

文章编号:1007-5321(2012)01-0085-05

# 自组网中树型拓扑的认知无线电路由协议

翟临博<sup>1</sup>, 刘元安<sup>2</sup>

(1. 山东师范大学 山东省分布式计算机软件新技术重点实验室, 济南 250014;

2. 北京邮电大学 电子工程学院, 北京 100876)

**摘要:** 为了解决认知无线网络中频谱分配和路由选择相协调的问题,提出了树型拓扑的认知无线电路由协议. 在分布式自组织网络中,非授权(次要)用户选择最优的空闲授权信道建立频谱树,同时在树的形成过程中,以多棵用户节点较少的频谱树代替一棵用户节点较多的频谱树,有效降低了每棵树的根节点负载. 根据频谱树和基于最小时延的路由度量标准,建立了路由以完成次要用户间的通信. 仿真结果表明,该协议能有效减少端到端的平均时延.

**关键词:** 认知无线电; 路由协议; 频谱树; 路由度量; 时延

**中图分类号:** TN911

**文献标志码:** A

## A Tree-Based Cognitive Radio Routing Protocol in Ad Hoc Networks

ZHAI Lin-bo<sup>1</sup>, LIU Yuan-an<sup>2</sup>

(1. Shandong Provincial Key Laboratory for Distributed Computer Software Novel Technology, Shandong Normal University, Jinan 250014, China;

2. School of Electronic Engineering, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

**Abstract:** To solve the problem of collaboration between the route selection and spectrum decision in cognitive radio networks, a new routing protocol, based on the spectrum-tree, is proposed for cognitive radio networks. In Ad hoc networks, the unlicensed (secondary) users establish a “spectrum-tree” in the optimal unused channel. To decrease the loading of root in each tree, a single tree with more secondary users is replaced by some trees with a few users. By using the spectrum-tree and a route metric based on end-to-end delay, the route can be established for the secondary users. Simulations show that our proposed routing protocol shortens the average end-to-end delay efficiently.

**Key words:** cognitive radio; routing protocol; spectrum-tree; routing metric; delay

认知无线电技术<sup>[1]</sup>的出现使非授权(次要)用户能感知、识别并接入当前空闲的授权频段,从而提高了频谱的利用率. 在分布式的自组织网络中,认知无线电路由的建立需要与空闲信道的选择紧密结合起来,目前出现了多种路由协议:考虑路由选择和频谱管理相互影响的路由协议<sup>[2]</sup>及基于频谱感知的树状拓扑路由协议<sup>[3]</sup>,在业务量较大时会导致端到端时延有剧烈的增加;根据概率计算的路由协

议<sup>[4]</sup>,计算量随着用户数目的增加而激增;涉及跨层和迭代计算的路由协议<sup>[5]</sup>,必须通过复杂的迭代计算得到.

针对上述问题,提出了一种树型拓扑的认知无线电路由协议. 每个次要用户根据对多个授权信道的感知结果,选择最优的空闲授权信道建立频谱树(每棵频谱树对应1个空闲授权信道),并以多棵用户数较少的频谱树代替1棵用户数较多的频谱树,

收稿日期: 2011-04-29

基金项目: 国家自然科学基金项目(61001120)

作者简介: 翟临博(1982—),男,讲师, E-mail: lbzhai@bupt.edu.cn.

降低每棵树的根节点负载. 根据频谱树和基于最小时延的路由度量标准, 建立起路由以完成次要用户间的通信. 仿真结果表明, 该协议能有效减少端到端时延并保持控制信息的开销基本不增加.

## 1 频谱树

每个次要用户分配唯一的 ID 号, 配置一个能感知信道状态并接入空闲信道收发数据的无线收发机和一个传输控制信息的传统无线通信接口<sup>[6]</sup>.

