

混合无线网络容量及延迟性能的研究

戴沁芸 胡修林 张蕴玉

(华中科技大学电子与信息工程系 武汉 430074)

摘要 混合无线网络是在 Ad hoc 网络中添加基站的新型网络模型,其容量是评估网络性能的重要参数。本文研究了混合无线网络的容量问题。首先建立了该网络的网络模型,在考虑延迟时间的基础上提出一种新的路由策略,一定程度上保证了数据传输的实时性。在此基础上运用图论中数学计算的方法推导了混合无线网络容量数学期望的分析表达式,这是本文的重要结论,对于未来混合无线网络的设计与分析都具有指导意义。

关键词 混合无线网络, Ad Hoc 网络, 网络容量, 延迟, 移动模型

Capacity and Delay in Hybrid Wireless Networks

DAI Qin-Yun HU Xiu-Lin ZHANG Yun-Yu

(Department of Electronics and Information, Huazhong University of Science & Technology, Wuhan 430074)

Abstract Hybrid wireless network is a novel network model, where a sparse network of base stations is placed within an Ad hoc network. Capacity on hybrid wireless network is an important parameter to evaluate the network performance. In this paper, we study about the capacity of hybrid wireless networks. We establish a hybrid wireless network model and propose the new routing policy based on the delay, which assures the real-time transmission to some extent. By our model, we derive the analytical expressions of mathematical expected value on the capacity in a hybrid wireless network according to the graphics computing, which is the main contribution of this paper that has the directive significance to design and analyze hybrid wireless networks in the future.

Keywords Hybrid wireless network, Ad hoc network, Network capacity, Delay, Mobility model

1 概述

无线 Ad hoc 网络是近年来无线通信领域的又一研究热点,该网络允许多个节点在共享的无线信道上进行数据传输。网络中不存在中心控制,具有临时、按需、自动等特性。网络容量是评估 Ad hoc 网络性能的重要参数。文[1]被认为是 Ad hoc 网络容量研究领域的奠基石,它建立了经典的 Ad hoc 网络模型,明确了网络容量的定义,并通过严格的数学推导得出结论:由静态节点组成的 Ad hoc 网络,其容量会随着节点密度的增加而减小;当节点数目趋于无穷大时,网络容量为零;由此看来,构建大型 Ad hoc 网络并不现实。这个悲观的结论导致众多学者纷纷开始寻找提高 Ad hoc 网络容量的方法,其中之一是考虑在该网络中添加少量基站。增设基站的 Ad hoc 网络又被称作混合无线网络^[2],相应地数据传输可以以 Ad hoc 网络中的多跳方式进行,也可利用基站来进行。混合无线网络是 Ad hoc 网络与蜂窝移动通信系统的结合,被认为是未来移动通信系统的重要发展方向,其容量问题的研究十分复杂。首先要给出网络容量的合理定义,定义不同,分析结果就会有很大差异。其次是网络模型的抽象与建立。网络模型包括网络节点的功能模型、网络的拓扑结构、传输链路模型等。确定这些模型都非常困难:模型太简单不足以反应网络结构的本质,太复杂在数学理论上又难于处理。另外,通信方式的选择、业务模型、路由与 MAC 方法,甚至一些新技术(MIMO、智能天线技术、OFDM)的采用,都会对网络容量产生影响。

Liu^[3]讨论的混合无线网络模型是将 m 个基站放置在 n

个静态节点组成的 Ad hoc 网络中,基站位置遵循一定规律。提出两种路由方案来分析混合无线网络的容量:一种方案是若目的节点位于源点射程以外,数据传输直接利用基站完成,否则便采用多跳方式;另一种方案是数据传输以概率 p 选择基站传输, $1-p$ 采用多跳传输。在此基础上推导出一致的结论:若 m 的增长低于某门限值,增加基站对提高网络容量的作用就很小;若 m 的增长高于该门限,则网络容量会随基站数目呈线性增长。

文[3]仅仅考虑了静态节点组成的混合无线网络,但对包含动态节点的情况未加以分析。已经证明,在无线 Ad hoc 网络中,增加移动节点,能够大幅度提高网络容量^[7],因而我们希望了解在混合无线网络中增加移动节点是否也能改善容量性能。另外,传输延迟也值得探讨。以往对混合无线网络容量的分析都未考虑传输的延迟时间,但容量与延迟实际上是相互矛盾且密不可分的。从理论上讲,提高网络容量,需要在所有时间让尽可能多的节点处于发送或接收状态,导致节点存储的数据不为零。这样,数据传输的等待时间会增加,网络延迟增大。本文研究的混合无线网络包含了静态与动态节点,以传输延迟时间为基准提出新的路由方案,并运用图论计算的方法推导了混合无线网络容量数学期望的分析表达式,这是本文的重要结论,对于未来混合无线网络的设计具有指导意义。

