛, E-mail: haitaozhao@nudt.edu.cn

**摘 要:** 多跳无线网络中路径的端到端容量,是指业务在该路径上的端到端吞吐量所能达到的最大值.获取该信息有非常重要的意义,同时也是很有挑战性的工作.目前,已有的工作在计算端到端容量时,要么假设路径上各跳链路间获得了完美的同步,无线资源在竞争链路间平均分配,这种方法忽略了多跳路径中由隐藏节点引起的碰撞,获得的结果与实际测试结果有较大的差异;要么通过复杂的非线性方程组的求解来计算端到端容量,在较大规模的无线网络中,这种方法的实用性又受到限制.首先,完成对基于 IEEE 802.11 的多跳无线路径中由隐藏节点引起碰撞概率的准确数学表达;然后,利用最优化问题来分析多跳路径中各跳链路间的竞争问题,进而建立了准确、简便的端到端容量计算方法.而且,该方法还考虑了无线网络中多速率传输的情况.仿真结果表明,该方法显著提高了端到端容量计算结果的准确度,并且复杂度低、易于实现,具有很好的应用前景.

**关键词:** 端到端容量; IEEE 802.11; 多跳无线网络; 多速率传输

**中图法分类号:** TP393      **文献标识码:** A

中文引用格式: 刘少阳,赵海涛,魏急波,王杉.多跳无线网络中路径端到端容量的准确计算.软件学报,2013,24(1):164-174.  
<http://www.jos.org.cn/1000-9825/4220.htm>

英文引用格式: Liu SY, Zhao HT, Wei JB, Wang S. Accurate calculation of end-to-end throughput capacity for wireless multi-hop networks. Ruanjian Xuebao/Journal of Software, 2013, 24(1): 164-174 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4220.htm>

### Accurate Calculation of End-to-End Throughput Capacity for Wireless Multi-Hop Networks

LIU Shao-Yang, ZHAO Hai-Tao, WEI Ji-Bo, WANG Shan

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

Corresponding author: ZHAO Hai-Tao, E-mail: haitaozhao@nudt.edu.cn

**Abstract:** To determine the end-to-end throughput capacity of IEEE 802.11-based wireless networks, existing works used a simplistic approach to divide the 1-hop throughput capacity by the number of contending links in the bottleneck region, which has is limited in terms accuracy, and relies on complicated non-linear equations. This makes it impractical to solve for a large number of hops. This paper presents an optimization methodology to analytically calculate the end-to-end throughput capacity of IEEE 802.11-based chain-topology wireless networks. The calculation considers the interference due to neighboring nodes and assesses the impact of hidden node collision as well as multi-rate terminals (i.e., nodes can transmit at different rates) on throughput capacity. The proposed methodology provides a very accurate calculation of the end-to-end throughput capacity when compared to existing works, and yet, is more practical to implement. With extensive simulation experiments, the study verifies the analysis and validates the proposed methodology.

**Key words:** end to end throughput capacity; IEEE 802.11; wireless multi-hop network; multi-rate transmission

随着人们对信息服务需求的快速增长,近 10 年来,以 ad hoc 网络、无线传感器网络以及无线 mesh 网络等形式存在的多跳无线网络得到了广泛的研究和应用.以往人们对多跳无线网络的研究主要集中在如何高效地为网络中的节点提供充分连接上,而随着网络中有服务质量(quality of service,简称 QoS)要求的多媒体业务逐

\* 基金项目: 国家自然科学基金(61002032); 国家教育部博士点基金(20094307110004)

收稿时间: 2011-05-31; 修改时间: 2011-10-08; 定稿时间: 2012-04-09

渐增多,如何支持和保证业务的 QoS 要求成为多跳无线网络研究中亟待解决的问题.路径的端到端容量是指业务在该路径上的端到端吞吐量所能达到的最大值,获取该信息是在无线网络中支持 QoS 的一个重要前提.通过容量信息才有可能实行对吞吐量敏感业务的 QoS 路由、接纳控制和带宽预留等操作.当业务的发送速率高于容量时,端到端吞吐量反而会急剧下降<sup>[1]</sup>.因此,获取多跳无线网络中路径的端到端容量有非常重要的意义.由于 IEEE 802.11 MAC 协议(简称 802.11)很好地解决了无线网络中节点的接入问题,目前被广泛采用.而且,802.11 无线网络的大规模部署,也使其在未来以“无处不在”为目标的无线网络系统中起着关键作用<sup>[2]</sup>.因而,基于 802.11 的多跳无线网络很自然地成为人们关注和研究的热点<sup>[3-7]</sup>.正因为此,本文的研究也主要针对基于 802.11 协议或者类似 802.11 协议的无线网络.

当前,对 802.11 无线网络中多跳路径容量计算的研究中所作的假设比较理想化,使得这些研究结论与实际测试结果之间有较大的差异.这其中的代表性工作如文献[8-12].在文献[8,9]中,作者考虑到多跳路径的吞吐量受制于瓶颈链路(即多跳路径中吞吐量最小的单跳链路),将瓶颈链路的最大吞吐量除以其产生竞争的链路数,从而计算出路径的端到端容量.这种方法虽然简单,但并不准确.因为它实际上是假设竞争链路间获得了完美的同步从而不会引起碰撞,并将瓶颈链路周围的无线资源平均分配给了该瓶颈链路及其竞争链路.而事实上,由于隐藏节点的存在,无线链路的吞吐量会发生波动,因而竞争链路间的传输会发生重叠从而引起碰撞,这种碰撞会进一步造成端到端容量的浪费.为了考虑这种碰撞及其造成的容量浪费,文献[10,11]都利用中心极限定理对这种吞吐量的波动进行了建模分析,从而分析了竞争链路间发生碰撞的概率,并将其考虑在路径端到端容量的计算过程中,从而提高了计算的准确度.可惜,这种吞吐量波动模型只能考虑由于单个隐藏节点引起的传输碰撞和吞吐量波动,而当多跳路径超过 4 跳时,路径中很可能会存在多个隐藏节点,因而这种方法获得的结果在路径超过 4 跳后也会存在较大的误差.为了克服这一问题,文献[12,13]利用定点方程对各跳链路的行为及发生碰撞的概率进行了建模分析,并在此基础上建立了非线性方程组来求解路径的端到端容量.不过,这种方法的实用性受到限制,因为随着路径跳数的增多,求解非线性方程组的难度也增大.文献[14]利用竞争图的方法分析了多跳机会路由的端到端吞吐量问题,该方法需要提前知道网络的竞争关系,而这一信息在分布式网络中往往较难获得.