### 1.1 根节点的形成

每个次要用户均各自维护 1 张授权信道状态列表, 包含每个信道的当前忙闲状态和利用率 2 部分: 前者表示信道当前是空闲还是繁忙; 后者表示信道被授权用户使用的繁忙程度. 每个次要用户根据授权信道状态列表, 建立 1 个空闲信道列表, 记录当前的空闲信道和其利用率和本用户是否为根节点 (以 1 表示是, 0 表示否, 开始时设定为 1, 即假设自己是根节点), 是否为交叉节点, 即同时属于多棵频谱树 (以 1 表示是, 0 表示否, 开始时设定为 0, 即假设自己不是交叉节点). 各个用户将当前的空闲信道及其利用率封装入“根节点发起信息”  $\langle N, x_1, V(x_1), x_2, V(x_2), \dots, x_N, V(x_N) \rangle$ , 通过传统无线接口向外广播, 其中,  $N$  表示本用户感知到的空闲信道总数,  $x_1, x_2, \dots, x_N$  表示各个空闲信道的序号;  $V(x_1), V(x_2), \dots, V(x_N)$  表示各个空闲信道对应的利用率.

当次要用户  $j_1$  收到用户  $j_2$  发来的“根节点发起信息”后, 分 2 个步骤处理.

**步骤 1** 首先对比收到的“根节点发起信息” (简称信息) 和自身的授权信道状态列表.

1) 如果收到“信息”中的空闲信道总数  $N(j_2)$  小于自身列表中的空闲信道总数, 则判断“信息”中的空闲信道是否均包含在  $j_1$  自身感知到的空闲信道中: 是, 则将节点空闲信道列表中的交叉节点字段置为“1”; 否, 则不做处理.

2) 如果收到“信息”中的空闲信道总数  $N(j_2)$  不低于自身列表中的空闲信道总数, 则不做处理.

**步骤 2** 将收到“信息”与自身维护的空闲信道列表进行对比.

1) 如果收到“信息”中的空闲信道数  $N(j_2)$  小于自身空闲信道列表的空闲信道数  $N(j_1)$ , 则直接丢弃.

2) 如果  $N(j_2) = N(j_1)$ , 则判断收到“信息”中的空闲信道与  $j_1$  列表中的空闲信道是否相同: 是,

则对比“信息”与自身列表中的信道利用率, 如果“信息”中的所有信道利用率都不小于自身列表, 则直接丢弃; 只要有 1 个信道利用率小于自身列表中的利用率, 将根节点字段置为“0”, 并根据收到“信息”中的内容更新自身列表, 此后向外广播一次收到的“信息”; 否, 则直接丢弃.

3) 如果  $N(j_2) > N(j_1)$ , 则判断  $j_1$  列表中的空闲信道是否均包含在  $j_2$  发来的“信息”中: 是, 则将根节点字段置为“0”, 并根据收到的“信息”更新自身列表, 再将“信息”向外广播; 否, 则直接丢弃.

步骤 1 的目的是判断节点是否为交叉节点. 步骤 2 的目的是判断节点是否是根节点. 步骤 2 中, 空闲信道列表随着收到的“根节点发起信息”而发生变化, 能防止某个节点重复收到同一个“根节点发起信息”时, 对周围邻居的多次广播.

经过“根节点发起信息”的不断扩散, 整个过程收敛完成后, 感知到最大空闲信道数或最小信道利用率的次要用户成为唯一的初始根节点. 初始根节点确定后, 广播自身的  $ID_{root}$ , 收到该信息的交叉节点认为自己也是根节点, 从而得到多个根节点.

### 1.2 频谱树的建立

根节点确定后, 通过传统无线接口向外广播“根节点通告”, 格式为  $\langle ID_{root}, N, x_1, x_2, \dots, x_N \rangle$ , 其中  $ID_{root}$  是根节点的标识号. 邻居收到后, 记录根节点的标识号, 认为自己是根节点的子节点, 从  $x_1, x_2, \dots, x_N$  中选择利用率最低的空闲信道  $x_i$ , 回应自身的标识号  $ID_j$  和选定的信道  $x_i$  给根节点, 同时对“根节点通告”进行修改, 添加选定的信道  $x_i$ , 继续向邻居节点广播, 格式为  $\langle ID_{root}, x_i \rangle$ . 该节点的邻居收到此通告后, 认为自己是该节点的子节点, 记录根节点和父节点的标识号以及到根节点的跳数, 并广播收到的“根节点通告”, 通过父节点向根节点回应自己的  $ID_k$ . 当根节点收到所有子节点回应的 ID 号后, 频谱树建立. 在此过程中, 可能出现下列情况: 当 1 个用户收到来自不同根节点的“根节点通告”, 则选择离自己跳数最小的根节点作为根节点; 当 1 个用户收到来自不同邻居的具有相同根节点的多个“根节点通告”后, 选择最早给自己发送“通告”的邻居作为自己的父节点; 当根节点收到来自其他根节点的“根节点通告”, 则直接丢弃.

