

多信道多接口混合网络容量研究

陈 林 魏淑桃 谭文安

(上海第二工业大学计算机与信息学院 上海 201209)

摘 要 无线自组织网络有一个基本问题,即网络容量,它反映随着网络规模的增大,每个节点的数据吞吐量是如何变化的,该变化情况体现网络的可扩展性。多信道多接口混合网络的容量受到接口在信道间转换能力的影响和制约。通过建立该网络容量分析的数学模型,分别对接口固定、接口受限和接口自由转换 3 种情况下的网络容量进行研究,估计了它们的容量上限,构建了容量下界。理论分析结果表明接口转换能力对网络容量有重要影响。当接口可以自由转换时,网络容量没有损失。该研究结果为网络系统优化提供了重要理论参考。

关键词 网络容量,多信道多接口,混合,自组织

中图分类号 TP393.0 **文献标识码** A

Network Capacity of Multi-channel Multi-interface Hybrid Networks

CHEN Lin WEI Shu-tao TAN Wen-an

(College of Computer and Information, Shanghai Second Polytechnic University, Shanghai 201209, China)

Abstract A basic problem of wireless ad hoc networks is network capacity, which reflects the data throughput of each node with the increasing of network scales. It indicates the scalability of wireless networks. The network capacity of multi-channel multi-interface hybrid network is constrained by the switch ability of interface among different channels. By constructing the mathematical analysis model, three conditions, interface-fixed, interface-constrained and interface-free, their impacts on network capacity were studied, and the upper and lower bounds of network capacity were obtained. The theoretical analysis results show that the switch ability of interface has great influence on the capacity of hybrid multi-channel networks, and if the interface can freely switch among different channels, there is no capacity loss, which provides the important theoretical reference for network optimization.

Keywords Network capacity, Multi-channel multi-interface, Hybrid, Ad-hoc

1 引言

无线自组织网络的一个本质属性就是它的渐近性能即网络容量,其反映网络规模的增大与整个网络性能的增长关系。网络容量由很多因素决定,包括网络的流量模型、带宽、能量和网络拓扑结构等。

在开创性的文献[1]中,Gupta 和 Kumar 提出,当 n 个节点随机均匀分布在单位圆内,每个节点随机选择另一个节点作为目的节点,则每个节点获得的容量 $\lambda(n)$ 是 $\Theta(W/\sqrt{n \log n})$ 。这是一个有点令人失望的结论,其表明了大规模自组织网络是不可行的。继 Gupta 之后,科研工作者在网络容量方面做了大量的研究。

在文献[2,3]中,Grossglaube 和 Tse 假定网络中的节点都是运动的,且节点位置平稳均匀分布,并具有各态历经性。经过严格的数学推导得出:每个源目的节点对的长期平均容量保持为一个常数 $\Theta(1)$ 。随后,部分学者开始探讨网络引入运动节点后,延迟时间在一定的允许范围内的容量性能;Ban-sal 等[4]假定网络中有 n 个静态节点随机均匀分布, m 个移动

节点均匀移动。经过严格的数学推导得出:数据分组传输引入的最大延迟时间为 $2d/v$,相应的网络吞吐容量至少是 $O\left(\frac{\min(m,n)}{n \log^3 n}\right)$,这里 d 是网络区域的直径, v 是移动节点的速率。Perevalov 等[5]考虑运动节点构成的自组织网络,讨论了网络容量与可允许的最大延迟时间的关系。Gamal[6]分别研究了静态节点和动态节点的自组织网络,推导了容量与延迟时间的优化关系。Yi,Peraki[7-9]等人研究了智能天线技术对无线网络容量的影响。文献[10]对信道交叠情况下系统容量的上限进行了估计。