为了克服目前研究中存在的问题,我们在最近的工作<sup>[15]</sup>中通过对“流内竞争”的准确建模,综合考虑了多跳无线网络中的各种实际因素,包括同一路径上各节点间的竞争、由隐藏节点引起的分组碰撞和无线节点采用不同速率进行发送的情况,这些因素几乎涵盖了现实网络中的各种可能情况.在此基础上,本文进一步建立了更符合实际又利于分析的端到端容量的最优化分析方法,使得基于此方法的研究结论更加准确.具体而言,本文的主要贡献在于:

- 首先,它对由隐藏节点引起的碰撞概率进行了完整的分析和数学表达;
- 然后,准确地将多跳路径的端到端容量计算建模为最优化问题.基于该最优化问题的分析既考虑了路径上节点间的竞争,也包含了存在多个隐藏节点的情况,同时方便求解,取得了比目前已有工作更准确的端到端容量计算结果;
- 最后,所提出的算法适用于多速率的环境,即考虑了同一路径上不同链路可能用不同的速率来发送数据的情况.

## 1 系统模型与问题描述

### 1.1 系统模型

假设网络中各节点均配备采用同一信道的单无线收发机,允许网络内各节点可以根据信道状况采用不同的发送速率.在无线网络研究中,通常根据接收节点所能感知到的信号强度和信噪比,将无线传播的距离区分为以下 3 个距离:通信距离、载波侦听距离和干扰距离<sup>[1,16]</sup>.通信距离  $R_{tx}$  表示,当不存在其他无线节点的干扰时,一对无线节点能实现可靠通信的最远距离.载波侦听距离  $R_{cs}$ ,它表示,当一个节点在发送时所能触发其他节点进行载波侦听检测的最远距离.由于捕获效应的存在,处于某一接收节点载波侦听距离内的其他节点的发送并

不一定导致该节点的接收失败.因而,我们用干扰距离  $R_I$  来表示处于此距离内的节点的发送一定能够干扰接收节点,使其不能正确接收.在目前广泛采用的网络仿真工具 NS2<sup>[17]</sup>中默认配置: $R_I \approx 1.78R_{tx}, R_{cs} \approx 2.2R_{tx}$ ,这也是目前大部分相关研究所采用的值.因此,本文假设公式(1)成立.

$$R_{tx} < R_I < 2R_{tx} < R_{cs} \tag{1}$$

我们记  $n$  跳路径的源节点为  $N_1$ ,紧随其后的节点依次为  $N_2, N_3, \dots, N_{n+1}$ ,其中,  $N_{n+1}$  为目标节点.节点  $N_k$  与  $N_{k+1}$  之间的链路记为链路  $k(k=1, 2, \dots, n)$ .如图 1 所示.

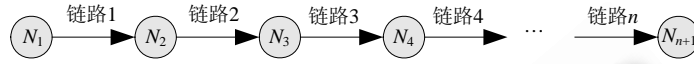


Fig.1 Illustration of a multi-hop route

图 1 多跳路径示意图

其他在本文中出现的符号及意义在表 1 中列出.表 1 中:如果两条链路相互竞争无线资源,则称它们为竞争链路;而如果两个链路,例如链路  $i$  和链路  $j$  相互感知不到对方的发送,我们假设它们是相互独立的,因而这两个链路信道忙的时间发生交错的概率,记为  $P_{overlap}(i, j)$ ,可以通过下式近似:

$$P_{overlap}(i, j) = \frac{x_i \cdot x_j}{1 - \sum_{c \in v(i, j)} x_c} \tag{2}$$

其中,分子表示链路  $i$  和链路  $j$  同时发送的概率;而只有当它们的共同竞争链路都不发送时,它们才能获得发送的机会,因而分母代表了这两个链路可以用于发送的总时间.公式(2)称为“二阶近似”<sup>[12]</sup>.

Table 1 Notations

表 1 符号定义

符号	代表意义
$C_i$	链路 $i$ 的单跳链路容量,它主要取决于链路所采用的物理信道速度和数据分组的大小
$x_i$	链路 $i$ 归一化的“忙”时间,它包括成功或失败的发送所消耗的信道时间
$y_i$	链路 $i$ 归一化的“感知”时间,它是链路 $i$ 各竞争链路的发送所消耗的信道时间的合集
$z_i$	链路 $i$ 归一化的剩余信道时间, $z_i = 1 - x_i - y_i$
$p_i$	链路 $i$ 所经历的隐藏节点碰撞概率
$p_{i,k}$	链路 $i$ 的由第 $k$ 个隐藏节点引起的碰撞概率
$v(i)$	链路 $i$ 的竞争链路的集合
$v(i, j)$	链路 $i$ 和链路 $j$ 共同竞争链路的集合
$h(i)$	链路 $i$ 的隐藏节点的集合