频谱树形成后, 1 个根节点可能维护多棵频谱树, 因此, 在 1 个周期内, 此类根节点要按照次序依次在各频谱树对应的空闲信道轮询工作, 以防止频

繁的频谱切换带来的开销。

## 2 基于频谱树的路由算法

根据已形成的频谱树和基于最小时延的路由度量准则建立路由,通过在空闲的授权信道交互必要的控制信息来实现。

### 2.1 路由度量准则

以端到端的累积时延作为衡量多跳路由优劣的标准,累积时延是将整条路径上所有链路的时延累积。每条链路上的时延包括排队时延、传输时延、信道切换时延。用  $t_i$  表示经过某个用户的排队时延,  $d_i$  表示此用户向下一跳的传输时延,  $m$  表示整条路径上的链路总数,  $n$  表示在信道切换的次数,  $D_s$  表示在 2 个不同信道间的切换时延,整条路径的端到端累积时延为

$$D = \sum_{i=1}^m (d_i + t_i) + nD_s \quad (1)$$

### 2.2 路由的建立

通过控制信息分组实现基于频谱树的路由建立过程,包括路由发起分组、根节点响应分组、路由请求分组和路由应答分组,格式如下。

路由发起分组:〈源节点 ID, 目的节点 ID, 根节点 ID〉;根节点响应分组:〈源节点 ID, 目的节点 ID, 根节点 ID, 是否切换信道〉。其中“是否切换信道”字段表示源节点到目的节点的路径是否需要信道切换。以“0”表示不切换信道,“1”表示切换信道;路由请求分组是对传统的 AODV 路由协议中路由请求分组(RREQ)的扩展,在 RREQ 的基础上,以各节点的 ID 号作为各自的地址,并增加“累积时延”字段;路由应答分组是对 AODV 协议中路由应答分组(RREP)的改进,以各节点的 ID 号作为各自的地址。

源节点向目的节点发送数据前,查询是否存在到目的节点的路径,如果存在,则源节点直接沿此路径向目的节点发送数据;如果不存在,则源节点要建立到达目的节点的路由,过程如下。

源节点根据形成树的过程中保存的到达根节点的路径,通过自身频谱树所在的信道向自己的根节点发送路由,发起分组,即〈源节点 ID, 目的节点 ID, 根节点 ID〉,根节点收到后,检查目的节点是否在自己维护的子节点集中。

#### 2.2.1 目的节点在根节点维护的节点集中

1) 如果目的节点和源节点在同一棵频谱树,则

根节点向源节点回复根节点响应分组,即〈S(表示源节点 ID), D(表示目的节点 ID), R(表示根节点 ID), 0(表示不切换信道)〉。源节点根据收到的根节点响应分组,认为目的节点与自己在同一棵频谱树,于是通过自身频谱树所在信道向目的节点发送路由请求分组,中间节点计算累积时延并填入“累积时延”字段,目的节点收到后,选择累积时延最小的那条路径,并回应路由应答分组。源节点收到后,路由建立。

2) 如果目的节点和源节点在不同的频谱树,则根节点向源节点回应根节点响应分组,即〈S, D, R, 1〉。源节点根据收到的根节点响应分组,认为传输的过程中需要进行信道切换。源节点根据此前保存的到根节点的路径,将数据发送到根节点。根节点收到后,调整自己的工作频率到目的节点所在的信道,根据自己保存的到达目的节点的路径,将数据传给目的节点。

