

认知无线 Mesh 网络中权重感知的组播路由算法

杨艺清¹ 陈志刚¹ 邝祝芳¹ 刘 蕙²

¹(中南大学信息科学与工程学院 长沙 410083)

²(密苏里州立大学计算机科学系 美国密苏里州斯普林菲尔德 65897)

(yyq@hunnu.edu.cn)

Weight-Aware Multicast Routing Algorithm in Cognitive Wireless Mesh Networks

Yang Yiqing¹, Chen Zhigang¹, Kuang Zhufang¹, and Liu Hui²

¹(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083)

²(Department of Computer Science, Missouri State University, Springfield, MO, the United States 65897)

Abstract Cognitive radio (CR) is an intelligent revolutionary spectrum (channel) sharing technology and one of the most important new wireless technologies today. Cognitive wireless mesh network (CWMN) is a combination of a wireless mesh network and the CR technology. Multicast routing and spectrum allocation is an important challenge in CWMNs. In this paper, we design a weight-aware multicast routing algorithm for CWMNs. A wireless links weights computing function and computing algorithm (LWC) is proposed, which is aware of the weight of multicast traffics. On this basis, a distributed multicast routing and spectrum allocation algorithm with QoS constraints in cognitive wireless mesh networks (WMRA) is proposed. Minimizing the channel collision value is the objective of WMRA. The priority factor is taken into account to prevent high-weight multicast sessions from incurring more collision than low-weight multicast sessions. Firstly, WMRA computes the weights of wireless links using LWC for constructing multicast tree. Secondly, WMRA computes the channel collision value distributed based on the dynamic programming. Thirdly, WMRA constructs the multicast routing path and performing spectrum allocation for the new multicast tree. Simulation results show that WMRA algorithm can achieve the expected goal and achieve a lower channel collision value.

Key words cognitive wireless mesh networks(CWMNs); multicast; spectrum allocation; dynamic programming; weight

摘 要 提出了一种无线组播业务权重感知的无线链路权值计算算法(links weights computing, LWC),在此基础上,提出了一种基于动态规划的满足 QoS 约束的分布式组播路由与频谱分配算法(weight-aware multicast routing algorithm, WMRA). WMRA 算法的目标是最小化总的信道冲突值,同时考虑已接受组播业务的权重,高权重的组播业务相比低权重的组播业务具有较低的信道冲突值. WMRA 算法首先采用 LWC 算法计算无线链路权值;然后,基于动态规划分布式地计算最小信道冲突值;最后,进行组播路由路径的构造,并进行频谱分配. 仿真结果表明 WMRA 能达到预定目标,获得较低的信道冲突值.

收稿日期:2014-11-17;修回日期:2015-03-10

基金项目:国家自然科学基金项目(61379057,61309027,61073186);湖南省教育厅优秀青年基金项目(13B148);中国博士后基金面上项目(2013M542136)

通信作者:陈志刚(czg@mai.csu.edu.cn)

关键词 认知无线 Mesh 网络;组播;频谱分配;动态规划;权重

中图法分类号 TP393

认知无线 Mesh 网络(cognitive wireless mesh networks, CWMNs)是一种结合了认知无线电(cognitive radio, CR)技术的无线 Mesh 网络^[1-2],通过频谱感知技术能够智能地接入主用户未使用的无线频谱资源.在 CWMNs 中,每一个 CR-Mesh 节点(包括 CR-Mesh 路由器、CR-Mesh 网关、CR-Mesh 终端)都使用了 CR 技术^[3],CR-Mesh 节点能够感知主系统中未使用的频谱,并且在干扰主用户网络正常通信的情况下动态地接入到这些主用户未使用的频谱^[4].

本文主要研究认知无线 Mesh 网络中满足 QoS 约束的分布式组播路由与频谱(信道)分配问题.目标是:在满足无线业务 QoS 约束的情况下,最小化总的信道冲突值;同时考虑已接受组播业务的权重,高权重的已接受组播业务相比低权重的已接受组播业务,具有较低的信道冲突值.因为带宽是无线业务所有 QoS 约束中最重要,因此,本文主要研究无线业务的带宽约束.

目前针对无线 Mesh 网络中的组播路由问题已有较多的研究成果^[5],但是这些研究成果不能直接应用于认知无线 Mesh 网络中^[6].

针对认知无线 Mesh 网络中的单播路由问题,取得了一些研究成果^[7],但针对认知无线 Mesh 网络中的组播路由问题的研究成果还不多见.

Soltani 等人^[8]研究了认知无线 Mesh 网络环境下多媒体应用中的视频流路由问题,首先将该问题转化为一个决策理论问题,然后提出了一种视频流感知的认知路由策略 VCR. El-Sherif 等人^[9]研究了认知无线 Mesh 网络中以最小化端到端延迟为目标的路由与资源分配联合优化问题,首先将该问题转化为非线性整数规划问题,然后基于拉格朗日对偶方法提出了一种分布式的解决方案. Amini 等人^[10]以提高网络效益为目标,研究了认知无线 Mesh 网络中的路由与频谱分配问题,提出了一个基于经济学的问题求解框架. Yuan 等人^[11]研究了认知无线 Mesh 网络中,以最小化所有 CR-Mesh 节点对主用户(PU)产生的干扰总和为目标,提出了一个基于网络博弈的分布式路由算法. Qian 等人^[12]针对大规模异构混合的认知无线 Mesh 网络,提出了一种地理路由协议 GCM, GCM 是一个多目标路由协议,可同时感知频谱、能量、负载和链路质量等. Mumey

等人^[13]以最大化端到端吞吐量为目标,提出了一种认知无线 Mesh 网络中基于动态规划的路由与信道分配方法. Ding 等人^[14]研究了认知无线 Mesh 网络中多源的视频点播问题,目标是 minimized 每个会话消耗的总带宽,每个会话消耗的总带宽越小,则同时会话的数目越大.