1.2 问题描述

多跳路径的端到端容量计算中最大的难点就是需要考虑“流内竞争”问题<sup>[18]</sup>.这个问题出现的根本原因是路径上邻近节点间相互竞争,当某一链路发送数据时,路径上处于其干扰范围内的链路则无法进行数据传递.为了将“流内竞争”问题考虑在内,目前的端到端容量计算中经常采用一种比较简单的近似方法,即

$$C = \frac{C_{BottleNeck}}{CC} \tag{3}$$

其中,  $C_{BottleNeck}$  为瓶颈链路的容量;  $CC$  代表竞争数,即瓶颈链路周围竞争链路的数目.这种方法首先在文献[18]中提出,后来被广泛应用<sup>[7,9,19]</sup>.因为它的基本思想是将容量平均分配给各竞争链路,本文称其为“平均的方法”.该方法的突出优点是简单,缺点是准确性差,因为它是基于理想的分组调度,即链路上各跳间具有很好的同步,没有碰撞发生.而事实上,CSMA/CA 机制并不能保证这种理想的分组调度,尤其是由于多跳路径中隐藏节点的存在,处在干扰范围内的两个链路会同时尝试发送,这将导致碰撞的发生,从而引起端到端容量的下降.为了将隐藏节点引起的碰撞考虑在内,文献[10]在假设无线节点的退避时间均匀分布的前提下,用中心极限定理来建模由于碰撞引起的吞吐量波动(我们称之为“波动的方法”).但这个模型本质上只能分析由于路径上一个隐藏节

点引起碰撞的情况.而实际情况是,当跳数超过 4 跳后,一个多跳路径上会存在不止一个隐藏节点(例如在 5 跳路径中,可能除了  $N_4$  是  $N_1$  的隐藏节点外, $N_5$  还是  $N_2$  的隐藏节点),因此,只考虑一个隐藏节点引起的碰撞同样会带来不准确的结果.另外,目前方法的一个重要不足在于,它们都忽略了在多跳网络中可能存在的多速率传输的情况.本文将克服上述问题,提出一种更准确的多跳路径容量计算方法.

## 2 隐藏节点引起的碰撞概率分析

### 2.1 隐藏节点问题

如图 2 所示,当节点  $A$  正在向节点  $B$  发送数据时,所有处于  $A$  载波侦听  $R_{cs}$  范围内的节点都能感知到这一传输,因而将关闭自己,在此期间不再进行发送或者接收;而处于  $B$  的  $R_{cs}$  范围外的发送节点不会对  $B$  的接收带来干扰.因此,隐藏节点只可能位于  $A$  的  $R_{cs}$  之外,且在  $B$  的  $R_{cs}$  之内(如图 2 中阴影范围所示).注意到,节点  $B$  的干扰距离( $R_I$ )将该范围划分成为了两个区域:区域 I 和区域 II.我们将这两个区域进行区分,是因为处于这两个区域的隐藏节点在  $B$  处引起碰撞的情况各不相同.当处于区域 I 内的一个节点的发送,例如从  $E$  向  $F$  的发送,是在从  $A$  到  $B$  的传输之后开始的,由于捕获效应的存在,在  $B$  处不会引起碰撞.另一方面,如果从  $E$  向  $F$  的发送是在  $A$  到  $B$  的传输之前开始的,基于 802.11 协议,所有感知到  $E$  发送的节点将被关闭,也就是说,当  $E$  正在发送数据时, $B$  不能再去接收数据.但对  $A$  而言,信道是空闲的.因此, $A$  会无视  $E$  的发送,继续向  $B$  发送数据.因为此时  $B$  已被关闭,不能接收数据,所以  $A$  不会收到来自  $B$  的  $ACK$ ,它认为发生了碰撞.而处于区域 II 内的一个节点的发送,例如从  $D$  向  $E$  的发送,即使它是在从  $A$  到  $B$  的传输之后开始的,在  $B$  处同样会发生碰撞,因为  $D$  处于  $B$  的  $R_I$  范围之内.

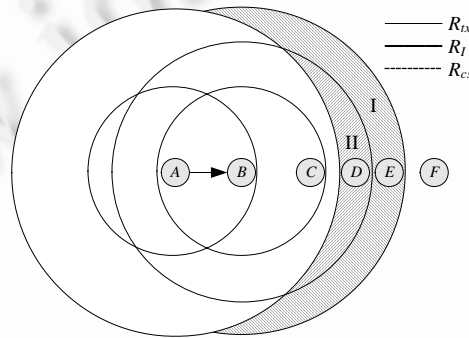


Fig.2 Hidden node problem

图 2 隐藏节点问题

综上所述,如果节点处于区域 I,只有当它的发送先于  $A$  到  $B$  的传输,在  $B$  处才会引起碰撞;如果节点处于区域 II,无论它的发送是先于还是后于从  $A$  到  $B$  的传输,都会在  $B$  处引起碰撞.为了简便起见,在后文中我们称处于这两个区域的节点分别为 Type I 和 Type II 隐藏节点.

### 2.2 由隐藏节点引起的碰撞概率的数学表达

我们在最近的工作<sup>[15]</sup>中已经介绍了隐藏节点引起碰撞概率的计算方法,为了便于理解和本文的完整性,我们重新对该部分的计算过程进行描述.记  $\alpha$  为有效载荷比率,例如在 802.11 基本模式下:

$$\alpha = \frac{DATA}{DIFS + DATA + SIFS + ACK} \quad (4)$$

式中  $DATA$  和  $ACK$  分别代表用于发送数据分组和  $ACK$  的时间.因此,  $\alpha x_i$  就是链路  $i$  用于发送有效载荷的归一化时间.