#### 2.2.2 目的节点不在根节点维护的节点集中

根节点要与其他根节点进行交互,查询目的节点的位置和源节点与目的节点间是否需要跨信道。

1) 如果源节点和目的节点间不需要切换信道,则根节点向源节点回应根节点响应分组〈S, D, R', 0〉,其中的根节点 ID 为目的节点所在树的根节点 R'。源节点收到后,认为目的节点在另一个根节点维护的频谱树,但不需切换信道就能建立路由。于是通过自身频谱树所在信道向目的节点发送路由请求分组,中间节点计算累积时延,并填入“累积时延”字段。目的节点收到后,选择累积时延最小的那条路径,并回应路由应答分组。源节点收到后,路由建立。

2) 如果源节点和目的节点间需要切换信道,则根节点向源节点回应根节点响应分组,即〈S, D, R', 1〉,其中的根节点 ID 为目的节点所在树的根节点。源节点收到后,认为目的节点在另一个根节点维护的频谱树中,而且需要切换信道才能建立路由。于是通过源节点频谱树所在的空闲信道向目的节点所在树的根节点 R' 发送路由请求分组,中间节点计算累积时延,并填入“累积时延”字段,目的节点所在树的根节点 R' 收到后,选择累积时延最小的那条路径,并回应路由应答分组。源节点收到后,建立到达 R' 的路由。此后,源节点将数据传输给 R', R' 根据自己保存的到目的节点的路径,将数据传给目的节点。

### 3 仿真结果

仿真采用 NS-2<sup>[7]</sup>, 次要用户随机分布在一个 600 m × 400 m 的矩形区域内, 左侧区域中的次要用户感知到信道 1 空闲, 右侧区域中的次要用户感知到信道 2 空闲, 中间区域的用户感知到信道 1 和 2 均是空闲的, 是交叉节点. 每个授权信道的速率  $R = 2$  Mbit/s, 每个次要用户的传输范围是 300 m, 源节点产生的数据包长度恒为 1024 byte, 发送间隔是 80 ms, 每次仿真时间是 100 s. 源节点均设定在左侧, 目的节点在右侧, 即源节点和目的节点间的路由要通过中间节点, 经过 1 次信道切换.

图 1 显示了随着交叉节点数量和数据流数量的变化, 所提出的路由协议与另一种路由协议<sup>[3]</sup> (CTBR) 端到端时延的对比情况. 根据所提出的协议, 交叉节点作为根节点发起形成频谱树. 当数据包从左侧频谱树经过根节点向右侧频谱树发送的过程中, 如果只有 1 个根节点, 那么随着数据流数量的增加, 根节点的负载就变得较重, 数据包的时延也会增加. 随着交叉节点数的增加, 根节点数也会增加, 节点分布于多棵频谱中. 因此, 数据流也会较均衡地经过各根节点转发, 减轻了根节点的负载, 实现了负载均衡. 所以端到端的平均时延会减少. 而对于 CTBR 协议来说, 不管有多少个交叉节点, 只产生 1 个根节点, 因此随着数据流的增加, 根节点的负载会越来越大, 端到端的平均时延会越来越长.

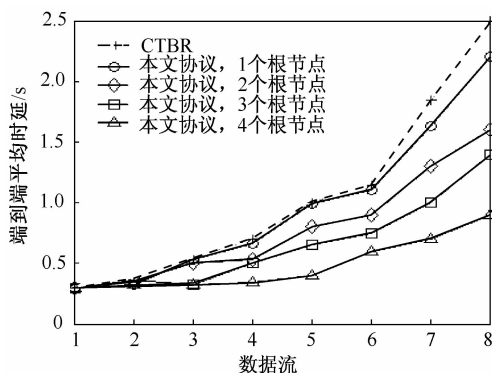


图 1 数据流变化时端到端的平均时延

随着数据流的变化, 所提出的路由协议和 CTBR 协议的路由开销对比情况如图 2 所示. 归一化的路由开销通过

$$\text{归一化开销} = \frac{\text{控制信息}}{\text{控制信息} + \text{数据}} \quad (2)$$

来计算. 网络初始时, 形成树的开销是固定的, 与数据流无关. 随着数据流的增加, 新协议和 CTBR 协议的开销都会随着数据流的增加而减小. 与 CTBR 协议相比, 新协议要生成多个根节点, 故形成树的开销有所增加. 同时源节点通过非自身频谱树的根节点转发数据时, 要建立 1 条到达该根节点的路径, 也会带来更多的路由开销. 所以, 随着根节点数的增加, 新协议比 CTBR 协议的开销略有增加.