2 混合无线网络模型

2.1 混合无线网络容量的定义

首先需要给出混合无线网络容量的定义。为简化数学表

达,使用 Knuth 符号表示法^[4];(1) $f(n)=O(g(n))$ 表示的含义是存在一个常数 c 和整数 N , 这样在 $n>N$ 时有 $f(n)\leq cg(n)$; (2) $f(n)=O(g(n))$ 表示 $\lim_{n\rightarrow\infty} f(n)/g(n)=0$ 。

我们采用了文[3]对混合无线网络容量的定义。可行的集合吞吐量^[3]: 对于包含 n 个节点和 m 个基站的混合无线网络, 按照一定的传输分配方案在 $[(i-1)T, iT]$ 时间段内 ($T<\infty$), 网络中每个节点发送到相应目的节点的比特数为 $T\lambda(n, m)$, 则称该混合无线网络可行的集合吞吐量是 $\lambda(n, m)$ 比特/秒。若存在一个确定常数 $c>0$ 和 $c'<+\infty$, 使

$$\lim_{n\rightarrow\infty} P(\lambda(n, m)=cf(n, m))=1$$

$$\liminf_{n\rightarrow\infty} P(\lambda(n, m)=c'f(n, m))<1$$

则称混合无线网络的集合吞吐量为 $O(f(n, m))$ 比特/秒, 相应的网络容量是集合吞吐量的 n 倍, n 表示网络中的节点数目。

2.2 混合无线网络模型的建立

为了方便数学推导, 我们假定网络区域是一个单位圆, 网络半径为 $1/\sqrt{\rho}$ 。混合无线网络由两部分组成: 一是与有线设施相连的少量基站, 另一个是 Ad hoc 网络, 其中 m 个基站按照一定规律放置在网络中, 如图 1。

Ad hoc 网络由 n_1 个静态节点和 n_2 个动态节点组成, $n_1+n_2=n$ 。为方便数学分析, 假定静态节点是数据传输的源点, 动态节点作为中继或目的节点。实际环境若不满足该假设, 仍可将源点看作静态节点, 中继或目的节点看作动态节点, 只是这时动态节点的速度看作与源点相对的运动速度。为保证稳定的网络容量, 网络中动态节点的数目至少应与静态节点维持在同一个数量级上, 才能使网络中有足够多的节点对数据进行中继传输, 因而 $n_2=O(n_1)$ 。网络中节点传输射程相同, 静态节点均匀随机分布。动态节点按照均匀移动模型^[5]移动, 即运动节点在 $(0, 2\pi)$ 内随机选择一个方向以速度 v 移动一段距离后重复该过程, 当节点到达网络边界时返回到网络内部。

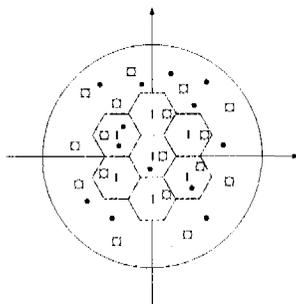


图 1 混合无线网络模型

其中六边形表示基站的覆盖区域, 方形点表示静态节点, 圆点表示动态节点。

混合无线网络存在两种传输模式: 多跳传输与基站传输。多跳传输下, 数据经过节点的若干次中继到达目的地。设发射节点 i 在时间 t 的位置是 X_i , 接收节点 j 的位置是 X_j , 若满足条件

$$\frac{P_{ij} |X_i - X_j|^{-\alpha}}{N + \sum_{k \in I, k \neq i} P_{kj} |X_k - X_j|^{-\alpha}} \geq \beta$$

则认为从节点 i 到 j 的传输成功, 这里 β 是信道传输的最小信干比 (SIR), N 表示外围噪声功率, P_{ij} 是从节点 i 到 j 的发射功率, I 是同时传输的节点集合, α 是路径损失系数, $|\cdot|$ 表示节点间的距离。基站传输是指节点将数据传输到距离自己最

近的基站后, 再由基站进行中继转发到达目的节点。在无线 Ad hoc 网络中, 当源点与目的节点相距较远时, 数据以多跳方式经过节点的若干次中继才能到达目的节点, 导致传输延迟时间较长。在混合无线网络中, 我们考虑利用基站减少传输延迟时间, 一定程度地保证数据传输的实时性, 提出路由策略: 源点以多跳方式进行数据传输, 经过延迟时间 τ 数据仍未到达相应的目的节点, 则改用基站传输方式。其中 τ 值可以按照网络要求预先设定为常数, 也可以某种自适应算法随网络拓扑的变化而改变。在此基础上, 我们开始分析混合无线网络的容量性能。

3 混合无线网络的容量

3.1 路由算法

我们把静态节点 S 希望向目的节点 R 发送数据的传输过程分为以下几个阶段:

- 1) S 等待运动节点 M_i 进入自己的传输射程。 M_i 到达后, S 将数据发送给 M_i 。此过程称静态-动态 (S-M) 阶段。
- 2) M_i 携带的数据经过运动节点若干次中继逐渐向 R 靠近, 该过程称动态-动态 (M-M) 阶段。在时间 τ 内, 数据到达 R , 则不再执行 3)、4)。
- 3) 超过时间 τ , 运动节点把数据传输到距离自己最近的基站。此过程称动态-基站 (M-B) 阶段。
- 4) 数据在基站间传输, 最后到达 R 。该过程经历了基站-基站 (B-B) 阶段、基站-动态 (B-M) 阶段。

网络中各阶段的传输过程同时执行。为防止信号的相互干扰, 各阶段使用不同频段。设 W 为整个无线信道带宽, 多跳传输与基站传输占用带宽分别为 W_1 和 W_2 , $W_1+W_2=W$ 。设多跳传输中的 S-M 和 M-M 阶段各自占用带宽 $W_1/2$, 基站传输中的 M-B 与 B-M 阶段占用带宽 $W_2/2$, 这实际对应的是基站传输的上行和下行链路。

3.2 容量分析

3.2.1 S-M 阶段

在 S-M 阶段需要考虑两个问题: 一是静态节点 S 是否能够找到合适的 M_i 通信; 二是 S 要等待多长时间才能和 M_i 通信。

文[5]中定理 3 指出在以静态节点 S 为中心, 边长 $d=c n_2^{-1/2}$ 的正方形区域 $N(s)$ 内, 若存在运动节点 M_i 与 S 通信, 那么传输总是成功的。其中 $0<c<1$ 是一个常数, n_2 是网络中移动节点的数目。也就是说在 S-M 阶段, 每个静态节点都存在一个区域 $N(S)$, 若有移动节点进入 $N(S)$, 静态节点就可以将希望传输的数据成功发送到该移动节点。接着, 我们用引理 1 说明静态节点至少需要等待多长时间才会有移动节点进入区域 $N(S)$ 。

引理 1 令 T 表示运动节点首次进入 $N(S)$ 区域的时间, 那么有

$$P\left[T > \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}\right] \leq n_2^{-f} \quad (1)$$

其中 c 和 f 是常数, n_2 和 v 分别表示网络中动态节点的数目和速度。

证明: 令 $|sM_i| = r(|sM_i|$ 表示静态节点 S 与移动节点 M_i 间的距离)。假定运动节点 M_i 都按照均匀移动模型运动, 根据文[5]定理 1 可知 M_i 的运动方向均匀分布且与位置无关, 那么 M_i 不改变运动方向进入 $N(s)$ 的概率等于 M_i 在 $N(s)$ 上的对向角 $\theta \geq c/\sqrt{n_2}r$, 如图 2。

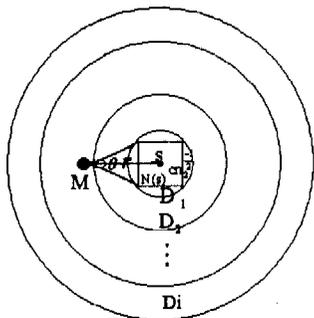


图2 移动节点M进入N(s)区域的概率计算示意图

考虑以S为中心,宽度是 $1/\sqrt{n_2}$ 的一组同心环 $D_1, \dots, D_i, \dots, D_j$ 由距离S为 $(i-1)/\sqrt{n_2}$ 和 $i/\sqrt{n_2}$ 间的点组成。设随机变量 $X_{i,j}$,

$$X_{i,j} = \begin{cases} 1 & M_i \in D_j \text{ 且不改变运动方向进入 } N(s), i=1,2,\dots,n_2 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

再由文[5]定理1可知,运动节点在网络区域内独立同分布,所以 $P\{M_i \in D_j\} = ((j/\sqrt{n_2})^2 - ((j-1)/\sqrt{n_2})^2) \approx 2jn_2^{-1}$ 。

$P\{\text{在 } D_j \text{ 内每个运动节点不改变运动方向进入 } N(s)\} \geq c/\sqrt{n_2 r}$

$P\{\text{在 } D_j \text{ 内每运动节点不改变运动方向进入 } N(s)\} \geq c/(\sqrt{n_2} \cdot (j/\sqrt{n_2})) = c/j$

$$E[X_{i,j}] = P\{M_i \in D_j \text{ 且不改变运动方向进入 } N(s), i=1,2,\dots,n_2\} = P\{M_i \in D_j\} \cdot P\{D_j \text{ 内每个运动节点不改变运动方向进入 } N(s)\} \geq 2jn_2^{-1} \cdot (c/j) = 2cn_2^{-1}$$