Almasaeid 等人^[15]针对认知无线 Mesh 网络中,一个组播组中的成员具有可用信道的异构性,每一个目的节点成功接收来自组播源节点数据总时间比较长的问题,提出了一种基于目的节点协作的组播路由算法,其目标是减少组播总时间.在文献[16],Almasaeid 等人针对 CR-Mesh 路由器节点可用信道的异构性、主用户不定期地占用信道、CR-Mesh 路由器节点不得不切换信道带来的延迟等问题,以降低端到端延迟为目标提出了一种基于动态规划的认知无线 Mesh 网络组播路由算法 OMRA. 本文作者 Kuang 等人^[17-18]提出了认知无线 Mesh 网络中 2 种集中式的组播路由算法. 文献[17]针对 CWMN 中无线组播业务比较固定,需事先构造其组播树的情形,提出了 GA-MRSA 和 SA-MRSA 算法,不适用于组播业务变化频繁的情况. 文献[18]针对 CR-Mesh 节点可用信道差异导致负载不均衡的问题,提出了集中式的负载均衡的组播路由与频谱分配算法 LMRS2A,具有较大的通信开销. 本文提出认知无线 Mesh 网络中分布式的组播路由算法. Xie 等人^[19]研究了认知 Ad Hoc 网络中 QoS 约束的组播路由问题,其目标是最小化组播树的带宽总消耗,提出了 2 种方法解决该问题:1)首先基于最小生成树构造组播路由树,然后提出一个时间槽分配算法;2)提出同时考虑组播树构造与时间槽分配的集成方法 MSTTP. Pan 等人^[20]针对次用户节点频谱可用性的区别以及如何公平地分配频谱资源的问题,研究了认知无线网络中的组播路由问题,其目标是最大化吞吐量. Naeem 等人^[21]研究了认知无线网络中联合能量、载波、中继分配的组播路由问题,文中解决了 2 个优化问题:1)最大化网络总速率;2)最大化最差组播组用户的速率. Shu 等人^[22]研究了多跳认知无线网络中的组播路由与频谱分配联合优化问题,其目标是最大化网络吞吐量,提出的方案考虑了各次用户节点可用频谱资源的动态变化. Gao 等人^[23]以最小化需要的网络资源为目标研究了认知

无线 Ad-Hoc 网络中的组播路由问题, 首先把该问题建模为混合整数线性规划问题, 然后提出了一种多项式时间算法 MCMH. Hu 等人^[24]研究了有基础设施的认知无线网络中的流媒体组播问题, 追求的目标包括: 优化整个网络的流媒体质量、达到各组播用户之间的公平性以及为主用户的干扰低于某一个阈值.

本文主要研究认知无线 Mesh 网络中满足 QoS 约束的情况下, 以最小化总的信道冲突值为目标的分布式组播路由与频谱分配问题; 同时考虑已接受组播业务的权重, 高权重的已接受组播业务相比低权重的已接受组播业务具有较低的信道冲突值. 经查阅相关文献, 目前针对 CWMN 中权重感知的以最小化信道冲突值为目标的分布式组播路由与频谱分配算法还未见报道. 本文首次对该问题进行研究并且提出基于动态规划的分布式求解算法.

相对于已有研究工作本文作了如下创新: 1) 研究满足 QoS 约束的最小化所有无线组播业务总的信道冲突值的分布式组播路由及频谱分配问题, 并且考虑各无线组播业务具有不同的权重, 这是与实际情况相符的; 2) 各无线组播业务动态到达, 考虑无线组播业务之间的影响, 对于新到达的无线组播业务, 高权重的已接受组播业务相比低权重的已接受组播业务具有较低的信道冲突值; 3) 提出了一种无线链路权值计算函数与算法(links weights computing, LWC), 在此基础上, 提出了一种基于动态规划的分布式组播路由与分配算法(weight-aware multicast routing algorithm, WMRA).

1 网络模型及问题描述

1.1 网络模型

将由静止的 CR-Mesh 节点组成的认知无线 Mesh 网络建模为一个简单无向图 $G=(V, E)$, 其中 V 表示 CR-Mesh 节点的集合, E 表示链接 2 个能相互通信的 CR-Mesh 节点的无线链路的集合. 每个节点 $v_i \in V$ 都有一个可用信道集合 K_i 以及一个认知射频接口数 RF_i ; 每个节点 $v_i \in V$ 均存在一个通信距离 T_R 和一个干扰距离 I_R . 一般情况下有 $3T_R > I_R > T_R$, 本文假设 $I_R = 2 \times T_R$.

$d(v_i, v_j)$ 表示节点 v_i 和节点 v_j 的物理距离. 2 个 CR-Mesh 节点能相互通信必须具有 3 个条件: 1) 具有相同的可用信道, 即 $K_i \cap K_j \neq \emptyset$; 2) 有空闲的认知射频接口数可供分配; 3) 满足通信距离的约束, 即 $d(v_i, v_j) < T_R$.

$N(v_i) = \{v_j \mid v_j \in V, d(v_i, v_j) < T_R\}$ 表示节点 v_i 的邻居节点集合.

$X = \{x(v_i, v_j)\}_{n \times n}$, $x(v_i, v_j) = k$ 表示无线链路 (v_i, v_j) 分配的信道是 k , $x(v_i, v_j) = 0$ 表示无线链路 (v_i, v_j) 没有分配任何信道, 并且, 我们规定只给每条无线链路分配一个信道或者不分配任何信道. B^k 表示信道 k 的带宽, 单位是 Mbps, 由于不同的信道通常具有不同的带宽, 因此, 对于不同的信道 k 和 k' , $B^k \neq B^{k'}$.

