

## 802.11无线网状网中基于时频信道的准动态信道分配算法

李争平 郭更生

(北京邮电大学网络和交换技术国家重点实验室 北京 100876)

**摘要:** 该文首次在多天线多信道 802.11 无线网状网中提出了时频信道的概念。时频信道是通过在时间和频率两个维度划分无线资源取得的。这种划分方法增加了信道数量,使信道划分更加精细,为提高系统的信道利用率做了准备。在时频信道的基础上,提出了准动态信道分配算法。该算法可以和现有的固定信道分配算法结合,实现准动态信道分配,根据链路上负载变化,取得最大的吞吐量。该算法先根据固定信道分配算法为各链路分配相同数量的时频信道,剩余部分当作公共信道。在通信过程中,各链路首先使用分配给自己的信道和空闲的公共信道。如果分配给一个链路的信道不够,且别的链路上的信道有空闲,该链路还可以暂时使用这些空闲信道。理论分析和仿真结果证明该算法可以有效提高系统的吞吐量。

**关键词:** 无线网状网; 时频信道; 信道分配算法; 吞吐量

中图分类号: TN915

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2009)06-1465-05

## Quasi-Dynamic Channel Assignment Algorithm for 802.11 Wireless Mesh Networks

Li Zheng-ping Kuo Geng-sheng

(National Key Lab of Switching and Networking Technology,

Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

**Abstract:** This paper introduces the concept of time-frequency channels into multi-radio multi-channel 802.11 wireless mesh networks for the first time. Time-frequency channels are gotten by dividing wireless resource from two dimensions: time and frequency. This division scheme increases the number of channels, makes channel division much fine, and does preparation for improvement of the channel utilization rate. The quasi-dynamic channel allocation algorithm is proposed based on the time-frequency channel. This algorithm shall be combined with other fix channel allocation algorithms to realize quasi-dynamic channel allocation and achieve maximum throughput with the load changes on each link. Firstly, this algorithm distributes same number of time-frequency channels to each link and the left time-frequency channels are taken as common channels. During the communication process, every link shall make use of its own channels and idle common channels. If the channels assigned to a link are not enough and some channels of other links are idle, this link can occupy these idle channels temporarily. Theory analyses and simulation results prove that the algorithm can improve the throughput of the system effectively.

**Key words:** Wireless mesh networks; Time-frequency channel; Channel assignment algorithm; Throughput

### 1 引言

在基于802.11s的无线网状网中的信道分配算法通常考虑的是如何把频分信道分配给不同的链路<sup>[1-5]</sup>。为多信道无线网状网提出的固定多信道分配算法<sup>[1]</sup>(Fixed Channel Assignment for Multi-channel Networks, FCA-MN)可以通过信道分配,使可以并行传输的链路数达到最大。可是,该算法是固定信道分配算法,不能根据业务量变化动态调整分配给链路的信道,所以实际应用中的吞吐量较小。

混合的多信道分配算法<sup>[2]</sup>(Hybrid Channel Assignment

for Multi-channel Networks, HCA-MN)利用固定接口和动态接口分配信道,具有一定的灵活性,可是,网络中不同链路的负载往往差别较大,所以该算法在实际应用中取得的吞吐量仍然较小。

本文算法从频率和时间两个角度考虑信道的分配,提出了时频信道的概念。在时频信道的基础上,我们提出了一种基于时频信道的准动态多信道分配算法(Time-frequency channel based Quasi-dynamic Channel Assignment for Multi-channel Networks, TQCA-MN)。该算法可以结合FCA-MN, HCA-MN或其他固定信道分配算法,实现准动态信道分配,解决业务量的变化和信道固定分配之间的矛盾。