又 $X_{i,j}$ 是独立的Bernoulli随机变量,令 $X(\xi) = \sum_{j=1}^{\xi} \sum_{i=1}^{n_2} X_{i,j}$ 表示以S为中心,与S距离小于等于 $\xi/\sqrt{n_2}$ 的运动节点进入N(s)区域的数目。按照X(ξ)的定义,我们有 $E[X(\xi)] = \xi \cdot n_2 \cdot E[X_{i,j}] \geq \xi \cdot n_2 \cdot 2cn_2^{-1} = 2c\xi$ 。注意到 $0 < c < 1$ 和 $\xi > 1$,不失一般性,我们可以假定 $\xi > 1/c$,这样有 $P\{X(\xi) < 1\} \leq P\{X(\xi) < c\xi\}$ 。按照Chernoff边界定理^[6],令X是Bernoulli分布的随机变量,参数k(Bernoulli试验的数目)和p(每次Bernoulli试验成功的概率),则对任意 $\delta \in (0, 1]$,有

$$P\{X < (1-\delta)kp\} < \exp(-kp\delta^2/2) \quad (2)$$

在式(2)中,令 $d=1/2$,这里 $kp=2c\xi$,可得到 $P\{X(\xi) < c\xi\} < \exp(-2c\xi/8) = \exp(-c\xi/4)$ 。因为 $P\{X(\xi) < 1\} \leq P\{X(\xi) < c\xi\}$,这样

$$P\{X(\xi) < 1 | \xi = (4f \cdot \log(n_2))/c\} \leq P\{X(\xi) < c\xi | \xi = (4f \cdot \log(n_2))/c\}$$

再根据 $P\{X(\xi) < c\xi\} < \exp(-2c\xi/8) = \exp(-c\xi/4)$,得到

$$P\{X(\xi) < 1 | \xi = (4f \cdot \log(n_2))/c\} \leq \exp(-c\xi/4) \\ \stackrel{\xi=(4f \cdot \log(n_2))/c}{=} \exp(-c \cdot ((4f \cdot \log(n_2))/c)/4) = n_2^{-f}$$

因为一个移动节点从距离S为 $\xi/\sqrt{n_2}$ 的地方到达S的时间最多为 $\xi/(\sqrt{n_2} \cdot v)$,这里v是移动节点的速率。这样P

$$\left[T > \frac{\xi}{v \cdot \sqrt{n_2}} \right] \leq n_2^{-f}, \text{ 且 } \xi = (4f \cdot \log(n_2))/c, \text{ 故方程(1)成立。证毕。}$$

文[5]的定理3已经指出每个静态节点都存在一个区域N(S),只要有移动节点进入该区域,则静态节点就可将数据成功传输给该移动节点。根据引理1,我们可知移动节点进

入N(S)的时间超过 $\frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$ 是小概率事件,从式

(1)可以得到 $P\left[T \leq \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}} \right] \geq 1 - n_2^{-f}$ 。按照前面的假定,S-M阶段占用带宽是 $W_1/2$,又静态节点S数目为 n_1 。网络中发送数据的源点最多是 n_1 ,因而我们推导出S-M阶段数据成功传输的数学期望最多为:

$$n_1 \cdot \frac{W_1}{2} \cdot \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v \sqrt{n_2}} (1 - n_2^{-f})$$

再考虑路由传输过程,如果设定的延迟时间 τ 小于 $\frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$,也就是说没有足够的时间等待移动节点

进入N(s),那么S便会将数据直接传输给基站。参数 τ 或者是由网络设计者预先设定,或者是根据自适应算法随着网络拓扑改变而改变。因为按照假设条件 $n_2 = O(n_1)$,则动态节点数目会比较大,因此 $\frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$ 的值会很小,在一定条件下,可以达到微秒级。所以在大多数情况下, $\tau > \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$ 。

按照上述分析,如果 $\tau > \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$,则在S-M阶段网络容量数学期望 $E[\lambda_{s-M}]$ 要小于 $n_1 \cdot \frac{W_1}{2} \cdot \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v \sqrt{n_2}} (1 - n_2^{-f})$ 。用Knuth符号表示,得到

$$E[\lambda_{s-M}] \leq O\left(\frac{n_1 \cdot W_1 \cdot \log(n_2)}{v \cdot \sqrt{n_2}}\right) \quad (3)$$