根据前文的描述,隐藏节点包括 Type I 和 Type II 两种.因此,对隐藏节点所带来影响的分析可以从下面两方面进行:

- 情况 I: 节点  $k$  是 Type I 类型的隐藏节点

在此情况下,如果下列事件发生,就会产生碰撞:节点  $k$  的传输(即链路  $k$ )先于链路  $i$  开始,并且两者产生重叠.我们记该事件为  $E_1$ .由于链路  $k$  和链路  $i$  用于发送有效载荷的归一化时间分别为  $\alpha x_k$  和  $\alpha x_i$ ,事件  $E_1$  发生的概率  $P\{E_1\}$  可以通过如下两步计算:

(1) Case A:  $\alpha x_i$  始于后  $1-\alpha x_k$  时间段内(如图 3(a)所示)

在图 3(a)中,  $t_0$  是  $\alpha x_k$  开始与  $\alpha x_i$  产生重叠的时间点,而在时刻  $t_1$  之后,  $\alpha x_k$  的传输就位于  $\alpha x_i$  的传输之后了.所以,我们有:

$$P\{E_1 | \text{Case A}\} = t_1 - t_0 = \alpha x_k \tag{5}$$

$$P\{\text{Case A}\} \cdot P\{E_1 | \text{Case A}\} = (1 - \alpha x_k) \cdot \alpha x_k \tag{6}$$

(2) Case B:  $\alpha x_i$  始于前  $\alpha x_k$  时间段内(如图 3(b)所示)

在这种情况下,只要  $\alpha x_k$  发生于  $\alpha x_i$  之前就能满足事件  $E_1$  发生的条件.将  $\alpha x_k$  时间段划分为  $N$  份,这样,  $\alpha x_i$  始于其中每一份时间段的概率为  $\alpha x_k / N$ .当  $\alpha x_i$  始于第  $j$  份时间段时,  $\alpha x_k$  位于  $\alpha x_i$  之前(即时间  $E_1$  发生)的概率可以近似为  $j \cdot \alpha x_k / N$ ,  $N$  越大,近似越准确.于是我们得到:

$$P\{\text{Case B}\} \cdot P\{E_1 | \text{Case B}\} = \lim_{N \rightarrow \infty} \sum_{j=1}^N \left( \frac{\alpha x_k}{N} \cdot \frac{j \cdot \alpha x_k}{N} \right) \tag{7}$$

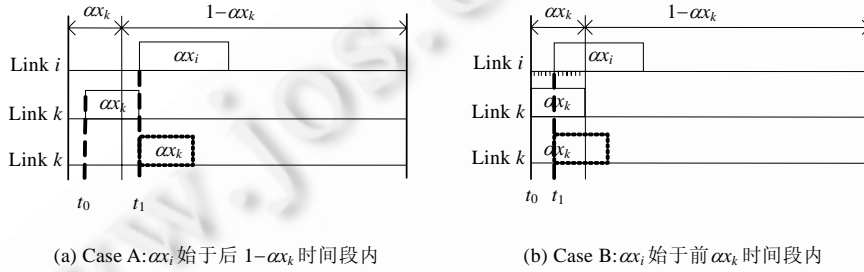


Fig.3 Two cases that event  $E_1$  happens

图 3 事件  $E_1$  发生的两种情况

因为  $P\{\text{Case A}\} \cup P\{\text{Case B}\} = 1$  并且  $P\{\text{Case A}\} \cap P\{\text{Case B}\} = \emptyset$ , 于是,事件  $E_1$  的发生概率可以综合上面两种情况得到:

$$\begin{aligned} P\{E_1\} &= P\{\text{Case A}\} \cdot P\{E_1 | \text{Case A}\} + P\{\text{Case B}\} \cdot P\{E_1 | \text{Case B}\} \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot \alpha x_k + \lim_{N \rightarrow \infty} \sum_{j=1}^N \left( \frac{\alpha x_k}{N} \cdot \frac{j \cdot \alpha x_k}{N} \right) \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot \alpha x_k + (\alpha x_k)^2 \cdot \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{1}{N^2} \sum_{j=1}^N j \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot \alpha x_k + \frac{1}{2} (\alpha x_k)^2 \\ &= \alpha x_k - \frac{1}{2} (\alpha x_k)^2 \end{aligned} \tag{8}$$

如果链路  $i$  和链路  $k$  有公共的竞争链路,那么  $\alpha x_i$  和  $\alpha x_k$  只有在这些公共竞争链路都不发送的情况下才有机会发送.记该情况为  $Q$ ,则有

$$P\{Q\} = 1 - \sum_{c \in v(i,k)} x_c + \sum_{\substack{c_1, c_2 \in v(i,k); \\ c_1 \notin v(c_2) \cup c_2}} \frac{x_{c_1} \cdot x_{c_2}}{1 - \sum_{m \in v(c_1, c_2)} x_m} \tag{9}$$

因为这些公共竞争链路可能有部分相互间不能感知,它们的发送时间会发生重叠,在公式(9)中,我们采用了二阶近似(见公式(2))来表示这部分重叠.

因此,节点  $k$  为 Type I 隐藏节点时引起的碰撞概率可以表示为

$$p_{i,k}^{(1)} = P\{E_1 | Q\} = \frac{\alpha x_k - \frac{1}{2}(\alpha x_k)^2}{1 - \sum_{c \in v(i,k)} x_c + \sum_{\substack{c_1, c_2 \in v(i,k); \\ c_1 \notin v(c_2) \cup c_2}} \frac{x_{c_1} \cdot x_{c_2}}{1 - \sum_{m \in v(c_1, c_2)} x_m}}, \quad k \in h(i) \quad (10)$$

- 情况 II: 节点  $k$  为 Type II 隐藏节点

在此情况下,如果下列事件发生,就会产生碰撞:链路  $k$  与链路  $i$  的传输发生了重叠.我们记该事件为  $E_2$ ,则可以用与前面计算  $P\{E_1\}$ 类似的过程来计算  $P\{E_2\}$ ,如图 4 所示.