## 2 基于时频信道的准动态信道分配算法

### 2.1 时频信道

如图1所示, 时频信道是指从时间和频率两个维度划分信道。在该图中, 纵向代表频率, 每条横线段代表一个频分信道, 共有 $m$ 个频分信道。横向代表时间, 两条实竖线把第 $k-1, k, k+1$ 个时间超帧区分开。在第 $k$ 个时间超帧中, 用虚竖线把频分信道分成短的时隙, 每个时隙长度是 $\tau$ , 每个超帧共分为 $n$ 个时隙。这样, 每个频分信道上的每个时隙就是一个时频信道, 用 $c_{i,j}$ 表示。其中,  $i$ 代表频分信道的编号,  $1 \leq i \leq m$ ;  $j$ 代表时隙的编号,  $1 \leq j \leq n$ 。这样, 整个信道资源就可以分成 $nm$ 个时频信道。因为时频信道中有时间帧, 所以需要同步。这里假设整个网络中所有结点是同步的。实际中同步可以通过同步信道或卫星等方法实现。

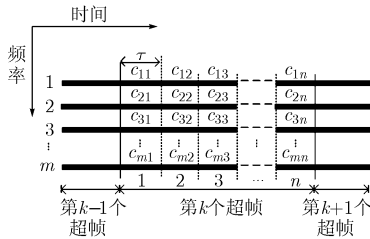


图1 时频信道

假设每个频分信道的带宽为 $B(\text{bit/s})$ , 超帧长度为 $T$ 。在长度为 $T$ 的时间内, 每个时频信道可以传的数据量是 $\tau B$ 。所以, 时频信道 $c_{i,j}$ 的等效带宽 $B_{i,j}(\text{bit/s})$ 为

$$B_{i,j} = \tau B / T \tag{1}$$

因为 $T = \tau n$ , 所以

$$B_{i,j} = B / n \tag{2}$$

假设MAC的数据帧长度为 $l(\text{bit})$ , 且帧间间隔时间为 $\xi$ , 本文定义 $\tau$ 的计算公式为

$$\tau = \xi + l / B \tag{3}$$

### 2.2 基于时频信道的准动态信道分配算法

这里结合FCA-MC, 来说明本文算法的实现过程。该算法首先根据FCA-MC中的启发式算法<sup>[1]</sup>为链路分配时频信道。然后根据业务量和链路时频信道的分配情况进行基于竞争的信道动态分配。

根据启发式算法为链路分配时频信道的过程如下。链路 $e$ 连接的两个结点用 $V(e)$ 表示。 $N(V)$ 表示 $V$ 中结点的所有邻居结点。 $E(V)$ 表示 $V$ 中结点的所有链路。如果工作在同一个信道上, 链路 $e$ 干扰的所有链路包括与链路 $e$ 连接的两个结点上的链路和与这两个结点的邻居结点上的所有链路。所以, 链路 $e$ 干扰的所有链路可以表示为 $IE(e) = (E(N(V(e))) - e)$ 。 $I(e)$ 表示包含链路 $e$ 且任意两个链路具有干扰的最大集合。 $I(e)$ 可以通过启发式算法<sup>[1]</sup>求得。图2是一个网格状分布的无线Mesh网络。任取网络中非边缘的链路 $e$ , 通过启发式算法,

可以求得该链路对应的 $I(e)$ , 如图3(a)所示。然后, 为图3(a)中的链路分配时频信道。分配过程如下:

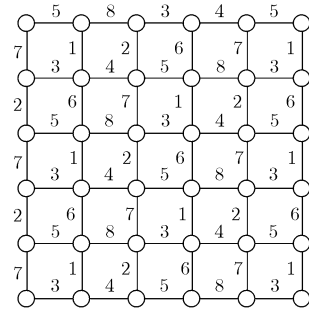


图2 网格状分布的无线Mesh网络

首先把图3(a)中的链路编号。然后按照链路编号为每个链路分配时频信道。编号为 $i$ 的链路分配的第 $j$ 个时频信道为

$$c_{a(i,j)b(i,j)}, \text{ 其中} \begin{cases} a(i,j) = \frac{(h(i-1) + j - 1) - (h(i-1) + j - 1) \bmod m}{m} + 1 \\ b(i,j) = (h(i-1) + j - 1) \bmod m + 1 \end{cases} \tag{4}$$