3.2.2 M-M阶段

传输数据经过S-M阶段后将进入M-M阶段,在该阶段数据在移动节点间中继,并向目的节点R靠近。这里,我们首先需要考虑保证两个动态节点成功传输的最大距离。

文[5]中引理5给出了两个动态节点成功传输的最大距离。令运动节点 M_i 是发送数据的动态节点,R为相应目的节点。若 $|M_i R| < \beta^{-1/\alpha} \sqrt{\epsilon/\pi n_2}$,则 M_i 与R间成功传输的概率大于 $1-\epsilon$,这里 ϵ 是任意小的常数, $|M_i R|$ 表示 M_i 与R间的距离, β 表示信道传输所需的最小信干比, α 是路径损失系数。特别地,若 $|MR| < \beta^{-1/\alpha} (8\pi \cdot n_2 \cdot \log(n_2))^{-1/2}$,则成功传输的概率大于 $1-1/(8\log(n_2))$ 。按照该引理,我们不妨定义 $r_0 = \beta^{-1/\alpha} (8\pi \cdot n_2 \cdot \log(n_2))^{-1/2}$ 。若 M_1, M_2 为任意两个动态节点,当其间距小于等于 r_0 ,称两个节点相遇。

接着,我们分析两个问题来推导M-M阶段的容量:一是在一次相遇过程中,动态节点 M_1 能够发送多少数据到该相遇节点;二是在一段时间 T_1 内 M_1 将会遇到多少个相遇节点。

引理2 (M_1 与另一移动节点相遇过程切换的数据量):两个相遇节点传输数据的数学期望至少是 $(W_1/2) \cdot (r_0/(2v)) \cdot (1-1/(8\log(n_2)))$ 。令C表示一个运动节点与 M_1 相遇至少有 $(W_1/2) \cdot (r_0/(4v))$ 数据成功传输的事件,则 $P[C] \geq 1-1/(4\log(n_2))$ 。类似地,若有k个节点与 M_1 相遇,则 $k \cdot (W_1/2) \cdot (r_0/(4v))$ 数据成功传输的概率至少是 $1-1/(4\log(n_2))$ 。

证明: M_2 相对于 M_1 的运动速率最多是 $2v$,那么 M_1 与 M_2 间距小于等于 r_0 的时间至少是 $r_0/2v$ 。又M-M阶段分配带宽是 $W_1/2$,按文[5]中引理5:若两个动态节点间的距离小

于等于 r_0 , 则两个节点成功传输的概率为 $1 - 1/(8 \log(n_2))$ 。这样, 我们得到相遇节点可成功传输数据的数学期望至少是 $(W_1/2) \cdot (r_0/(2v)) \cdot (1 - 1/(8 \log(n_2)))$ 。使用 Markov 不等式: X 是非负的随机变量, 对所有 a 有:

$$P(X \geq a) \leq E[X]/a \quad (4)$$

这里将 X 看作一次相遇成功传输的数据量, 令 $a = (W_1/2) \cdot (r_0/(4v))$, $E[X] = (W_1/2) \cdot (r_0/(2v)) \cdot (1 - 1/(8 \log(n_2)))$, 因而得到 $P[C] \geq 1 - 1/(4 \log(n_2))$ 。若有 k 个相遇节点, 可得到类似结果。证毕。

下面我们考虑 M_1 在时间 T_1 内有多少相遇节点。首先给出有效节点的概念。满足以下条件, 称 M_i 是 M_1 的有效节点, η 是 M_i 的运动方向: 1) M_i 在 ϕ 方向上运动, $\phi \in [\eta - \pi/6, \eta + \pi/6]$; 2) M_i 与 M_1 相遇时间是 $[t_0, t_0 + T_1]$, t_0 是当前时刻。 M_1 有效节点的数目等价于时间 T_1 内和 M_1 相遇的节点数。这里 $[-\pi/6, +\pi/6]$ 是一个足够大的覆盖区域, $\pi/6$ 的选择是合理的。若选择的角度小一些, 运动节点进入该覆盖区域的时间会更长; 角度大一些, 运动节点进入覆盖区域的时间会缩短, 但与 M_1 相遇的时间会变长。现在的问题就变成了在时间段 T_1 , M_1 会有多少有效节点。令 $X(\eta, T_1) = |\{i | i > 0 \text{ 且 } M_i \text{ 是 } M_1 \text{ 的有效节点}\}|$, 它是随机变量表示时间 T_1 内 M_1 有效节点的数目。

引理 3 (在时间 T_1 内 M_1 有效节点数): $\eta \in [0, 2\pi]$, $E[X(\eta, T_1)] > n_2 \cdot r_0 \cdot T_1 \cdot v/24$ 。若 $T_1 > \log(n_2)/(\sqrt{n_2} \cdot v)$, 则 $P[X(\eta, T_1) < n_2 \cdot r_0 \cdot T_1 \cdot v/48] = O(1/\log(n_2))$ 。

证明: 设随机变量

$$Y_i = \begin{cases} 1, & M_i \text{ 是有效节点} \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