无线链路 (u_1, v_1) 和 (u_2, v_2) 相互冲突必须满足以下条件: 1) $d(u_1, u_2) < I_R$ 或者 $d(u_1, v_2) < I_R$ 或者 $d(v_1, u_2) < I_R$ 或者 $d(v_1, v_2) < I_R$; 2) 2 条无线链路 (u_1, v_1) 和 (u_2, v_2) 分配相同的信道, 即 $x(u_1, v_1) = x(u_2, v_2)$. 用 $I(u, v)$ 表示与无线链路 (u, v) 冲突的无线链路集合.

$\psi = \{l_{(u,v)}^k \mid u, v \in V, k \in K\}$ 表示无线链路的负载集合, $l_{(u,v)}^k$ 表示无线链路 (u, v) 在信道 k 的负载, 单位为 Mbps.

$\chi_{\psi}^k(u, v)$ 表示无线链路 (u, v) 在信道 k 的可用带宽, 其定义如式(1)所示, 其中 $l_{(a,b)}^k / B^k$ 表示无线链路 (a, b) 传输负载 $l_{(a,b)}^k$ 所占带宽比例. 其他符号的含义见表 1 所示.

$$\chi_{\psi}^k(u, v) = B^k (1 - \sum_{(a,b) \in I(u,v)} l_{(a,b)}^k / B^k). \quad (1)$$

Table 1 Notation Definition

表 1 符号含义

Notation	Definition
V	Set of nodes $ V =n$
E	Set of edges $ E =m$
ℓ	Set of wireless requests
K	Set of available channels
T_R	Communications distance
I_R	Interference distance
RF_i	Available number of cognitive radio interfaces of node i
K_i	Available channel set of node i
B^k	Bandwidth of channel k
$N(v)$	Set of neighbor node v
$x(u, v)$	Allocated channel for wireless link (u, v)
$K(u, v)$	Common available channel between node u and node v
$I(u, v)$	Set of wireless link interfered with (u, v)
$l_{(u,v)}^k$	Load of wireless link (u, v) on channel k
ψ	Set of wireless link load
γ_p	Wireless multicast request
T_p	Multicast tree for multicast request γ_p

1.2 问题描述

本文研究的问题是在满足无线业务 QoS 约束的情况下,以最小化所有无线组播业务信道冲突值为目的的组播路由与频谱分配问题. 本文假设存在一个公共控制通道(common control channel, CCC)用于各 CR-Mesh 节点之间传递控制信息.

设 $\ell=\{\gamma_p=(S_p,D_p,w_p,b_p)\}$ 为无线组播业务需求集合,其中 S_p 表示无线组播业务 γ_p 的源点, D_p 表示 γ_p 的目的节点集合, w_p 表示 γ_p 的权重, b_p 表示 γ_p 需要的带宽约束. 设 $T_p=(V_p,E_p)$ 是无线组播业务 γ_p 的组播树, $\vartheta=\{T_p,\gamma_p\in\ell\}$ 是所有组播树的集合, ϑ_p 是除组播树 T_p 之外的所有组播树的集合.

$I(T_p)$ 表示无线组播 γ_p 与已接受组播业务的总的信道冲突值,其定义如式(2)所示:

$$I(T_p)=\sum_{T_q\in\vartheta_p}BI(T_p,T_q). \tag{2}$$

$BI(T_p,T_q)$ 表示组播树 T_p 与 T_q 的无线信道冲突值, T_q 是已接受的无线组播业务 γ_q 对应的组播树. $BI(T_p,T_q)$ 的定义如式(3)所示:

$$BI(T_p,T_q)=\sum_{(u,v)\in T_p}fI^q(k,u,v). \tag{3}$$

$fI^q(k,u,v)$ 表示组播树 T_p 中的无线链路 (u,v) 分配信道 k 时与组播树 T_q 的信道冲突值,其定义如式(4)所示:

$$fI^q(k,u,v)=\sum_{(a,b)\in T_q\&\&(a,b)\in I(u,v)}fI(k,a,b). \tag{4}$$

$fI(k,a,b)$ 表示组播树 T_q 中无线链路 (a,b) 分配信道 k 的信道冲突值. 为了使较高优先级的组播业务相比较低优先级的组播业务获得高吞吐量,受到尽可能少的冲突,因此,我们将无线链路 (c,d) 的信道冲突值设为其所在组播树 T_q 对应组播业务 γ_q 的权重 w_q ,即如式(5)所示:

$$\begin{aligned} fI(k,a,b) &= w_q, \\ \text{s.t. } (a,b) &\in T_q \&\& x(a,b)=k. \end{aligned} \tag{5}$$

为了更好地描述本文研究的问题,给出了一个简单的网络拓扑示例,如图 1 所示,分布着 14 个 CR-Mesh 路由器,其中 2 个 CR-Mesh 网关节点,用 CR_MG 表示;12 个 CR-Mesh 路由器,用 CR_MR 表示. 图 1 中 $\text{CR_MR2}\{1,2,3,4\}/3$ 表示 CR_MR2 可用的信道为 $\{1,2,3,4\}$,可用的射频接口数为 3. 即 $K_2=4, I_2=3$. 假设系统中有 5 个可用信道,即 $K=\{1,2,3,4,5\}$,这 5 个可用信道的带宽分别是 50,40,90,70,60.

γ_1 和 γ_2 是已经接受的无线组播业务,如表 2 所示,其权重分别为 3 和 5,带宽约束分别为 20 和 25.