增加基站,采用混合网络结构是一种增强网络性能的方法。文献[11]研究了混合网络容量,模型假设基站预先固定在六边形的格子里,Ad-hoc 节点则随机分布在整个区域内。研究结果表明当网络中有 m 个基站和 n 个 Ad-hoc 节点,且 m 增长速率小于 \sqrt{n} 时,网络容量没有显著地提高;但是当 m 增长速率大于 \sqrt{n} 时,网络容量将随着 m 的增长而呈线性增加。Kozat 和 Tassiulas[12]研究了随机混合网络,模型中基站和 Ad-hoc 节点都随机地分布在单位面积区域内,基站数和

到稿日期:2010-09-23 返修日期:2011-01-28 本文受国家自然科学基金(60904019),上海市教育委员会科研创新项目(09YZ455)资助。

陈 林(1979-),男,博士,副教授,主要研究方向为车辆网络、CPS 系统,E-mail:chenlincl_cl@hotmail.com;魏淑桃(1954-),女,教授,主要研究方向为嵌入式系统;谭文安(1962-),男,教授,主要研究方向为系统工程。

Ad-hoc 节点数的比值是一个常数,此时每个无线节点可以获得的容量为 $\Theta\left(\frac{W}{\log n}\right)$ 。文献[13]研究了当基站数 m 的增长速率分别处在 3 个区间时,整个随机混合网络的容量。

另一个改善网络容量的方法是采用多信道。针对一般自组织网络,Kyasanur 和 Vaidya^[14]研究了信道数和每个节点接口数之间的关系对整个网络容量的影响。在该网络模型中,接口可以在信道间进行任意转换。分析结果表明:当接口和信道一一对应时,多信道多接口自组织网络的网络容量结果与文献[1]中的单接口单信道网络容量一致。对于随机网络,当信道数和接口数的比例处在 $O(\log n)$ 区间时,网络容量没有损失;如果比例大于该区间,则网络容量会有损失。Bhandari 和 Vaidya^[15,16]研究了多信道自组织网络中节点的接口在信道间转换受限,即接口只能在一部分信道间进行转换时其网络的连通性和网络容量。

本文研究多信道多接口混合网络容量,假设网络中存在 c 个信道,信道的总带宽为 W 比特/秒,每个基站和 Ad-hoc 节点带有一个接口。针对接口在 c 个信道间的转换能力,包括接口固定(Interface fixed)、接口受限(Interface constrained)和接口自由转换(Interface free switching)3 种情况,分别对网络容量进行研究。

本文第 2 节给出文中用到的定义和符号;第 3 节给出网络模型;第 4 节研究网络容量;最后进行总结。

2 定义和符号

渐进增长速率表示如下:

• $f(n)=O(g(n))$ 表示存在某个常量 a 和非负整数 N 使得 $f(n)\leq ag(n)$,当 $n>N$;

• $f(n)=o(g(n))$ 表示 $\lim_{n\rightarrow\infty}\frac{f(n)}{g(n)}=0$;

• $f(n)=\Omega(g(n))$ 表示 $g(n)=O(f(n))$;

• $f(n)=\omega(g(n))$ 表示 $g(n)=o(f(n))$;

• $f(n)=\Theta(g(n))$ 表示 $f(n)=O(g(n))$,并且 $g(n)=O(f(n))$ 。

定义 1 流表示源目的节点间的通信流量。

定义 2 流容量指网络中某个流能保证得到的最大传输速率;网络流容量为 $\lambda(n,k)$,当且仅当网络中每个流能保证至少 $\lambda(n,k)$ 的传输速率;网络容量为 $n\lambda(n,k)$, n,k 分别表示网络中 Ad-hoc 节点和基站的数目。

定义 3 接口固定混合多信道 Ad-hoc 网络是指网络中 Ad-hoc 节点和基站节点的接口都固定在某个信道上。

定义 4 接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络是指对网络中 Ad-hoc 节点接口随机均匀分配 f 个连续信道($2\leq f\leq c$),接口可以自由在这 f 个信道上进行转换;基站接口可以在 c 个信道上任意进行转换。对于任意一个接口,在任意时刻只能在某一个信道上传输数据。