Y 表示 Y_i 的一般分布, 由于网络中动态节点的数目为 n_2 , 则 $E[X(\eta, T_1)] = (n_2 - 1)E[Y]$, 以下计算 $E[Y]$ 。令 d_i 表示节点 M_i 的运动方向, $E[Y_i] = \int_{-\pi/6}^{\pi/6} E[Y_i | d_i = \phi] P[d_i = \phi] d\phi$ 。 M_i 相对于 M_1 沿 $\pi/2 + \phi/2$ 的方向以速度 $|2 \cdot v \cdot \sin(\phi/2)|$ 运动, 如图 3。

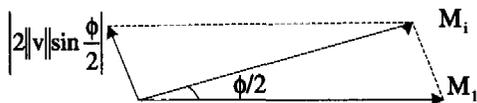


图 3 M_i 相对于 M_1 运动的示意图

当且仅当 t_0 时刻 M_i 在以 M_1 为顶点、面积为 $r_0 \cdot T_1 \cdot |2 \cdot v \cdot \sin(\phi/2)|$ 的区域内, $d_i = \phi$ 有 $Y_i = 1$, 这样, $E[Y_i] = \frac{1}{2\pi} \int_{-\pi/6}^{\pi/6} r_0 \cdot T_1 \cdot |2 \cdot v \cdot \sin(\phi/2)| d\phi$ 。不妨设 $\eta = 0$, 则

$$E[Y_i] = \frac{1}{2\pi} r_0 \cdot T_1 \cdot 2 \cdot v \cdot 2 \int_{-\pi/6}^{\pi/6} \sin(\phi/2) d\phi = \frac{4T_1 \cdot v \cdot r_0}{\pi} \left. \begin{aligned} (1 - \cos \frac{\pi}{12}) > \frac{4T_1 \cdot v \cdot r_0}{\pi} (0.034) \\ E[X(\eta, T_1)] = (n_2 - 1)E[Y] \end{aligned} \right\}$$

$$\Rightarrow E[X(\eta, T_1)] > \frac{1}{24} r_0 \cdot T_1 \cdot v \cdot n_2$$

使用式(4)及式(2), 且令方程(2)中 $d = 1/2$, 如果 $T_1 > \log(n_2)/(\sqrt{n_2} \cdot v)$, 我们有

$$P[X(\eta, T_1) < \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{24} r_0 \cdot T_1 \cdot v \cdot n_2] \leq e^{-c \sqrt{\log(n_2)}} = O(1/\log(n_2))$$

这里 $c = \beta^{-1/a}/(24 \cdot 8 \cdot \sqrt{8\pi})$ 。证毕。

特别地, 如果一个运动节点移动距离 $\log(n_2)/\sqrt{n_2}$, 它至少会与 $O(\sqrt{\log(n_2)})$ 移动节点相遇, 其概率至少是 $1 - 1/(12 \log(n_2))$ (n_2 足够大)。

引理 4 (在时间 T_1 内一个动态节点传输的数据量): 令 $X(t)$ 表示在时间 T_1 内动态节点 M_1 成功传输的数据。若 $T_1 > \log n_2 / (\sqrt{n_2} \cdot v)$, 且 n_2 足够大, 则

$$P[X(t) > \frac{1}{48} \frac{\beta^{-2/a}}{8\pi \log(n_2)} \frac{W_1}{8} T_1] > 1 - \frac{1}{3 \log(n_2)}$$

证明: 按照引理 3, 在时间 T_1 内, M_1 相遇的节点数目在 $T_1 > \log(n_2)/(\sqrt{n_2} \cdot v)$ 时至少是 $n_2 \cdot r_0 \cdot T_1 \cdot v/48$; 按照引理 2, 两个节点相遇至少可成功传输一半的数据。且上述两种情况均不成立的概率分别为 $1/12 \log(n_2)$ 和 $1/4 \log(n_2)$ 。这样, $X(t) > (1/2) \cdot n_2 \cdot r_0 \cdot v \cdot T_1/48$ 不成立的概率为 $1/3 \log(n_2)$ 。将 $r_0 = \beta^{-1/a} (8\pi \cdot n_2 \cdot \log(n_2))^{-1/2}$ 和 $T_1 > \log(n_2)/(\sqrt{n_2} \cdot v)$ 代入, 得到结果。证毕。

由引理 4 可知, 任意移动节点 M_1 在时间 T_1 内可成功传输数据的期望大于 $(1/48) \cdot (\beta^{-2/a}/8\pi \log n_2) \cdot (W_1/8) \cdot T_1 \cdot (1 - 1/3 \log n_2)$ 。在 M-M 阶段, $T_1 > \log(n_2)/(\sqrt{n_2} \cdot v)$ 的条件下, 在延迟时间 t 内可成功传输的时间间隔为 $O(\lfloor (t - \frac{4f \log n_2}{c \parallel v \parallel} \sqrt{n_2}) / (\frac{\log n_2}{\sqrt{n_2} \parallel v \parallel}) \rfloor)$, 这里 $\lfloor \cdot \rfloor$ 表示数值取整。另外, 网络中同时传输的移动节点数目最多为 $n_2/2$, 因而得到 M-M 阶段的网络容量。若 $\tau > \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}$, 则容量的数学期望为 $E[\lambda_{M-M}]$:

$$E[\lambda_{M-M}] \leq O((W_1 \beta^{-2/a} \sqrt{n_2} / \parallel v \parallel) \cdot \lfloor (t - \frac{4f \log n_2}{c \parallel v \parallel} \sqrt{n_2}) / (\frac{\log n_2}{\sqrt{n_2} \parallel v \parallel}) \rfloor) \quad (5)$$