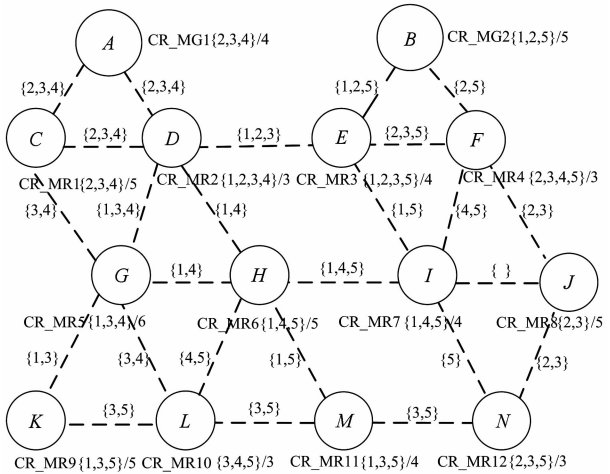


Fig. 1 Cognitive wireless mesh networks topology.
图 1 认知无线 Mesh 网络拓扑

$A\overset{2}{\rightarrow}C\overset{3}{\rightarrow}G\overset{1}{\rightarrow}K$ 和 $A\overset{2}{\rightarrow}C\overset{3}{\rightarrow}G\overset{4}{\rightarrow}L$ 表示接受 γ_1 的路径,其含义为从节点 A 到节点 C 分配的信道为 2,从节点 C 到节点 G 分配的信道为 3,从节点 G 到节点 K 分配的信道为 1,从节点 G 到节点 L 分配的信道为 4. 接受无线组播业务 γ_2 的路径为 $B\overset{2}{\rightarrow}F\overset{4}{\rightarrow}I\overset{5}{\rightarrow}N$ 和 $B\overset{2}{\rightarrow}F\overset{3}{\rightarrow}J$. 无线链路冲突集合如表 3 所示.

Table 2 Accepted Wireless Multicast Request		
表 2 已接受的无线组播业务		
ID	$\gamma_p=(S_p,D_p,w_p,b_p)$	Route
1	$\gamma_1=(A,\{K,L\},3,20)$	$A\overset{2}{\rightarrow}C\overset{3}{\rightarrow}G\overset{1}{\rightarrow}K$
		$A\overset{2}{\rightarrow}C\overset{3}{\rightarrow}G\overset{4}{\rightarrow}L$
2	$\gamma_2=(B,\{N,J\},5,25)$	$B\overset{2}{\rightarrow}F\overset{4}{\rightarrow}I\overset{5}{\rightarrow}N$
		$B\overset{2}{\rightarrow}F\overset{3}{\rightarrow}J$

设 $\gamma_3=(A,\{E,M\},4,20)$ 是新到的无线组播业务, T_3 是 γ_3 的组播树,在 T_3 中源节点 A 到目的节点 E 的路径为 $A\overset{3}{\rightarrow}D\overset{2}{\rightarrow}E$,源节点 A 到目的节点 M 的路径为 $A\overset{3}{\rightarrow}D\overset{4}{\rightarrow}H\overset{5}{\rightarrow}M$. 组播树 T_3 中的无线链路与组播树 T_1 和 T_2 的总的信道冲突值如表 3 所示:

Table 3 Channel Collision Value Among T_3 , T_1 and T_2					
表 3 T_3 与 T_1 和 T_2 的信道冲突值计算表					
(u,v)	$x(u,v)$	T_1		T_2	
		$I(u,v)$	$fI^1(k,u,v)$	$I(u,v)$	$fI^2(k,u,v)$
(A,D)	$x_{(A,D)}=3$	$\{(C,G)\}$	3	$\{\}$	0
(D,H)	$x_{(D,H)}=4$	$\{(G,L)\}$	3	$\{(F,I)\}$	5
(D,E)	$x_{(D,E)}=2$	$\{(A,C)\}$	3	$\{(B,F)\}$	5
(H,M)	$x_{(H,M)}=5$	$\{\}$	0	$\{(I,N)\}$	5

由表 3 可计算出 $BI(T_3, T_1)=9, BI(T_3, T_2)=15$. 由式(2)可得 $I(T_3)=BI(T_3, T_1)+BI(T_3, T_2)=24$.

对于新到达的组播业务 γ_3 , 存在另一个可接受 γ_3 的组播树 T'_3 , 在 T'_3 中源节点 A 到目的节点 E 的路径为 $A \xrightarrow{3} D \xrightarrow{1} E$, 源节点 A 到目的节点 M 的路径为 $A \xrightarrow{3} D \xrightarrow{4} H \xrightarrow{1} M$. 组播树 T'_3 中的无线链路 with 组播树 T_1 和 T_2 的总的信道冲突值如表 4 所示:

Table 4 Channel Collision Value Among T'_3, T_1 and T_2
表 4 T'_3 与 T_1 和 T_2 的信道冲突值计算表

(u, v)	$x(u, v)$	T_1		T_2	
		$I(u, v)$	$fI^1(k, u, v)$	$I(u, v)$	$fI^2(k, u, v)$
(A, D)	$x_{(A, D)}=3$	$\{(C, G)\}$	3	$\{\}$	0
(D, H)	$x_{(D, H)}=4$	$\{(G, L)\}$	3	$\{(F, I)\}$	5
(D, E)	$x_{(D, E)}=1$	$\{(G, K)\}$	3	$\{\}$	0
(H, M)	$x_{(H, M)}=1$	$\{(G, K)\}$	3	$\{\}$	0

由表 3 可计算出 $BI(T'_3, T_1)=12, BI(T'_3, T_2)=5$. 由式(2)可得 $I(T'_3)=BI(T'_3, T_1)+BI(T'_3, T_2)=17$. 显然, 对于无线组播业务 γ_3 , 组播树 T'_3 相比 T_3 具有较低的总信道冲突值.

对于新到的无线组播业务 γ_p , 存在很多可接受的满足 QoS 约束的组播树及频谱分配方案, 如何构造具有最小信道冲突值的组播树及频谱分配方案是本文研究的问题.