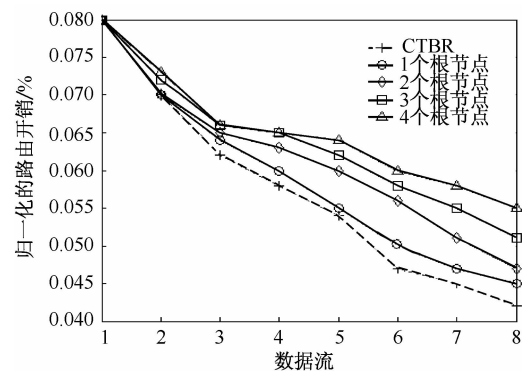


图 2 数据流变化时归一化的路由开销

### 4 结束语

考虑到路由选择要与频谱分配相协调, 提出了树型拓扑的认知无线电路由协议. 通过将用户分布于多棵频谱树, 可降低每棵树的根节点负载. 根据频谱树和最小时延的路由度量准则建立路由. 在负载较高时, 该协议能有效减少端到端的平均时延.

#### 参考文献:

- [1] Joseph M. Cognitive radio: an integrated agent architecture for software defined radio [D]. Stockholm: Dept of Teleinformatics, Royal Institute of Technology (KTH), 2000.
- [2] Wang Q, Zheng H. Route and spectrum selection in dynamic spectrum networks [C] // CCNC 2007. Las Vegas: IEEE press, 2007: 625-629.
- [3] Zhang B, Takizawa Y, Hasagawa A. Tree-based routing protocol for cognitive wireless access networks [C] // WCNC 2007. Hong Kong: IEEE Press, 2007: 4207-4211.
- [4] Khallife H, Ahuja S, Malouch N. Probabilistic path selection in opportunistic cognitive radio networks [C] // Globecom 2008. New Orleans: IEEE press, 2008: 1-5.

- [5] Yi S, Thomas H. A distributed optimization algorithm for multi-hop cognitive radio networks [C] // Infocom 2008. Phoenix: IEEE Press, 2008: 1966-1973.
- [6] Krishnamurthy S, Thoppian M, Venkatesan S. Control channel based MAC-layer configuration, routing and situation awareness for cognitive radio networks [C] // Milcom 2005. Atlantic: IEEE Press, 2005: 455-460.
- [7] Network simulator (NS2) [EB/OL]. (2005-10-09). <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.

(上接第84页)

- [3] Tan Guoping, Herfet T. Optimization of an RTP level hybrid error correction scheme for DVB systems in wireless home networks under strict delay constraints [J]. IEEE Transactions on Broadcasting, 2007, 53(1): 297-307.
- [4] Biersack E W, Institut Eurecom, Sophia Antipolis. Where is multicast today? [J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2005, 35(5): 83-84.
- [5] Nakjung Choi, Yongho Seok, Taekyoung Kwon. Multicasting multimedia streams in IEEE 802.11 networks a focus on reliability and rate adaptation [J]. Wireless Networks, 2011, 17(1): 119-131.
- [6] Wang Xiaoli, Wang Lan, Wang Yingjie. Reliable multicast mechanism in WLAN with extended implicit MAC acknowledgment [C] // Vehicular Technology Conference. Singapore: IEEE Press, 2008: 2695-2699.
- [7] Kuri J, Kasera S K. Reliable multicast in multi-access wireless LANs [J]. ACM/Kluwer Wireless Networks Journal, 2001, 7(4): 359-369.
- [8] Li Zhao, Thorsten Herfet. Blbp: a beacon-driven leader based protocol for MAC layer multicast error control in wireless LANs [C] // Wireless Communications, Networking and Mobile Computing. Piscataway: IEEE Press, 2008: 1-4.
- [9] LAN/MAN Standards Committee. ISO/IEC 8802-11: 2005/Amd. 4:2006(E)—2006, Telecommunications and information exchange between systems—local and metropolitan area networks-specific requirements-part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (phy) specifications [S]. New York: The Institute of Electrical and Electronics Engineers, 2003.