3.2.3 M-B、B-B、B-M 阶段

当传输时间超过 t , 源点发送的数据仍未到达目的节点, 则改用基站传输, 即数据进入 M-B、B-B 和 B-M 阶段, 此时混合无线网络的容量取决于同时传输数据的基站数目以及基站传输数据的能力。在确定这些因素之前, 首先明确干扰小区^[1]的概念: 若小区内节点与另一小区内节点的距离小于 $(2 + \Delta)r$, r 表示节点的传输射程, Δ 表示保护带区域, 称这两个小区互为干扰小区。干扰小区内的节点传输相互干扰。

文[3]中引理 1 指出, 在这样的网络模型中, 每个小区的干扰小区数目不会超过 c 个, $c = (4/3) \cdot ((3c_1 + 2 + \Delta)/c_1)^2$, 这里 c_1 是常数。文[1]中引理 4.4 说明存在某传输方案, 使每个小区在 $(1 + c)$ 个时隙中能够得到一个时隙成功传输数据。按照以上分析可知, 在给定时刻, 能够同时传输的基站数目最多为 $O(\lfloor m/(1 + (4/3) \cdot ((3c_1 + 2 + \Delta)/c_1)^2) \rfloor)$ 。又该阶段占用带宽 $W_2/2$, 故网络容量的数学期望

$$E[\lambda_{M-B, B-B, B-M}] = O(W_2 \cdot \lfloor m/(c_2 + 4(\Delta + 2)^2) \rfloor) \quad (6)$$

这里 $c_2 = 39c_1^2 + 72c_1$ 表示一个常数。

3.2.4 混合无线网络容量的结论

定理 1 混合无线网络容量的数学期望 $E[\lambda(n, m)]$:

$$E[\lambda(n, m)] \leq \begin{cases} I_1, \tau > \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}} \\ I_2, \tau \leq \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}} \end{cases} \quad (7)$$

$$I_1 \triangleq O(\frac{n_1 W_1 \log n_2}{\parallel v \parallel} \sqrt{\frac{1}{n_2}} + (W_1 \beta^{-2/a} \sqrt{n_2} / \parallel v \parallel) \cdot \lfloor (t - \frac{4f \log n_2}{c \parallel v \parallel} \sqrt{n_2}) / (\frac{\log n_2}{\sqrt{n_2} \parallel v \parallel}) \rfloor + W_2 \cdot \lfloor m/(c_2 + 4(\Delta$$

$$+2)^2 \rfloor)$$

$$I_2 \triangleq O(W_2 \cdot \lfloor m/(c_2 + 4(\Delta + 2)^2) \rfloor)$$

证明:根据上述分析可知,只有当规定的延迟时间 $\tau >$

$$\frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}, \text{数据才可能进入多跳传输的 S-M 和 M-M}$$

阶段。为了分析方便,我们将数据传输分为几个阶段,但在混合无线网络中,所有的阶段都同时执行。再由于各阶段使用不同的传输频带,相互间互不干扰,因而网络容量就是各阶段容量之和。我们将式(3)、(5)和(6)相加,便得到结果 I_1 。若 τ

$$\leq \frac{4f \cdot \log(n_2)}{c \cdot v} \sqrt{\frac{1}{n_2}}, \text{则数据直接进入基站传输方式,容量就}$$

仅仅取决于基站的传输能力。根据方程(6),我们得到结果 I_2 。证毕。

4 数值结果

根据所建的网络模型,我们进行计算机仿真模拟。网络中节点随机均匀分布,目的节点随机选择。静态与动态节点数目均为 5000,动态节点的速率为 100 m/s。基站数目从 10 增加到 100,得到混合无线网络容量的变化趋势,如图 4。可以发现,增加基站数目,相应地就提高了网络容量,这与本文的理论推导是一致的。