2 链路权值计算算法

本文主要研究认知无线 Mesh 网络中组播业务权重感知的分布式组播路由与频谱分配问题, 其目标是 minimized 总的信道冲突值. 已接受的高权重组播业务相比低权重的组播业务能获得高的吞吐量和较低的无线信道冲突值. 首先, 本节提出邻居节点计算和权值计算函数; 然后, 在此基础上, 第 3 节提出基于动态规划的组播业务权重感知的分布式组播路由与分配算法 WMRA.

2.1 邻居节点计算

邻居节点的计算主要包括父节点与子节点集合的计算. 对于每一个新到达的无线组播业务, 由于其组播源点和目的节点不同, 因此每一个节点的父节点与子节点集合也不同.

设 $lev(S_p, v)$ 表示针对无线组播业务 γ_p 从源点 S_p 到节点 v 的层次; $lev(S_p, d_i)$ 表示从无线组播业

务 γ_p 的源点 S_p 到目的节点 $d_i (d_i \in D_p)$ 的层次, 在本文中层次即表示跳数; $pre(S_p, v)$ 表示针对无线组播业务 γ_p 节点 v 的父节点集合, $chi(S_p, v)$ 表示节点 v 的子节点集合.

本节提出了一种邻居节点计算算法 NCA. NCA 算法包括 2 个步骤: 1) 计算组播源点到所有节点的层次; 2) 计算所有节点的父节点和子节点集合.

计算组播源点到所有节点层次的基本思想是: 对于组播源点, 1) 设置其层次为 0, 即 $lev(S_p, S_p)=0$; 2) 通过公共控制信道 (CCC) 广播一个消息 $LM(S_p, le)$, 其中 $le=0$, 表示组播源点 S_p 的层次为 0. 对于中间传输节点和组播目的节点, 设置其层次为 ∞ , 即 $lev(S_p, v)=\infty, \forall v \in V-S_p$. 当中间传输节点或目的节点 v 收到 $LM(S_p, le)$ 消息时, ① 比较 $lev(S_p, v)$ 和 le 的大小, 如果 $lev(S_p, v) > le+1$, 则 $lev(S_p, v)=le+1$, 否则对 $lev(S_p, v)$ 不作修改; ② 广播一个消息 $LM(S_p, le)$, 其中 $le=lev(S_p, v)$, 如果节点 v 是目的节点, 则不需再广播消息 $LM(S_p, le)$.

基于步骤 1) 计算得出的组播源点到所有节点的层次, 步骤 2) 计算所有节点的父节点和子节点集合, 其基本思想是: ① 对所有 CR-Mesh 节点 $v \in V$, 设置其父节点和子节点集合为 $\emptyset$, 即 $pre(S_p, v)=\emptyset$ 和 $chi(S_p, v)=\emptyset$; ② 通过公共控制信道 (CCC) 广播一个消息 $NM(S_p, v, le)$ 给其邻居节点集合 $N(v)$ 中的所有邻居节点, $NM(S_p, v, le)$ 消息表示从组播源点 S_p 到节点 v 的层次为 le , 其中 $le=lev(S_p, v)$. 当节点 u 收到一个 $NM(S_p, v, le)$ 消息的时候, 比较 $lev(S_p, u)$ 和 NM 消息中 le 值的大小.

如果 $lev(S_p, u) = le - 1$, 则 $pre(S_p, u) = pre(S_p, u) \cup \{v\}$.

如果 $lev(S_p, u) = le + 1$, 则 $chi(S_p, u) = chi(S_p, u) \cup \{v\}$.

算法 NCA 伪代码描述如下:

算法 1. NCA 算法.

输入: $\gamma_p=(S_p, D_p, w_p, b_p), G=(V, E), u$;

输出: $pre(S_p, v), chi(S_p, v)$.

① if $(u=S_p)$ $\{ / * 步骤 1 * /$

② $lev(S_p, S_p)=0$;

③ 广播 $LM(S_p, le)$;

④ } else {

⑤ $lev(S_p, u)=\infty$;

⑥ if (接收 $LM(S_p, le)$) {

⑦ if $(lev(S_p, u) > le+1)$ {

```

⑧      lev( $S_p, u$ ) =  $le + 1$ ;
⑨      }else{
⑩      不修改 lev( $S_p, u$ );
⑪      }/* end if */
⑫      if ( $u \in V - D_p$ ) {
⑬      广播 LM( $S_p, le$ );
⑭      }/* end if */
⑮      }/* end if */
⑯      pre( $S_p, u$ ) =  $\emptyset$ ; /* 步骤 2 */
⑰      chi( $S_p, u$ ) =  $\emptyset$ ;
⑱      if ( $u = S_p$ ) {
⑲      广播 NM( $S_p, S_p, le$ );
⑳      }/* end if */
㉑      if (接收 NM( $S_p, v, le$ )) {
㉒      if (lev( $S_p, u$ ) =  $le - 1$ ) {
㉓      pre( $S_p, u$ ) = pre( $S_p, u$ )  $\cup \{v\}$ ;
㉔      }/* end if */
㉕      if (lev( $S_p, u$ ) =  $le + 1$ ) {
㉖      chi( $S_p, u$ ) = chi( $S_p, u$ )  $\cup \{v\}$ ;
㉗      }/* end if */
㉘      }/* end if */

```

2.2 权值计算函数

本节提出一种父节点与其子节点之间的无线链路预分配某信道之后的权值计算函数. 由于各 CR-Mesh 节点所处的位置不同, 其感知的可用信道也将存在差异, 父节点与各个子节点之间的公共可用信道也将存在差异. 在认知无线 Mesh 网络中, 各 CR-Mesh 节点感知信道之间的差异很多, 本文主要考虑无线链路预分配某信道之后对已接受组播业务产生信道冲突的差异. 目标是最小化新到组播业务对所有已接受组播业务产生的总的信道冲突值.