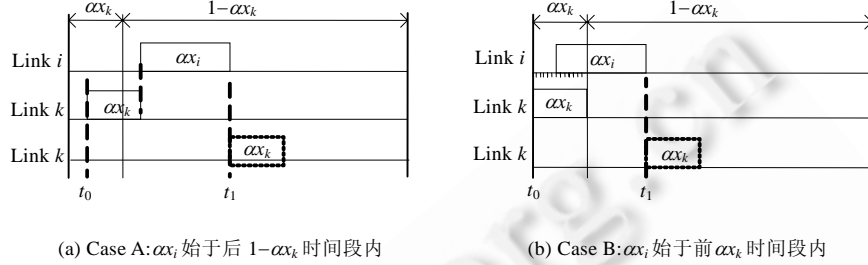


Fig.4 Two cases that event  $E_2$  happens

图 4 事件  $E_2$  发生的两种情况

我们可以得到:

$$\begin{aligned} P\{E_2\} &= P\{\text{Case A}\} \cdot P\{E_2 | \text{Case A}\} + P\{\text{Case B}\} \cdot P\{E_2 | \text{Case B}\} \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot (\alpha x_k + \alpha x_i) + \lim_{N \rightarrow \infty} \sum_{j=1}^N \left( \frac{\alpha x_k}{N} \cdot \left( \frac{j \cdot \alpha x_k}{N} + \alpha x_i \right) \right) \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot (\alpha x_k + \alpha x_i) + \lim_{N \rightarrow \infty} \left( \frac{(\alpha x_k)^2}{N^2} \cdot \sum_{j=1}^N j + \alpha x_k \cdot \alpha x_i \right) \\ &= (1 - \alpha x_k) \cdot (\alpha x_k + \alpha x_i) + \frac{1}{2}(\alpha x_k)^2 + \alpha x_k \cdot \alpha x_i \\ &= \alpha(x_k + x_i) - \frac{1}{2}(\alpha x_k)^2 \end{aligned} \quad (11)$$

因此,节点  $k$  为 Type II 隐藏节点时引起的碰撞概率可以表示为

$$p_{i,k}^{(2)} = P\{E_2 | Q\} = \frac{\alpha(x_i + x_k) - \frac{1}{2}(\alpha x_k)^2}{1 - \sum_{c \in v(i,k)} x_c + \sum_{\substack{c_1, c_2 \in v(i,k); \\ c_1 \notin v(c_2) \cup c_2}} \frac{x_{c_1} \cdot x_{c_2}}{1 - \sum_{m \in v(c_1, c_2)} x_m}}, \quad k \in h(i) \quad (12)$$

根据上面两种情况的描述,一旦知道了某个隐藏节点的类型,我们就能确定由于该隐藏节点引起的碰撞概率.这样,由于隐藏节点在链路  $i$  处引起的碰撞概率  $p_i$  可以表示为其所有隐藏节点引起的碰撞概率( $p_{i,k}, k \in h(i)$ )的总和,因为这些碰撞概率可能会重合,因此我们仍然采用二阶近似来消除这部分重合引起的误差,于是得到:

$$p_i = \sum_{k \in h(i)} p_{i,k} - \sum_{\substack{k_1, k_2 \in h(i); \\ k_1 \notin v(k_2) \cup k_2}} \frac{p_{i,k_1} \cdot p_{i,k_2}}{1 - \sum_{m \in v(k_1, k_2)} x_m} \quad (13)$$

### 3 多跳路径端到端容量的计算

由于流内竞争的存在,多跳路径上的竞争链路间要分享无线信道,一跳链路占用信道时间的增加意味着其竞争链路占用信道时间的减少.而端到端吞吐量取决于整条路径上的瓶颈链路,因此,要计算路径最大的端到端吞吐量(即容量),需要在各跳链路间达到最优的信道分配,以使瓶颈链路的吞吐量达到最大.从而有,基于前面对隐藏节点引起的碰撞概率的数学表达,端到端容量的计算可以准确地通过最优化方法来实现.

### 3.1 最优化问题的数学建模

考虑由于碰撞引起的吞吐量损失,单跳链路  $i$  的吞吐量可以表示为

$$\eta_i = C_i \cdot (1 - p_i) \cdot x_i \quad (14)$$

式中各符号的意义请参考表 1 中的定义,而给定一条由链路  $1, 2, 3, \dots, n$  组成的多跳路径,端到端容量  $C$  由该路径上的瓶颈链路决定,即

$$C = \min_{i=1,2,\dots,n} \{\eta_i\} = \min_{i=1,2,\dots,n} \{C_i \cdot (1 - p_i) \cdot x_i\} \quad (15)$$

由于链路  $i(i=1,2,\dots,n)$  的归一化剩余信道时间不可能是负数,即存在如下的“剩余信道时间限制”:

$$z_i \geq 0, i=1, 2, \dots, n \quad (16)$$

因此,最优化问题可以表述如下:

定义向量  $X=[x_1, x_2, \dots, x_n]$ , 向量  $X$  的定义域  $D=\{X|z_i \geq 0, i=1, 2, \dots, n\}$  和目标函数  $C = \min_{i=1,2,\dots,n} \{C_i \cdot (1 - p_i) \cdot x_i\}$ , 问题是找到最优解  $X^* \in D$ , 使得目标函数  $C(C$  是关于  $X$  的函数) 达到最大, 即

$$X^* = [x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^*] = \arg \max_{X \in D} (C) \quad (17)$$

获得最优解  $X^*$  后,我们就可以根据公式(15)来计算给定多跳路径的端到端容量.

### 3.2 最优化问题的求解

给出最优化问题的数学模型,我们可以采用一些通用算法来解决这个最优化问题.本节将就路径中各跳节点均匀分布,且各跳节点间距离约为通信距离的情况给出更简单的求解方法.