上式中,  $h = \frac{mn - (mn) \bmod 8}{8}$ , 为分配给每个链路的时频

信道数量。因为时频分割后, 信道数量剧增, 所以时频信道数量 $mn$ 较大。这样, 图3(a)中分给每个链路的时频信道数量 $h$ 至少等于1。经过分配后, 剩余的信道作为公共信道, 其数量是 $mn - 8h$ 。分配给图3(a)中任一链路 $i$ 的信道集合用 $DI(i)$ 表示, 分配后剩余的信道集合用 $LE$ 表示。如果所有的时频信道正好分配给了图3(a)中的所有信道,  $LE$ 就是空集。如果还有剩余,  $LE$ 就不为空集, 且 $LE$ 中的信道数小于8。如果 $LE$ 不是空集,  $LE$ 中的信道资源可以被所有信道共用。图3(a)中, 除分配给链路 $i$ 外的其他链路的信道集合用 $OL(i)$ 表示。链路 $i$ 上可用信道的集合用 $U(i)$ 表示。

给图3(a)分配信道后, 就可以用图3(a)拼接图3(b)。按图3(b)那样拼接下去就可以得到图2的信道分配方案。

进行了时频信道分配后, 每条链路可以优先使用分给自己的时频信道。如果自己的时频信道不够, 可以占用分给其他链路的时频信道。每条链路可以优先占用分给自己的时频

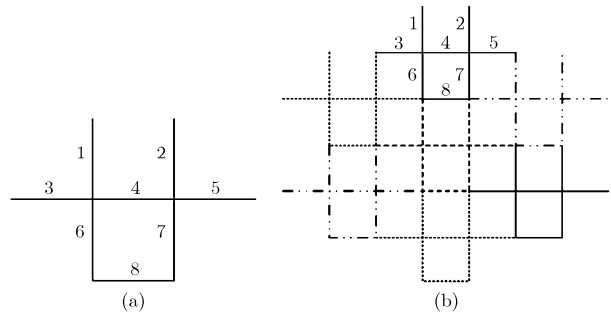


图3 相互干扰的链路的最大集合和组合过程

信道, 所以链路可以根据自己业务量的大小取回被别的链路占用的时频信道。具体过程如下面的伪码所示。伪码中,  $B_R$  表示链路上新增业务需要的带宽。  $A_{DI(i)}$  为分给链路  $i$  的时频信道中的空闲信道的带宽;  $A_{LE}$  为空闲的公共时频信道的带宽;  $O_{DI(i)}$  为其他链路占用的分给链路  $i$  的时频信道的带宽;  $S_{DI(i)}$  为链路  $i$  上可变速率业务传输速率为最小的时候分给链路  $i$  的时频信道的带宽与链路  $i$  上的所有业务占用带宽之差。每次业务请求到达后, 根据链路占用情况和业务请求带宽分配时频信道的过程如下:

**IF**  $B_R \leq \sum_{c_{kl} \in U(i)} c_{kl}$

**IF**  $B_R \leq A_{DI(i)}$

分配  $DI(i)$  中的可用信道给链路  $i$ ;

**ELSE**

**IF**  $B_R \leq S_{DI(i)}$

**IF**  $B_R \leq A_{DI(i)} + O_{DI(i)} + A_{LE}$

分配  $DI(i)$  中的所有可用信道和  $LE$  中的

部分可用信道给请求业务;

**ELSE**

分配  $DI(i) \cup LE$  中的所有可用信道和

$OL(i)$  中的部分可用信道给请求业务;

**END IF**

**ELSE**

拒绝请求;

**END IF**

**END IF**

**ELSE**

**IF**  $B_R \leq A_{DI(i)} + O_{DI(i)}$

先分配  $DI(i)$  中可用信道给请求业务, 再分配其他链路占用的链路  $i$  的信道给请求业务, 占用链路  $i$  的信道的其他链路让出占用信道;

// 让出占用链路  $i$  的时频信道的其他链路重新寻找其邻居链路的空闲时频信道, 如果有则占用, 如果没有则降低自己链路上的 // 可变速率业务的速率, 再重新为这些业务分配自己的信道;

**ELSE**

拒绝请求;

**END IF**

**END IF**

### 3 性能分析

假设网络中, 为每条链路上业务的到达率为  $\lambda$ , 服务率和其占用的信道数有关系, 是变化的。令  $N$  为时频信道总数,  $h$  为分给每条链路的时频信道数,  $s$  为公共时频信道的数量。然后我们估计其中一条链路  $e$  上的吞吐量。链路  $e$  的干扰链路