T_p 为新到达无线组播业务 γ_p 的组播树, 式(4)定义了 $fI^q(k, u, v)$, 表示组播树 T_p 中的无线链路 (u, v) 预分配信道 k 时与组播树 T_q 的总的信道冲突值. $x'(u, v) = k$ 表示给无线链路 (u, v) 预分配信道 k , 无线链路 (u, v) 最终是否分配信道 k 由 WMRA 算法决定.

$f(k, u, v)$ 表示无线链路 (u, v) 预分配信道 k 时, 与所有已接受组播业务的总的信道冲突值, 其定义如式(6)所示:

$$f(k, u, v) = \sum_{T_q \in \mathcal{Q}_p} fI^q(k, u, v), \quad (6)$$

其中, $f(k, u, v)$ 表示无线链路 (u, v) 预分配信道 k

时的权值, $f(k, u, v)$ 越大, 说明无线链路 (u, v) 预分配信道 k 对已接受组播业务产生的总信道冲突值越大.

如果无线链路 (u, v) 包含在已接受的无线组播业务 γ_z 对应的组播树 T_z 中, 且无线链路 (u, v) 分配的信道为 k , $x(u, v) = k$, 则根据式(1)计算无线链路 (u, v) 的剩余可用带宽 $\chi_\psi^k(u, v)$.

如果 $\chi_\psi^k(u, v) \geq b_p$, 说明无线链路 (u, v) 还可用作传输组播业务 γ_p 的数据. 无线链路 (u, v) 的公共可用信道 $K(u, v) = \{k\}$, 无线链路 (u, v) 的权值计算如下:

$$f(k, u, v) = \sum_{T_y \in \mathcal{Q}_z} fI^y(k, u, v) + w_p, \quad (7)$$

其中, $\sum_{T_y \in \mathcal{Q}_z} fI^y(k, u, v)$ 表示无线链路 (u, v) 与所有已接受组播业务总的信道冲突值, w_p 表示组播业务 γ_p 的权重.

式(2)给出了无线组播 γ_p 与已接受组播业务的总的信道冲突值 $I(T_p)$ 的定义, 根据式(6)和式(7)可以得出 $I(T_p)$ 的另外一种形式:

$$I(T_p) = \sum_{(u, v) \in T_p \&\& (u, v) = k} f(k, u, v). \quad (8)$$

2.3 LWC 算法

本节提出无线链路权值计算算法 LWC, 其基本思想是对所有节点 $\forall u \in V$, 如果节点 u 与其子节点 $v \in \text{chi}(S_p, u)$ 之间的无线链路分配了信道, 即 $x(u, v) \neq 0$, 则计算 $\chi_\psi^k(u, v)$ 并判断 $\chi_\psi^k(u, v)$ 与 b_p 的大小.

如果 $\chi_\psi^k(u, v) \geq b_p$, 则按式(7)计算 $f(k, u, v)$, $K(u, v) = \{k\}$, 否则 $K(u, v) = \emptyset$.

如果节点 u 与其子节点 $v \in \text{chi}(S_p, u)$ 之间的无线链路没有分配信道, 即 $x(u, v) = 0$, 则, 首先判断无线链路是否还有可用的射频资源, 设 $\rho(u)$ 表示节点 $u \in V$ 已使用的射频数, 如式(9)所示, 其中 $A\{\cdot\}$ 是条件函数, 判断是否为真. 由于每个 CR-Mesh 节点都拥有固定的射频数, 所以给无线链路 (u, v) 分配新的信道时, 必须保证节点 u 和节点 v 还有可用的射频资源, 如式(10)所示:

$$\rho(u) = \sum_{v \in N(u)} A\{x(u, v)\}, \quad (9)$$

$$\rho(u) < RF_u \&\& \rho(v) < RF_v. \quad (10)$$

对于不满足式(10)的无线链路, $f(k, u, v) = \infty$, 如果满足式(10), 则计算无线链路 (u, v) 满足 QoS 约束的可用信道集合 $K^Q(u, v)$, 如式(11)所示:

$$K^Q(u, v) = \{k \mid B^k > b_p, k \in K(u, v)\}, \quad (11)$$

其中, $K(u, v) = K_u \cap K_v$, 表示节点 u 和节点 v 之间的所有可用信道。

最后, 对 $K^Q(u, v)$ 中的所有信道, 根据式(6)计算无线链路 (u, v) 预分配信道 k 之后的权值 $f(k, u, v)$ 。

算法 LWC 伪代码描述如下:

算法 2. LWC 算法.

输入: $\gamma_p = (S_p, D_p, w_p, b_p)$, $G = (V, E)$, $u, pre(S_p, v), chi(S_p, v)$;

输出: $f(k, u, v)$ 。

```

① while (  $\forall v \in chi(S_p, u)$  ) {
②   if (  $x(u, v) \neq 0$  ) {
③     计算  $\chi_\psi^k(u, v)$ ;
④     if (  $\chi_\psi^k(u, v) \geq b_p$  ) {
⑤       根据式(7)计算  $f(k, u, v)$ ;
⑥        $K(u, v) = \{k\}$ ;
⑦     } / * end if * /
⑧   } else { / *  $x(u, v) = 0$  * /
⑨     if (满足式(10)) {
⑩       根据式(11)计算  $K^Q(u, v)$ ;
⑪       while (  $\forall k \in K^Q(u, v)$  ) {
⑫         根据式(6)计算  $f(k, u, v)$ ;
⑬       } / * end while * /
⑭     } else {
⑮        $f(k, u, v) = \infty$ ;
⑯     } / * end if * /
⑰   } / * end if * /
⑱ } / * end while * /
```

3 基于动态规划的组播路由算法

在认知无线 Mesh 网络中, 对于新到达的组播业务可以构造多种不同的组播树, 对同一组播树有多种不同的频谱分配方案, 对于不同的频谱分配方案对所有已接受组播业务产生的干扰程度不同。本文以总的信道冲突值刻画不同组播树及不同频谱分配方案对已接受组播业务产生的干扰程度。