定义 5 接口自由转换混合多信道 Ad-hoc 网络是指网络中基站和 Ad-hoc 节点接口都可以自由地在 c 个信道间进行转换。但是对于任意一个接口,在任意时刻,只能在某一个信道上传输数据。

定义 6 高概率指当 $n\rightarrow\infty$ 时,概率为 1。

3 网络模型

本文研究的网络结构分为基础层和 Ad-hoc 层:前者是基

础设施网络,由基站节点构成;后者由 Ad-hoc 节点构成。所有基站和 Ad-hoc 节点随机均匀分布在单位面积的圆环表面。Ad-hoc 节点自身高概率构成连通图,即随着节点数的增加,任何 Ad-hoc 节点相互之间仅利用 Ad-hoc 节点就能连通起来的概率趋近于 1。但是 Ad-hoc 节点也能够利用基础设施网络的通信能力进行数据传输。相对于 Ad-hoc 节点,基站仅仅进行数据的转发,它们之间通过高速的有线或者无线的方式互连,并且拥有足够宽的传输带宽,网络中任意两层内的数据传输都不会互相干扰。

假设 Ad-hoc 层有 c 个信道,总带宽为 W 比特/秒,其中 $c=O(\log n)$ 。实际的大规模无线网络,可利用的信道总数是远远小于网络中节点的个数,因此上述假设是合理的。Ad-hoc 节点之间通过这 c 个信道收发数据,基站也通过这些公共的无线信道和 Ad-hoc 节点进行通信。任何一个节点包括 Ad-hoc 节点和基站节点都配有一个接口。

为了简化问题,本文采用置换数据流模型(Permutation Traffic Model)^[1]。一个置换就是从集合 $\{1,2,\dots,n\}$ 到自身的一一映射。显然,总共有 $n!$ 种可能的置换方式,随机置换定义为从这些可能的置换中随机挑选出一种置换。置换数据流模型就是网络中的源目的节点对是所有节点的一个随机置换。在置换数据流模型下,每个节点是某个流的源节点,也恰好是某一个流的目的节点。

流容量 $\lambda(n,k)$ 中, n,k 分别表示网络中 Ad-hoc 节点和基站的数目。并且:

$$k=n\beta \quad (1)$$

式中, $\beta\in(0,\infty)$ 。

3.1 信道模型

整个信道的传输速率是 W 比特/秒,平均分布在 c 个信道上,则每个信道支持的传输速率为 $\frac{W}{c}$ 比特/秒。基站和 Ad-hoc 节点的接口任一时刻只能在一个信道上传输数据。

3.2 干扰模型

本文中采用文献[1]中所提出的协议模型,模型描述如下:假设节点 X_i 通过第 m 个信道向节点 X_j 传输数据,那么此次传输成功当且仅当 $|X_k - X_j| \geq (1+\Delta)|X_i - X_j|$,其中 X_k 表示任意一个也同时通过该信道进行数据传输的节点,且 $X_k \neq X_i$ 。这里 X_i, X_k 也用来表示该节点的位置。

4 多信道多接口混合网络容量计算

下面将对接口固定、接口受限和接口自由转换 3 种情况下的混合网络容量进行研究。

4.1 接口固定网络容量

因为每个节点的接口都固定到 c 个信道的某一个信道中,所以任何一个流的源节点和目的节点都固定在同一信道上。下面将对容量的上界和下界分别进行计算。

4.1.1 容量上界

引理 1 接口固定混合网络容量为 $O\left(\frac{nW}{c \log n}\right)$ 。

证明:假设有 n_i 个节点固定到信道 i 上,其中 $1\leq i\leq c$ 。 $\lambda(n,k)_i$ 为信道 i 上最小流的容量。

因为这 n_i 个节点必须满足当 n_i 趋于无穷大时,相互连通的概率趋近于 1,所以根据文献[1],可以得到这些节点的传输半径 $r(n_i)$ 必须满足:

$$r(n_i) \geq \sqrt{\frac{\log(n_i)}{\pi n_i}} \quad (2)$$

从文献[1]中可以得到,在协议模型下,如果要保证在同一信道上两次同时传输都成功,必须要做到:以每个接收节点为圆心、 $\frac{\Delta r(n_i)}{2}$ 为半径的这些圆盘区域互不相交。因为所有节点随机分布在单位面积的圆环表面上,所以不用考虑节点传输的边界效应,那么在这个单位面积的圆环表面上所能容纳的不相交的圆盘个数将最多为 $\frac{4}{\pi \Delta^2 r(n_i)^2}$,即所能容纳的并行传输的个数最多为 $\frac{4}{\pi \Delta^2 r(n_i)^2}$ 。基于文献[1],可得到如下不等式:

$$n_i \lambda(n, k) \bar{h}(n, k)_i \leq \frac{4}{\pi \Delta^2 r(n_i)^2} \times \frac{W}{c} \quad (3)$$

式中, $\bar{h}(n, k)_i$ 为在信道*i*上流的平均跳数。因为 $\bar{h}(n, k)_i$ 是不小于1的,并且有式(2),可得信道*i*上流容量的上界为:

$$\lambda(n, k)_i = O\left(\frac{W}{c \log(n_i)}\right) \quad (4)$$

网络流容量 $\lambda(n, k)$ 为所有流容量的最小值,即 $\lambda(n, k) = \min_i(\lambda(n, k)_i)$

由式(4)可知流容量 $\lambda(n, k)_i$ 随着 n_i 的增加而递减,从而得到:

$$\lambda(n, k) = O\left(\frac{W}{c \log(\max_i(n_i))}\right) \quad (5)$$

基于文献[16],利用置换数据流模型,可以得到 $\max_i(n_i)$ 的值等于随机置换中最大环的长度,并且因为最大环的长度大于 $\frac{n}{2}$ 的概率是一个非零的常数,所以得到接口固定混合多信道 Ad-hoc 网络容量上界为:

$$\begin{aligned} n \lambda(n, k) &= O\left(\frac{nw}{c \log(\max_i(n_i))}\right) = O\left(\frac{nW}{c \log\left(\frac{n}{2}\right)}\right) \\ &= O\left(\frac{nW}{c \log n}\right) \end{aligned} \quad (6)$$

引理1得证。

4.1.2 容量下界

引理2 接口固定混合网络容量为 $\Omega\left(\frac{nW}{c \log n}\right)$ 。

证明:假设把网络中所有的基站和 Ad-hoc 节点的接口都固定到信道*i*上,则信道*i*支持的传输速率为 $\frac{W}{c}$ 比特/秒。此时整个网络等价于带宽为 $\frac{W}{c}$ 比特/秒的单信道混合网络,根据文献[11],可直接得到接口固定混合多信道 Ad-hoc 网络容量下界为:

$$n \lambda(n, k) = \Omega\left(\frac{nW}{c \log(n)}\right) \quad (7)$$

容量的下界和上界是一致的,因此该混合多信道网络容量是紧的。由此,得到定理1:

定理1 接口固定混合多信道 Ad-hoc 网络中存在*c*个信道,总带宽为*W*比特/秒,其容量为 $\Theta\left(\frac{nW}{c \log(n)}\right)$ 。

4.2 接口受限网络容量

在接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络模型中,每个 Ad-hoc 节点的接口能在*f*个连续信道间进行转换,其中所有信

道按照1,2,...,c进行编号,且 $2 \leq f \leq c$ 。采用文献[15]的分配方式,在初始时刻,如果某个节点从 $\{1, \dots, c-f+1\}$ 中随机分配到位置*i*,则该节点接口能在 $\{i, \dots, i+f-1\}$ 这些信道间进行自由转换。

4.2.1 容量上界

引理3 接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络容量为 $O\left(\frac{nfW}{c \log n}\right)$ 。