集合  $IE(e)$  的元素数量为  $\omega$ 。因为影响链路  $e$  的吞吐量的链路只有链路  $e$  的干扰链路集合  $IE(e)$  中的链路, 所以本文只研究链路  $e$  和链路  $e$  的干扰链路之间的关系。为了简化模型, 我们把链路  $e$  的干扰链路看成一个整体。因此, 我们只研究链路  $e$  和集合  $IE(e)$  之间的关系。把  $e$  和  $IE(e)$  看成两个服务窗口, 如图4所示。窗口  $e$  只有1条链路, 所以业务到达率是  $\lambda$ ; 窗口  $IE(e)$  有  $\omega$  条链路, 所以业务到达率是  $\omega\lambda$ 。因为链路的服务率是变化的, 和占用的信道数有关系, 所以我们假设每个信道的服务率是  $\mu$ , 窗口  $e$  占用  $i$  个信道, 服务率是  $i\mu$ ; 窗口  $IE(e)$  占用  $j$  个信道, 服务率是  $j\mu$ 。因为信道总数是  $N$ , 所以,  $i+j \leq N$ 。

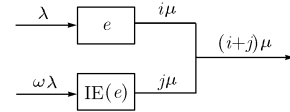


图4 两队排队系统

该排队系统中, 业务的到达和离去只和当前状态有关系, 所以该排队系统可以用二维马尔可夫链描述。假设每个业务只占用一个信道。则根据窗口  $e$  和窗口  $IE(e)$  占用的信道数量可以画出状态转移图, 如图5所示。每个状态左边的值表示窗口  $e$  占用的信道数, 右边的值表示窗口  $IE(e)$  占用的信道数。每个状态出现的概率用  $p_{i,j}$  表示。根据我们的信道分配算法可以画出状态转移图, 如图5。在该图中, 通常情况下, 即  $i+j < N$  时, 链路  $e$  和链路集合  $IE(e)$  之间没有相互占用对方信道的关系, 每个状态只和上下左右的相邻状态有关系。此时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu + \omega\lambda} \cdot [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1} + (j+1)\mu p_{i,j+1} + (i+1)\mu p_{i+1,j}] \quad (5)$$

在上式中,  $p_{-1,j} = 0$ ,  $p_{i,-1} = 0$ 。

当  $i+j = N$  时, 如图5所示, 所有的状态处于图中斜边上。

当  $i+j = N$ ,  $0 \leq i$ ,  $s+h < j$  时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu + \omega\lambda} [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1} + \omega\lambda p_{i-1,j+1}] \quad (6)$$

当  $i+j = N$ ,  $i = N-h-s$ ,  $j = h+s$  时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu} [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1} + \omega\lambda p_{i-1,j+1}] \quad (7)$$

当  $i+j = N$ ,  $0 \leq i$ ,  $h < j < h+s$  时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu} [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1}] \quad (8)$$

当  $i+j = N$ ,  $i = N-h$ ,  $j = h$  时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu} [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1} + \lambda p_{i+1,j-1}] \quad (9)$$

当  $i+j = N$ ,  $N-h \leq i$ ,  $0 \leq j$  时, 平衡后的K氏方程为

$$p_{i,j} = \frac{1}{j\mu + i\mu + \lambda} [\omega\lambda p_{i-1,j} + \lambda p_{i,j-1} + \lambda p_{i+1,j-1}] \quad (10)$$