本文以最小化总的信道冲突值为目标, 研究认知无线 Mesh 网络中满足 QoS 约束的分布式组播路由与频谱分配问题。不仅考虑多个组播业务之间的影响, 而且还考虑各组播业务具有不同的优先级权值, 对于优先级权值高的组播业务尽可能受到低

信道冲突值。某组播业务受到较低的信道冲突值, 意味着其受到的信道干扰较低, 能获得较高的网络吞吐量。针对该问题, 提出了一种基于动态规划的满足 QoS 约束的权重感知组播路由与频谱算法 WMRA。

WMRA 算法包括 2 个部分: 最小信道冲突值计算算法 MCI、组播路由与频谱分配算法 DPMR。MCI 算法即为动态规划方法求解最优值的过程, DPMR 算法即为动态规划方法根据最优值构造最优解的过程。

下面首先提出基于动态规划的最小信道冲突值的计算方法, 然后给出 MCI 算法的实现, 最后给出组播路由与频谱分配算法的思想与伪代码实现。

3.1 最小信道冲突值计算

在最小信道冲突值计算算法 MCI 中, 各 CR-Mesh 节点相当于动态规划方法中的各个阶段, 各 CR-Mesh 节点感知的信道相当于各阶段具有的不同状态。状态转移方程如式(12)~(14)所示:

$$DP^*(k, d_i, d_i) = 0, \forall k \in K_i, \forall d_i \in D_p, \quad (12)$$

$$\begin{cases} DP^*(k, u, d_i) = \min\{f(k, u, v) + \\ DP^*(k^*, v, d_i)\}, \\ \forall d_i \in D_p, \forall k \in K_u, \\ \forall v \in chi(S_p, u), \forall k \in K(u, v), \end{cases} \quad (13)$$

$$\begin{cases} DP(S_p, d_i) = \min\{DP^*(k, S_p, d_i)\}, \\ \forall d_i \in D_p. \end{cases} \quad (14)$$

$DP^*(k, u, d_i)$ 表示从 CR-Mesh 节点 u 到其某个子节点预分配信道 k 的情况下, 到目的节点 d_i 的信道冲突值; $DP(S_p, d_i)$ 表示从组播源点 S_p 到目的节点 d_i 的信道冲突值。

式(12)针对组播目的节点, 计算所有目的节点到自己的信道冲突值。

式(13)针对中间传输节点, 计算节点 u 与其子节点 v 之间预分配信道 k 时, 节点 u 到目的节点 d_i 的最小信道冲突值。具体而言就是: 计算节点 u 到不同的子节点, 预分配不同的信道 k ($\forall k \in K_u$) 时, 节点 u 到每一个目的节点 d_i 的最小信道冲突值。

根据式(13), 可得 $DP^*(k, u, d_i)$ 取最小值时, u 的下一跳节点以及 u 与其下一跳节点预分配的信道等信息。

$v(d_i) \in chi(S_p, u)$ 表示 $DP^*(k, u, d_i)$ 取最小值时 u 的下一跳节点, $k(d_i) \in K(u, v(d_i))$ 表示 u 与其下一跳节点 $v(d_i)$ 使用的信道, $k'(d_i)$ 表示 $v(d_i)$ 与其下一跳节点使用的信道, 其计算公式如式(15)所示:

$$\begin{cases} (v(d_i), k'(d_i)) = \arg \min(DP^*(k, u, d_i)), \\ \forall k \in K_u, \forall d_i \in D_p, \\ \forall v \in \text{chi}(S_p, u), \forall k \in K(u, v). \end{cases} \quad (15)$$

式(14)针对组播源点, 计算组播源点 S_p 到每一个目的节点 d_i 的最小信道冲突值. 根据式(14), 可得 $DP(S_p, d_i)$ 取最小值时, S_p 的下一跳节点以及 S_p 与其下一跳节点预分配的信道等信息.

$v(d_i) \in \text{chi}(S_p, S_p)$ 表示 $DP(S_p, d_i)$ 取最小值时 S_p 的下一跳节点, $k(d_i) \in K(S_p, v(d_i))$ 表示 S_p 与其下一跳节点 $v(d_i)$ 使用的信道. $k'(d_i)$ 表示 $v(d_i)$ 与其下一跳节点使用的信道, 其计算如下:

$$\begin{cases} (v(d_i), k(d_i), k'(d_i)) = \arg \min(DP(S_p, d_i)), \\ \forall d_i \in D_p, \\ \forall v \in \text{chi}(S_p, S_p), \forall k \in K(S_p, v). \end{cases} \quad (16)$$

我们采用公共控制信道 (common control channel, CCC) 传输最小信道冲突值计算过程中信道冲突值控制数据包 (channel interference packet, CIP).

$CIP(d_i, S_p, v)$ 表示来自目的节点 d_i , 从节点 v 传输到父节点 u ($u \in \text{pre}(S_p, v)$) 的 CIP 数据包. CIP 数据包中的信息如下所示:

1) $CIP(d_i, S_p, v).SIV = DP^*(k, v, d_i)$, 表示节点 v 与其子节点 $v(d_i)$ 分配信道 k 的情况下, 节点 v 到目的节点 d_i 的路径的信道冲突值.

2) $CIP(d_i, S_p, v).CH = k$, 表示节点 v 与其子节点 $v(d_i)$ 分配的信道, 即 $x(v, v(d_i)) = k$.

3) $CIP(d_i, S_p, v).CN = v(d_i)$, 表示 $DP^*(k, v, d_i)$ 取最小值时, 与节点 v 相连的子节点.