证明:从4.1节容量上界的证明过程可以得到单信道混合网络中,流容量 $\lambda(n, k)$ 为 $O\left(\frac{W}{nr(n, k)^2}\right)$,其中 $r(n, k)$ 为节点的传输半径,*W*为网络中的通信带宽。显而易见,这一上界也存在*c*个信道,总带宽*W*比特/秒的接口受限多信道多接口混合网络容量的上界。

文献[15]指出接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络高概率保持连通性的充要条件是每个 Ad-hoc 节点的传输半径 $r(n,$

$k) \geq \sqrt{\frac{c \log n}{fn}}$,所以接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络的网络容量上界为 $O\left(\frac{nfW}{c \log n}\right)$ 。

4.2.2 容量下界

在本小节,将构造路由和调度机制来得到网络容量的下界。

① 单元格构造

采用文献[13]类似的分法,将单位面积的圆环表面分成面积相等的正方形单元格,每个格子面积为 $a(n, k) = \frac{100c \log(n+k)}{f(n+k)}$ 。每个节点的传输半径(包括基站节点和 Ad-hoc 节点) $r(n, k)$ 设定为 $\sqrt{8a(n, k)}$,即 $r(n, k) = \sqrt{\frac{800c \log(n+k)}{f(n+k)}}$ 。这样一方面保证了每个单元格中的任意一个节点都可以和其8个邻居格子中的任意一个节点通信;另一方面也满足了连通性的要求。

引理4 任一单元格中的基站和 Ad-hoc 节点的数目高概率下为 $\Theta\left(\frac{c \log(n+k)}{f}\right)$ 。

证明:本文证明基于 VC 理论(Vapnik-Chervonenkis theory)^[1]。

Vapnik-Chervonenkis 理论:如果*F*是有限 VC 维数集合 VC-*d*(*F*), $\{X_i\}$ 独立同分布的随机变量序列,有相同的概率分布*P*,那么,对任意一个 $\epsilon, \delta > 0$:

$$\Pr\left(\sup_{D \in \mathcal{F}} \left| \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N I(X_i \in D) - P(D) \right| \leq \epsilon\right) > 1 - \delta$$

式中, $N > \max\left(\frac{8VC \dim(F)}{\epsilon}, \frac{4}{\epsilon} \log \frac{2}{\delta}\right)$

因为基站随机分布在单位面积圆环表面,那么任意一个基站属于某个单元格子的概率为 $a(n, k)$ 。这些格子集合*C*的 VC 维数是3。和文献[1]过程类似,设 $\epsilon = \delta = \frac{50c \log(n+k)}{f(n+k)}$ 以满足 VC 理论的条件,那么有:

$$\begin{aligned} \text{Prob}\left(\sup_{C \in \mathcal{C}} \left| \frac{N_C}{k} - a(n, k) \right| \leq \frac{50c \log(n+k)}{f(n+k)}\right) > \\ 1 - \frac{50c \log(n+k)}{f(n+k)} \end{aligned}$$

式中, N_C 是某一单元格*C*中的基站数目。因为有式(1),从

而得到如下结果:

高概率下,

$$ka(n,k) - \frac{50c \log(n+k)}{f(1+\frac{1}{\beta})} \leq N_c \leq ka(n,k) + \frac{50c \log(n+k)}{f(1+\frac{1}{\beta})}$$

又因为

$$a(n,k) = \frac{100c \log(n+k)}{f(n+k)}$$

$$\text{即有: } \frac{50c \log(n+k)}{f(1+\frac{1}{\beta})} \leq N_c \leq \frac{150c \log(n+k)}{f(1+\frac{1}{\beta})}$$

即我们证明得到任意一个单元格中基站的数目高概率下为 $\Theta(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。由同理可得,任意一个单元格中 Ad-hoc 节点的数目高概率下也为 $\Theta(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。