由路径上各链路间存在的竞争和公式(15)可以看出,显然,当每一跳链路具有相同的吞吐量时,目标函数  $C$  达到最大,即此时有

$$C = \eta_1 = \eta_2 = \dots = \eta_n \quad (18)$$

也即

$$\eta = C_1 \cdot (1 - p_1) \cdot x_1 = C_2 \cdot (1 - p_2) \cdot x_2 = \dots = C_n \cdot (1 - p_n) \cdot x_n \quad (19)$$

如果忽略由 ACK 引起的碰撞,在路径上不存在对路径上最后 3 个链路的隐藏节点,则我们有

$$p_{n-2} = p_{n-1} = p_n = 0,$$

将  $p_n=0$  带入公式(19)中,我们可以得到端到端容量  $C$  关于  $x_n$  的表达式:

$$C = C_n \cdot (1 - p_n) \cdot x_n \stackrel{p_n=0}{=} C_n \cdot x_n \quad (20)$$

同时,根据公式(19)我们也可以得到  $x_{i \in \{1, 2, \dots, n-1\}}$  关于  $x_n$  的表达式,如下所示:

$$x_i = \frac{C_n \cdot (1 - p_n)}{C_i \cdot (1 - p_i)} \cdot x_n \stackrel{p_n=0}{=} \frac{C_n}{C_i \cdot (1 - p_i)} \cdot x_n, \quad i = 1, 2, \dots, n-1 \quad (21)$$

这样,如果能够求出  $x_n^*$ ,我们即可通过公式(21)获得其他的  $x_i^* (i=1, 2, \dots, n-1)$ .由公式(20)我们可以发现,  $C$  会随着  $x_n$  的增加而增加,所以  $C$  在  $x_n$  达到最大时获得.而  $x_n$  不能无限增大,它的取值必须满足定义域  $D$ , 即  $X \in D$ , 所以有

$$x_n^* = \sup_{X \in D} \{x_n\} = \sup \{x_n \mid z_i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n\} \quad (22)$$

得到的端到端容量为

$$C = \sup_{X \in D} \{\eta\} = C_n \cdot x_n^* \quad (23)$$

接下来,只要我们通过求解不等式  $z_i \geq 0 (i=1, 2, \dots, n)$  来获得  $x_n$  的最大取值  $x_n^*$ ,便可以根据公式(23)来获得端到端的容量  $C$ .现在剩下的唯一问题是将  $z_i$  表达为仅关于  $x_n$  的函数.

由定义,见表 1,  $z_i = 1 - x_i - y_i$ . 这里,  $y_i$  为链路  $i$  归一化的感知时间,是链路  $i$  的竞争链路的发送所消耗时间的集合.考虑到这些时间可能会相互重叠,所以我们用公式(2)的二阶近似来消除这部分重叠时间,得到  $y_i$  的计算如下所示:

$$y_i = \sum_{j \in v(i)} x_j - \sum_{\substack{j_1, j_2 \in v(i) \cup i; \\ j_1 \notin v(j_2) \cup j_2}} \frac{x_{j_1} \cdot x_{j_2}}{1 - \sum_{m \in v(j_1, j_2)} x_m}, i = 1, 2, \dots, n \quad (24)$$

于是,我们得到  $z_i$  关于  $x$  的表达式如下:

$$z_i = 1 - x_i - y_i = 1 - \sum_{j \in v(i) \cup i} x_j + \sum_{\substack{j_1, j_2 \in v(i) \cup i; \\ j_1 \notin v(j_2) \cup j_2}} \frac{x_{j_1} \cdot x_{j_2}}{1 - \sum_{m \in v(j_1, j_2)} x_m}, i = 1, 2, \dots, n \quad (25)$$

将公式(13)和公式(21)代入公式(25)中,即可得到  $z_{i \in \{1, 2, \dots, n\}}$  仅关于  $x_n$  的表达式,从而可以根据公式(22)求得  $x_n^*$ . 得到  $x_n^*$  后,根据公式(23),我们便可以计算端到端的容量了,整个算法见表 2.

**Table 2** Solution process to the optimization problem

表 2 最优化问题求解过程

//函数名:Capacity( $J$ ) ▷输入:给定 $n$ 跳路径 $J = \{N_1, N_2, \dots, N_{n+1}\}; C_i, i = 1, 2, \dots, n; p_{n-2} = p_{n-1} = p_n = 0;$ ▷输出:路径 $J$ 的端到端容量 $C$ .
//计算 $x_{n-1}$ 和 $x_{n-2}$ $x_{n-1} = \frac{C_n}{C_{n-1}} \cdot x_n; x_{n-2} = \frac{C_n}{C_{n-2}} \cdot x_n;$
//计算 $x_{i \in \{1, 2, \dots, n-3\}}$ For ( $i = n-3; i \geq 1; i--$ )
$\left\{ \begin{aligned} p_i &= \sum_{k \in h(i)} p_{i,k} - \sum_{\substack{k_1, k_2 \in h(i); \\ k_1 \notin v(k_2) \cup k_2}} \frac{p_{i,k_1} \cdot p_{i,k_2}}{1 - \sum_{m \in v(k_1, k_2)} x_m}; x_i = \frac{C_n}{C_i \cdot (1 - p_i)} \cdot x_n \end{aligned} \right\}$
//寻找最优解 $x_n^*$ 将 $x_i$ 代入到 $z_i, i = 1, 2, \dots, n;$ $x_n^* = \sup\{x_n \mid z_i \geq 0, i = 1, 2, \dots, n\};$
//计算给定路径的容量 $C = C_n \cdot x_n^*$

## 4 评估实验

在本节中,我们将通过 NS2 仿真实验来验证所提出的多跳路径容量计算方法的准确性,并考虑了多速率情况下本文给出方法的性能. 实验中,各个节点执行 802.11b 标准协议.

### 4.1 各链路采用相同数据发送速率的情况

我们考虑如图 1 所示的多跳路径. 路径上相邻节点的距离为 200m(保证相邻节点处于通信距离范围内,同时,保证从源节点  $N_1$  到目标节点  $N_{n+1}$  的业务流会经过路径上的每一个点). 各跳链路的数据发送速率均为 11Mbps,我们改变此路径的跳数(即  $n$ )来计算和仿真路径的端到端容量,结果如图 5 所示. 图中的“仿真值”是采用探针式的测量方法在仿真平台上进行测量获得的. 探针式方法通过不断加大所发送探测包的速率,直到路径上的吞吐量出现拐点为止,因而会带来额外的网络负载;而且只能离线进行,不适合在无线网络中使用. 但该方法获得的结果较准确,可以作为参考使用. 另外,为了与已有工作进行比较,我们同时给出了分别利用平均的方法<sup>[18]</sup>和波动的方法<sup>[10]</sup>得到的结果.