由归一化条件知, 所有状态之和为1, 即

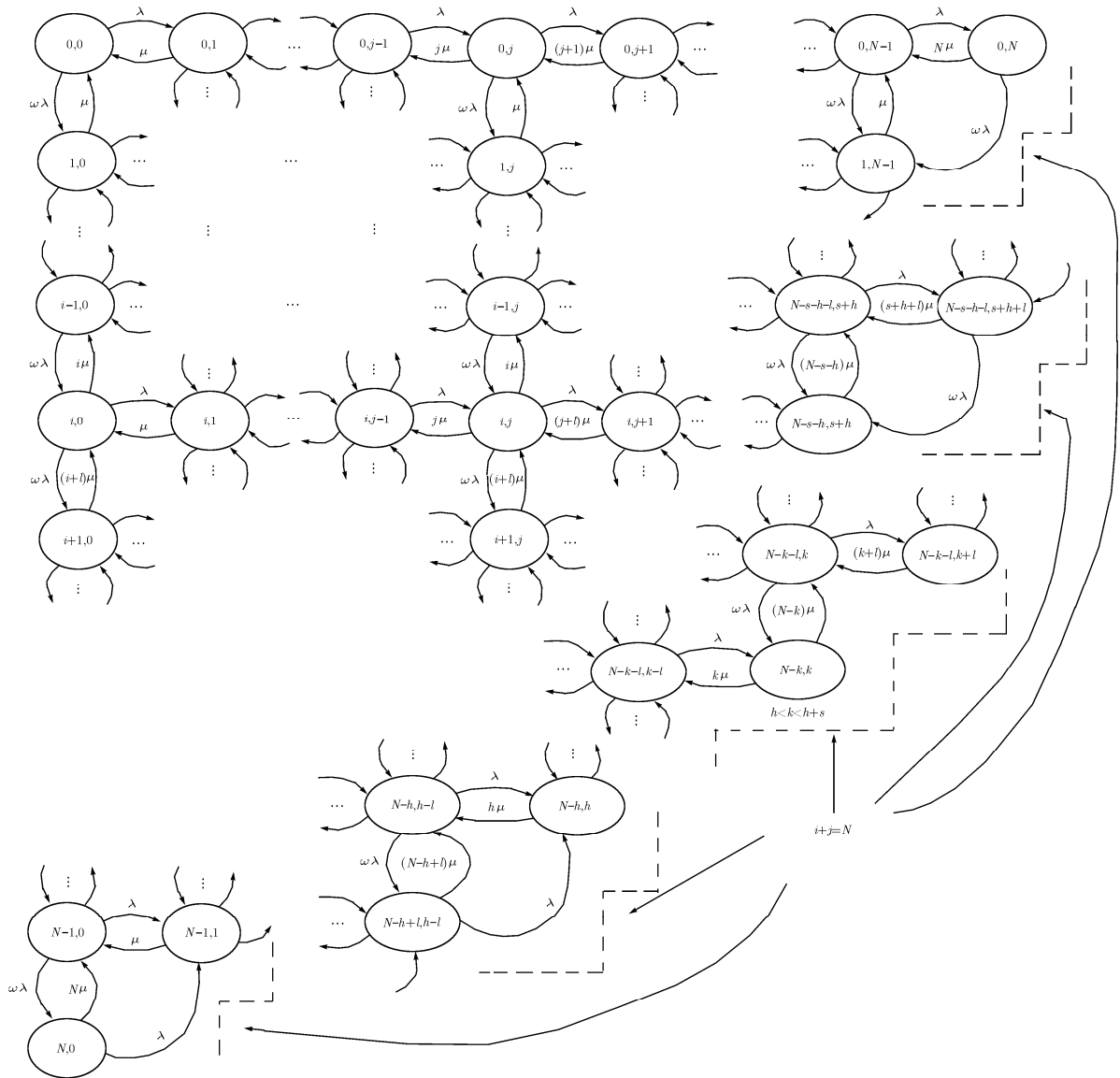


图5 信道分配状态转移图

$$\sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^{N-i} p_{i,j} = 1 \quad (11)$$

式(5)-式(11)可以构成二维差分方程。求解是相当困难的。因此,本文在给定 $N, h, s$ 的情况下使用MATLAB求特定的解。

在 $N=18, h=2, s=2$ 时,用MATLAB计算了不同干扰链路数量的情况下链路平均吞吐量,结果如图6所示。开始,随着业务到达率的增加,链路平均吞吐量快速上升。当业务到达率约为1的时候,从图中可以看出链路平均吞吐量开始随着业务到达率的增加缓慢增长,并趋向一个定值。当干扰链路的数量分别为8, 12, 16的时候,从图中可以看出链路平均吞吐量随着干扰链路数量的增加而减小。