引理 5 如果在某个格子中的传输和另一个格子中的传输发生干扰,称这两个格子相互干扰。与某一个格子相互干扰的格子数是一个常量^[13]。

② 路由机制

无论目的节点与源节点是否在同一个格子里,源节点首先将数据包发送给在同一个格子里的某一个基站。如果目的节点也在这个格子里,则基站将数据直接转发给目的节点;否则,基站将数据传递给与目的节点处在同一个格子的某个基站,然后由该基站节点将数据转发给目的节点。图 1 是两个路由过程的例子。源节点 S1 和它的目的节点不在同一个格子里,所以它先把数据传递给同一格子里的基站 B1,再由 B1 把数据传送到 B2,最后 B2 把数据转发给目的节点 D1。而源节点 S2 和它的目的节点 D2 因为处在同一个格子里,所以由基站 B3 将 S2 的数据转发给 D2。基站 B1 和 B2 之间利用基础设施网络进行数据传输。

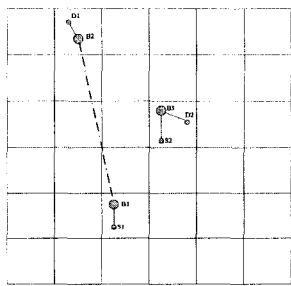


图 1 路由机制

如果过多的流经过某一个基站,显然会使该基站成为网络瓶颈,导致网络性能下降,所以必须保证基站的负载均衡。如果某一个流需要经过某个格子的某个基站时,则从该格子中的所有基站里选择当前负载最小的基站分配给该流。

引理 6 高概率下,经过任一单元格的流的数目为 $\Theta(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。

证明:由引理 4 可以得到任一格子中 Ad-hoc 节点的数目高概率下为 $\Theta(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。且每个 Ad-hoc 节点有一个流起源于该节点,所以经过某个格子的流的数目为 $\Omega(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。按照本文路由方案,一个流经过某个格子

时,其源节点或者目的节点在该格子中,或者源目的节点都在该格子中,所以经过某个格子的流的数目为 $O(\frac{c \log(n+k)}{f} + \frac{c \log(n+k)}{f}) = O(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。综合上述分析,即得到经过某个格子的流的数目在高概率下为 $\Theta(\frac{c \log(n+k)}{f})$ 。

引理 7 经过任一格子中的某一基站的流的数目高概率下为 $\Theta(1)$ 。

证明:因为经过格子的任一流必然经过且只经过该格子中的某一个基站,并且分配当前负载最小的那个基站,根据引理 4 和 6,可以证得经过任一格子中的任一基站的流的数目高概率下为 $\Theta(1)$ 。

③ 信道选择

当 Ad-hoc 节点分配到位置 i ,则该节点接口能在 $\{i, \dots, i+f-1\}$ 这些信道间进行自由转换。假设某个格子中分配到位置 i 的节点的数目为 n_i ,则将 n_i 个节点在 f 个信道上进行平均分配,使得 $\{i, \dots, i+f-1\}$ 上的任一个信道都有 $\frac{n_i}{f}$ 个节点选择该信道进行通信。

引理 8 在任一格子中的某一信道上进行传输的流的个数高概率下为 $O(\frac{c \log(n+k)}{f^2})$ 。

假设 n_i 表示分配到位置 i 的节点数目,其中 $1 \leq i \leq c-f+1$ 。显而易见,对于某一个信道,如果对于分配任意位置 i 上的 n_i 个节点,都有 $\frac{n_i}{f}$ 个节点选择该信道进行数据传输,那么在该信道上进行传输的个数将达到最大值,因此选择某一信道进行传输的流的最大数目为 $\frac{n_1}{f} + \frac{n_2}{f}, \dots, \frac{n_{c-f+1}}{f} = \frac{n_1 + n_2, \dots, + n_{c-f+1}}{f} = \frac{\text{格子中 Ad-hoc 节点数}}{f}$ 。又由引理 4 的结论,即可得在任一格子中的任一信道上进行传输的个数高概率下为 $O(\frac{c \log(n+k)}{f^2})$ 。