通过图 5 可以看出:

- (1) 通过本文提出的方法计算得到的端到端容量与仿真结果得到很好的吻合;当跳数超过 3 跳时,平均的方法得到的结果便开始与仿真结果产生偏差;当跳数超过 4 跳时,波动的方法得到的结果开始与仿真结果产生偏差;
- (2) 当跳数超过 3 跳时,路径上开始出现隐藏节点,而平均的方法忽略了隐藏节点引起的碰撞,因而造成了其结果与仿真结果产生偏差;



- (3) 当路径跳数超过 4 跳时,端到端容量继续减小.这是因为当跳数增加时,隐藏节点的个数继续增加.波动的方法<sup>[10]</sup>仅仅考虑 1 个隐藏节点造成的容量损失,因而造成了分析结果的不准确;
- (4) 当路径的跳数超过 7 跳时,多跳路径的容量没有明显地减小,路径的端到端容量将不再因为流内竞争而减小.整个评估结果表明,本文所提出的方法可以准确地应用于计算多跳路径的端到端容量.

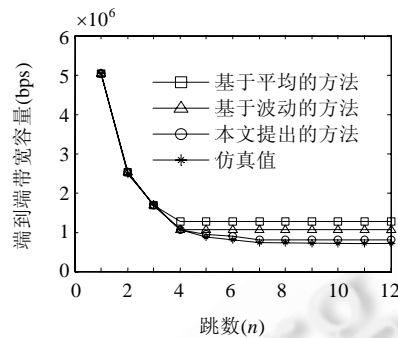


Fig.5 End-to-End throughput capacity when each link has the same channel bit rate

图 5 各链路采用相同数据发送速率时的端到端容量

#### 4.2 多速率的情况

因为多跳路径上各跳链路经历的信道情况不同,允许各跳链路根据自己感受到的信道情况来选择相应的物理信道速率,将会提高多跳路径的容量.下面我们将考虑多速率的情况,从而证明本文提出的方法也能很好地适应多速率的网络场景.因为前面的结果表明,当跳数超过 7 跳时,多跳路径的容量不再因为流内竞争而下降,我们在本节以 7 跳路径为例进行说明.

我们考虑两种多速率情况:路径上其他跳链路的物理信道速率为 2Mbps,只有 1 跳链路的物理信道速率为 11Mbps 或者 1Mbps.我们改变这一跳物理信道速率不同的链路的位置,使其逐步从路径的第 1 跳移动到第 7 跳,然后通过本文提出的方法分别计算多跳路径的端到端容量.这样,每种情况下我们都得到了 7 个端到端容量的值,然后,通过公式(26)来观察这一跳物理信道速率不同的链路在不同的位置时引起的路径端到端容量增加情况(用  $C_{Inc}$  表示).

$$C_{Inc} = \frac{C_{Diff} - C_{Same}}{C_{Same}} \quad (26)$$

其中,  $C_{Diff}$  表示路径上有 1 跳链路信道速率不同(为 11Mbps 或 1Mbps)时的路径端到端容量,  $C_{Same}$  表示路径上所有链路信道的速率相同(均为 2Mbps)时的端到端容量.

我们将计算结果与仿真结果进行比较,结果如图 6 所示.

从实验结果可以看出:

- (1) 在多速率的情况下,利用本文给出的端到端容量的计算方法获取的结果仍能与仿真结果很好地吻合,从而证明此方法能够适应多速率的情况;
- (2) 在 7 跳路径中,当一个更高速率的链路出现在第 4 跳时(如果所有链路速率相同,第 4 跳将为 7 跳路径的瓶颈链路),路径的端到端容量提高得最多.这证明,改善瓶颈链路的性能是提高端到端容量的最有效的方法;
- (3) 相反地,在 7 跳路径中,当一个更低速率的链路出现在第 4 跳时,路径的端到端容量降低得也最多.

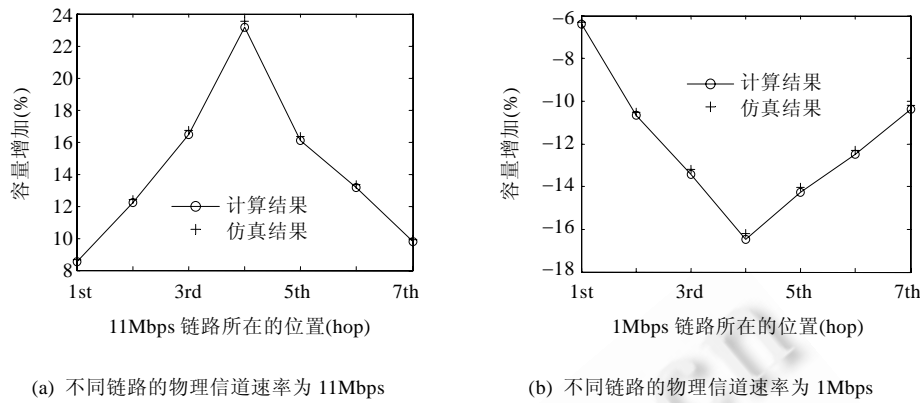


Fig.6 End-to-End throughput capacity when varying the link rate

图 6 多速率情况下的端到端容量

## 5 小结

在本文中,我们提出了一种能够更准确地计算多跳路径端到端容量的低复杂度方法.该方法是通过以下步骤实现的:首先,我们给出了多跳路径中由于隐藏节点引起的碰撞概率的定量计算方法;然后,通过最优化方法分析了链路周围信道时间在多跳路径中各竞争链路间的分配,进而得到了给定路径的端到端容量的计算值.本文提出的方法同时考虑了路径上各跳链路间可能采用不同数据发送速率的情况.仿真实验的结果表明,相对于已有工作,本文所提方法获取的容量信息的准确度显著提高.而且在分析过程中,对多速率发送情况的考虑使得该方法更接近于现实网络状况,从而在提供 QoS 的无线网络研究与应用中具有非常广阔的前景.