### 4 仿真及结果分析

#### 4.1 仿真环境

(1)仿真平台是 OPNET11.5。仿真网络中, 36 个结点分

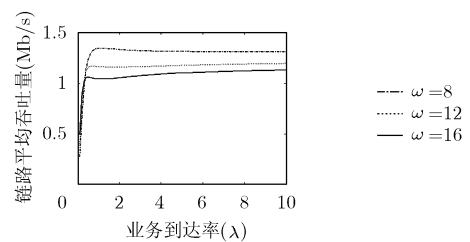


图6 业务平均吞吐量随业务到达率和干扰链路数量的变化

布在  $1.2 \times 1.2 \text{ km}^2$  的范围内。拓扑结构如图 2 所示。MAC 采用基于控制信道的多信道接入机制, 并对该机制中控制信道的握手信令做修改, 使其适合于时频信道。网络层采用 AODV 路由协议。

(2)时频信道中, 每个频分信道带宽 1 Mb/s, 共有 3 个频分信道。每个频分信道分成 20 个时隙, 即  $m$  为 20, 每个时隙长度  $\tau$  是 309  $\mu\text{s}$ 。控制信道的带宽为 1 Mb/s。

(3)网络中的业务分布在周围的 20 个结点上,中间结点只做转发结点。网络中有 3 种业务:FTP 业务,视频业务和语音业务。3 种业务量的比例是 1:1:1。

#### 4.2 仿真结果和分析

仿真结果如图7所示。图中网络中的业务量表示网络中的业务的个数。由该图可以看出在业务量较小的时候,随着业务量的增加,3种算法的链路平均吞吐量不断增长。当业务量达到一定值的时候,3种算法的链路平均吞吐量开始趋于定值。比较3种信道分配算法的链路平均吞吐量可以看出 TQAC-MN 的最大, HCA-MN 次之, FCA-MN 最小。由图7可以看出,在3种算法的链路平均吞吐量趋向定值的时候,本文的算法的链路平均吞吐量比 FCA-MN 提高 25.5%,比 HCA-MN 提高 23.1%。

#### 5 结束语

无线网状网可以通过使用多信道提高系统的传输速率。使用论文中提出的信道分配算法可以有效地提高信道吞吐

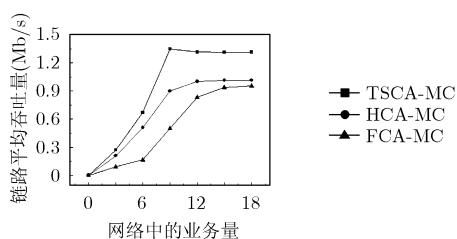


图7 3种信道分配算法链路平均吞吐量的比较

量,提高系统的频带利用率。理论分析表明本文的算法具有较高的链路平均吞吐量。仿真结果表明在业务量大的时候,本文的算法的链路平均吞吐量比 FCA-MN 提高 25.5%,比 HCA-MN 提高约 23.1%。

#### 参考文献

- [1] Das A K, Alazemi H M K, and Vijayakumar R, *et al.*. Optimization models for fixed channel assignment in wireless mesh networks with multiple radios. IEEE SECON, Santa Clara, California, USA, 2005: 463-474.
- [2] Jeng A A-K and Jan R-H. Optimization on hybrid channel assignment for multi-channel multi-radio wireless mesh networks. IEEE GLOBECOM, San Francisco, California, USA, 2006: 1-5.
- [3] 李争平, 郭更生. 无线Mesh网络中基于自相似流的信道分配算法[J]. 高技术通讯, 2008, 4.
- [4] Raniwala A and Chiu T. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network. IEEE INFOCOM, Miami, USA, 2005, 3: 2223-2234.
- [5] Akyildiz I F and Wang X. A survey on wireless mesh networks. *IEEE Communications Magazine*, 2005, 43(9): s23-s30.

李争平: 男, 1976年生, 博士生, 研究方向为无线网络中的路由和媒体接入控制机制。

郭更生: 男, 1950年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为光通信与移动通信。