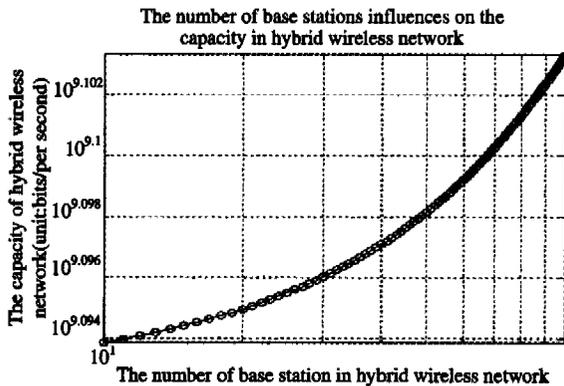


图 4 基站数目的变化对混合无线网络容量的影响

接着我们将本文结论与文[3]的结果进行比较。文[3]讨论了由静态节点组成的混合无线网络的容量性能,而本文分析的是增加动态节点后的混合无线网络容量。通过仿真实验(如图 5)可以发现,在相同条件下,包含动态节点的混合无线网络,其容量性能要大大优于仅包含静态节点的混合无线网络。这说明该网络与 Ad hoc 网络一样,利用节点移动特性可提高网络容量。

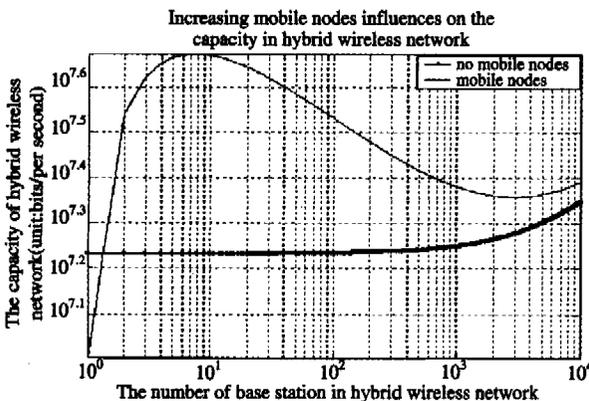


图 5 增加移动节点对混合无线网络容量的影响

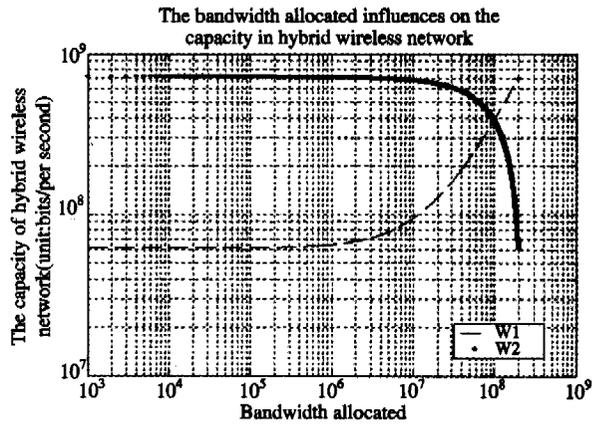


图 6 带宽分配不同对混合无线网络容量的影响

最后,我们考虑不同的带宽分配对混合无线网络容量的影响。本文采用的是简单的频率分配方案,即多跳传输与基站传输使用不同频带,分别为 W_1 和 W_2 。当无线带宽保持恒定时,改变 W_1 、 W_2 会对混合无线网络容量产生影响,如图 6。从实验结果来看,基站传输占用带宽越小,其网络容量就越大。这说明引入动态节点的混合无线网络,虽然增加基站能够提高网络容量,但它对容量的影响并不占主导作用。

总结 网络容量的研究非常复杂,它与很多因素相关,包括网络设计、功率、带宽、路由策略等。本文研究的是混合无线网络的容量,与以往研究相比,我们在网络中增加了动态节点,并考虑传输延迟时间,提出了新的路由方案,利用图形计算的方法推导了混合无线网络的容量。仿真实验发现:引入动态节点的混合无线网络,其容量性能将大幅度提高。由定理 1 可知,传输允许的延迟时间越长,网络容量就越大,反之容量越小。这充分说明传输延迟与网络容量是一对矛盾体。为使网络性能达到最优,只能对两者综合考虑,选择折衷方案。

参考文献

- 1 Gupta P, P R K. The capacity of wireless network. IEEE Transaction on Information Theory, 2000, 46: 388~404
- 2 Dousse P T O, Hasler M. Connectivity in ad-hoc and hybrid networks. IEEE INFOCOM '02, Mar 2002
- 3 Liu B, Liu Z, Towsley D. On the capacity of hybrid wireless networks. In: IEEE INFOCOM'03, 2003, 2: 1543~1552
- 4 Knuth D E. The art of computer programming. MA: Addison-Wesley, 1997
- 5 Bansal N, Liu Z. Capacity, delay and mobility in wireless ad-hoc networks. In: IEEE INFOCOM'03, San Francisco, CA, 2003. 1553~1563
- 6 Motwanti R, Raghavan P. Randomized Algorithms. Cambridge University Press, 1995
- 7 Grossglauser M, Tse D N C. Mobility increases the capacity of ad-hoc wireless networks. IEEE/ACM Transaction on Networking, 2002, 3: 1577~1586