## References:

- [1] Li JY, Blake C, De Couto DSJ, Lee HI, Morris R. Capacity of ad hoc wireless network. In: Proc. of the ACM MobiCom. 2001. 471–480. [doi: 10.1145/381677.381684]
- [2] Taleb T, Nafaa A, Murphy L, Hashimoto K, Kato N, Nemoto Y. Toward efficient service-level qos provisioning in large-scale 802.11-based networks. IEEE Network, 2007,21(5):42–48. [doi: 10.1109/MNET.2007.4305176]
- [3] Narayanan S, Pei L, Panwar SS. On the advantages of multi-hop extensions to the IEEE 802.11 infrastructure mode. In: Proc. of the IEEE Wireless Communications and Networking Conf. (WCNC). 2005. 132–138. [doi: 10.1109/WCNC.2005.1424488]
- [4] Sarr C, Chaudet C, Chelius G, Lassous IG. Improving accuracy in available bandwidth estimation for IEEE 802.11-based ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS). 2006. 517–520. [doi: 10.1109/MOBHOC.2006.278599]
- [5] Duffy K, Leith DJ, Li TJ, Malone D. Modeling 802.11 mesh networks. IEEE Communications Letters, 2006,10(8):635–637. [doi: 10.1109/LCOMM.2006.1665135]
- [6] Chung LP, Chang LS. Throughput analysis of IEEE802.11 multi-hop ad hoc networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2007, 15(2):309–322. [doi: 10.1109/TNET.2007.892848]
- [7] Sarr C, Chaudet C, Chelius G, Lassous IG. Bandwidth estimation for IEEE 802.11-based ad hoc networks. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2008,7(10):1228–1241. [doi: 10.1109/TMC.2008.41]
- [8] Chen L, Heinzelman WB. QoS-Aware routing based on bandwidth estimation for mobile ad hoc networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2005,23(3):561–572. [doi: 10.1109/JSAC.2004.842560]
- [9] Yang Y, Kravets R. Contention-Aware admission control for ad hoc networks. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2005,4(4): 363–377. [doi: 10.1109/TMC.2005.52]
- [10] Yoo J-Y, Kim JW. Maximum end-to-end throughput of chain-topology wireless multi-hop networks. In: Proc. of the IEEE Wireless Communications and Networking Conf. (WCNC). 2007. 4279–4283. [doi: 10.1109/WCNC.2007.781]

- [11] Liu YQ, Yan W, Dai YF. A path capacity analytical model for wireless networks. Ruanjian Xuebao/Journal of Software, 2006,17(4):854–859 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/20060422.htm> [doi: 10.1360/jos170854]
- [12] Gao Y, Chiu DM, Lui JCS. Determining the end-to-end throughput capacity in multi-hop networks: Methodology and applications. In: Proc. of the Joint Int'l Conf. on Measurement and Modeling of Computer Systems (SIGMETRICS 2006/Performance 2006). 2006. 39–50. [doi: 10.1145/1140277.1140284]
- [13] Medepalli K, Tobagi FA. Towards performance modeling of IEEE 802.11 based wireless networks: A unified framework and its applications. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2006. 1–12. [doi: 10.1109/INFOCOM.2006.219]
- [14] Zeng K, Lou W, Zhai H. On end-to-end throughput of opportunistic routing in multirate and multihop wireless networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM. 2008. 816–824. [doi: 10.1109/INFOCOM.2008.133]
- [15] Zhao HT, Wang S, Xi Y, Wei JB. Modeling intra-flow contention problem in wireless multi-hop networks. IEEE Communications Letters, 2010,14(1):18–20. [doi: 10.1109/LCOMM.2010.01.090224]
- [16] Zhai HQ, Wang JF, Fang YG. DUCHA: A new dual-channel MAC protocol for multihop ad hoc networks. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2006,5(11):3224–3233. [doi: 10.1109/TWC.2006.04869]
- [17] The network simulator-ns2. 2007. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>
- [18] Sanzgiri K, Chakeres ID, Belding-Royer EM. Determining intra-flow contention along multihop paths in wireless networks. In: Proc. of the 1st Int'l Conf. on Broadband Networks (BroadNets). 2004. 611–620. [doi: 10.1109/BROADNETS.2004.32]
- [19] Renesse R, Friderikos V, Aghvami H. Cross-Layer cooperation for accurate admission control decisions in mobile ad hoc networks. IET Communications, 2007,1(4):577–586. [doi: 10.1049/iet-com:20060243]

#### 附中文参考文献:

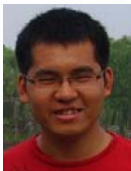
- [11] 刘永强, 严伟, 代亚非. 一种无线网络路径容量分析模型. 软件学报, 2006, 17(4): 854–859. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/20060422.htm> [doi: 10.1360/jos170854]



刘少阳(1963—),男,山东博兴人,博士生,主要研究领域为无线网络 MAC 层协议, 交叉层协议设计.

E-mail:

liushaoyang@hnx.chinatelecom.com.cn



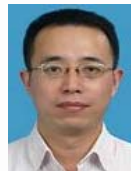
赵海涛(1981—),男,博士,讲师,主要研究领域为无线网络可用带宽估计,认知无线网络技术.

E-mail: haitaozhao@nudt.edu.cn



魏急波(1967—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为通信信号处理,宽带无线移动通信,无线组网协议.

E-mail: wjbhw@nudt.edu.cn



王杉(1978—),男,博士,讲师,CCF 会员,主要研究领域为无线通信协议分析与仿真技术.

E-mail: chinafir@nudt.edu.cn