④ 传输调度

从引理 5 中可知,相互干扰的格子数是一个常量,设为 C 。所以可采用轮询方式构造一个长度为 $(C+1)$ 个格子时隙的调度方案,使得任一格子在某个格子时隙能够进行数据传输。为保证在格子内任一信道上不会存在两个传输而且任何一个节点一次只能用于一次数据传输,下面将对格子内部的传输构造一个调度方案。

基于文献[1],我们构造冲突图(Conflict graph)获得格子内部传输的调度方案。构造过程分成两步:首先针对任一传输创建冲突图中的一个顶点,每个顶点拥有两个属性,传输的信道和传输收发的两个终点。第二步,如果两个顶点的属性中的传输信道一样或者两个终点中有一个相同就在图中增加一条连线把它们连接起来。

从冲突图的构造过程可以看出,图的某个顶点的邻居点个数由格子中在同一个信道上进行传输的个数和分配到该顶点所代表的传输的两个终点上的传输的个数决定。对于 Ad-hoc 节点,有且只有两个传输经过它,一个是它作为流的源节点;一个是它作为流的目的节点。对于基站节点,如果分配给它的流的源目的节点都在该格子里,则该流导致有两个传输

需要经过它;否则,该流导致有一个传输需要经过它。所以对于格子中的任一节点,分配给它的传输的个数是 $O(1)$ 。又由引理 8,得到冲突图的度数为 $O\left(\frac{\log(n+k)}{f^2}\right) + O(1) = O\left(\frac{\log(n+k)}{f^2}\right)$ 。一个众所周知的图论结果就是一个邻居点个数最大为 e 的图,最多能够被 $e+1$ 种颜色着色^[1,17]。所以冲突图可以采用 $O\left(\frac{\log(n+k)}{f^2}\right)$ 种不同的颜色进行着色。

格子时隙可以再分成 $O\left(\frac{\log(n+k)}{f^2}\right)$ 个子时隙,保证在同一个子时隙进行的传输既不会相互干扰也不会出现需要某个节点同时进行收发情况。又因为从构造的路由方案中可以得到每个流需要而且只需要两次传输,所以每个流可以得到长度为 $\Omega\left(\frac{f^2}{\log(n+k)}\right)$ 秒的时隙进行数据通信。从而可得到流容量 $\lambda(n, k) = \Omega\left(\frac{f^2}{\log(n+k)}\right) \times \frac{W}{c} = \Omega\left(\frac{f^2 W}{c^2 \log(n+k)}\right) = \Omega\left(\frac{f^2 W}{c^2 \log n}\right)$ 比特/秒。

引理 9 接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络容量为 $\Omega\left(\frac{n f^2 W}{c^2 \log n}\right)$ 。

下界和上界相差 $\frac{f^2}{c^2}$ 的比例因子,所以该容量不是紧的。从下界的结论可以看出随着 f 的增大,容量将趋近于它的上界。从而有如下定理:

定理 2 接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络容量上界为 $O\left(\frac{n f W}{c \log n}\right)$,下界为 $\Omega\left(\frac{n f^2 W}{c^2 \log n}\right)$ 。

4.3 自由转换网络容量

从 4.2 小节接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络容量的结论可以很直接获得自由转换混合多信道 Ad-hoc 网络容量。接口受限混合多信道 Ad-hoc 网络容量下界中,当 $f=c$ 时,即得到自由转换的混合多信道 Ad-hoc 网络流容量下界为 $\Omega\left(\frac{n W}{\log n}\right)$ 。

又因为 f 的变化不会改变网络容量的上界,所以自由转换混合多信道 Ad-hoc 网络容量上界仍然为 $O\left(\frac{n W}{\log n}\right)$ 。此时容量的下界等于上界,容量区间是紧的,从而得到如下定理:

定理 3 自由转换混合多信道 Ad-hoc 网络容量为 $\Theta\left(\frac{n W}{\log n}\right)$ 。

结束语 无线自组织网络的网络性能一直是人们关心的重要问题。纯自组织网络由于各方面的限制,实际部署存在较大困难;而混合网络可以利用基础设施网络的优势,有利于提高节点的吞吐量和系统的扩展性。另外,随着多信道技术的发展,无线网络中可利用的信道往往非常的多,例如 802.11a 提供多达 12 个非重叠的信道。但是由于成本等多方面的原因,节点上针对每一个信道都装配一个相应的接口是不现实的,往往只配有一个接口,但是这样有可能导致网络容量的损失。

本文针对网络节点接口在多信道间转换能力的不同,分

别在接口固定、接口受限和接口自由转换 3 种情况下,对混合多信道网络容量进行了分析。研究结果表明,接口在信道间的转换能力对混合网络容量有重要影响。当节点仅配有一个接口,但接口可以在多个信道间自由转换时,网络容量没有损失。

参考文献

- [1] Gupta P, Kumar P R. The capacity of wireless networks[J]. Information Theory, IEEE Transaction on, 2000, 46(2): 388-404
- [2] Grossglauser M, Tse D N C. Mobility increases the capacity of Ad-hoc wireless networks[J]. IEEE Transaction on Networking, 2002, 10(4): 477-486
- [3] Diggavi S N, Grossglauser M, Tse D N C. Event one-dimensional mobility increases ad hoc wireless capacity[J]. IEEE Transaction on Information Theory, 2005, 51: 3947-3954
- [4] Bansal N, Liu Z. Capacity, Delay and Mobility in Wireless Ad-hoc Networks[C] // Proceedings of IEEE Infocom. 2003, 2: 1553-1563
- [5] Perevalov E, Blum R. Delay limited capacity of ad hoc networks; asymptotically optimal transmission and relaying strategy[C] // Proceedings of IEEE Infocom. 2002, 2: 1575-1582
- [6] Gamal A E, Mammen J, Prabhakar B, et al. Throughput-delay trade-off in wireless networks[C] // Proceedings of IEEE Infocom. HongKong, China, 2004, 1: 464-475
- [7] Yi S, Pei Y, Kalyanaraman S. On the capacity improvement of ad hoc wireless networks using directional antenna[C] // Proceedings of ACM MobiHoc. 2003: 108-116
- [8] Peraki C, Servetto S D. On the maximum stable throughput problem in random networks with directional antennas[C] // Proceedings of ACM Mobicom. 2003: 76-87
- [9] 戴沁芸, 胡修林, 苏钢, 等. 无线 Ad-hoc 网络容量的研究综述[J]. 计算机科学, 2006, 33(4): 1-4
- [10] 陈永辉, 朱光喜, 杨永立, 等. 部分信道交叠多跳无线网络渐进估计[J]. 计算机科学, 2009, 36(6): 35-37
- [11] Liu B, Liu Z, Towsley. On the capacity of hybrid wireless networks[C] // Proceedings of IEEE Infocom. 2003, 2: 1543-1552
- [12] Kozat U C, Tassiulas L. Throughput capacity of random Ad-hoc networks with infrastructure support[C] // Proceedings of ACM Mobicom. 2003: 55-65
- [13] Alexander Z, Gustavo D V. Capacity of Ad Hoc Wireless Networks With Infrastructure Support[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2005, 23(3): 657-667
- [14] Kyasanur P, Vaidya N H. Capacity of Multi-Channel Wireless Networks; Impact of Number of Channels and Interfaces[C] // Proceedings of ACM Mobicom. Cologne, Germany, 2005: 43-57
- [15] Bhandari V, Vaidya N H. Connectivity and Capacity of Multi-Channel Wireless Networks with Channel Switching Constraints [R]. University of Illinois at Urbana-Champaign, August 2006
- [16] Kyasanur P. Multi-channel Wireless networks: Capacity and protocols[D]. UIUC (under preparation), 2006
- [17] West D B. Introduction to Graph Theory(2 edition)[M]. Prentice Hall, 2001: 18-59