结构体 NC2I 记录节点 u 到每一个目的节点, 到下一跳节点预分配不同信道的情况下, 信道冲突值、下一跳节点、预分配的信道等信息. 其结构如下所示:

结构体 1. NC2I 结构体.

- 1) struct NC2I{
- 2) NodeValueType DNV;
- 3) NodeValueType NV;
- 4) ChannelVauleType CV;
- 5) ChannelVauleType NCV;
- 6) InterferenceValueType IV;
- 7) }

其中, ChannelVauleType 表示信道数据类型, 其取值范围为可用信道集合; InterferenceValueType

表示信道冲突值数据类型; NodeValueType 表示节点数据类型, 取值范围为所有节点.

节点 u 对每一个目的节点 d_i ($\forall d_i \in D_p$)、每一个可用信道 k ($\forall k \in K_u$), 保存一条记录, 其中, DNV 保存目的节点 d_i , NV 保存 $DP^*(k, u, d_i)$ 取最小值时 u 的下一跳节点, CV 保存节点 u 与节点 NV 使用的信道 k , NCV 保存节点 NV 与其下一跳节点使用的信道, IV 保存 $DP^*(k, u, d_i)$ 的值.

3.2 MCI 算法实现

最小信道冲突值计算算法 MCI 伪代码描述如下:

算法 3. MCI 算法.

输入: $\gamma_p = (S_p, D_p, w_p, b_p)$, $G = (V, E)$, u ;

输出: $DP^*(k, u, d_i)$, $DP(S_p, d_i)$, NC2I.

- ① if ($(u$ 是目的节点) & ($u == d_i$)) {
- ② 根据式(12)计算 $DP^*(k, d_i, d_i)$;
- ③ 创建一个新的控制包 $CIP(d_i, S_p, d_i)$;
- ④ $CIP(d_i, S_p, d_i).SIV = DP^*(k, d_i, d_i)$;
- ⑤ $CIP(d_i, S_p, d_i).CH = 0$;
- ⑥ $CIP(d_i, S_p, d_i).CN = \emptyset$;
- ⑦ While ($\forall v \in \text{pre}(S_p, d_i)$) {
- ⑧ 给节点 v 发送控制包 $CIP(d_i, S_p, u, d_i)$;
- ⑨ }/ * end while */
- ⑩ } else if (u 为 CR-Mesh 路由器) {
- ⑪ if (节点 u 接收 $CIP(d_i, S_p, v)$) {
- ⑫ $k' = CIP(d_i, S_p, v).CH$;
- ⑬ $DP^*(k', v, d_i) = CIP(d_i, S_p, v).SIV$;
- ⑭ }
- ⑮ while ($\forall d_i \in D_p$) {
- ⑯ 根据式(13)计算 $DP^*(k, u, d_i)$;
- ⑰ 根据式(15)计算 $(v(d_i), k'(d_i))$;
- ⑱ 创建一个新的 NC2I 结构;
- ⑲ $NC2I.DNV = d_i$;
- ⑳ $NC2I.NV = v(d_i)$;
- ㉑ $NC2I.CV = k$;
- ㉒ $NC2I.NCV = k'(d_i)$;
- ㉓ $NC2I.IV = DP^*(k, u, d_i)$;
- ㉔ 创建一个新的控制包 $CIP(d_i, S_p, u)$;
- ㉕ $CIP(d_i, S_p, u).SIV = DP^*(k, u, d_i)$;
- ㉖ $CIP(d_i, S_p, u).CH = k$;
- ㉗ $CIP(d_i, S_p, u).CN = v(d_i)$;
- ㉘ While ($v \in \text{pre}(S_p, u)$) {
- ㉙ 给节点 v 发送控制包 $CIP(d_i, S_p, u)$;
- ㉚ }/ * end while */


```

③① } / * end while * /
③② } else if (u 是源点) {
③③   if (u receive CIP(di, Sp, v)) {
③④     k' = CIP(di, Sp, v). CH;
③⑤     DP*(k', u, di) = CIP(di, Sp, v). SIV;
③⑥   }
③⑦   while (∀ di ∈ Dp) {
③⑧     根据式(14)计算 DP(Sp, di);
③⑨   } / * end while * /
④⑦ } / * end if * /

```

3.3 组播路由与频谱分配算法 DPMR

MCI 算法计算了组播源点 S_p 到所有目的节点 $\forall d_i \in D_p$ 的最小信道冲突值 $DP(S_p, d_i)$. 组播路由与频谱分配算法 DPMR 根据 $DP(S_p, d_i)$ 构造 S_p 到 d_i 的路由路径以及进行频谱分配, 该过程为动态规划方法中根据最优值构造最优解. 信道分配控制数据包(channel allocation packet, CAP)用于节点 u 给它的下一跳节点 $v \in \text{chi}(S_p, u)$ 传输信道分配信息.

$CAP(d_i, S_p, u, v)$ 表示从 S_p 到目的节点 d_i , 节点 u 传输给节点 v 的 CAP 数据包.

$CAP(d_i, S_p, u, v). CH$ 表示无线链路 (u, v) 分配的信道. $CAP(d_i, S_p, u, v). NCH$ 表示节点 v 与其下一跳节点分配的信道.

CR-Mesh 路由器节点 v 收到来自上一跳节点 u 传来的 $CAP(d_i, S_p, u, v)$ 数据包, 可得以下信息: 1) 从 S_p 到目的节点 d_i 的路径中, 无线链路 (u, v) 分配的信道是 $CAP(d_i, S_p, u, v). CH$, 即 $x(u, v) = CAP(d_i, S_p, u, v). CH$; 2) 节点 v 与其下一跳节点 v' 之间分配的信道 $x(v, v') = CAP(d_i, S_p, u, v). NCH$; 3) 节点 v 在其保存的 $NC2I$ 记录集中寻找目的节点为 d_i 以及节点 v 与其下一跳节点分配的信道为 $x(v, v')$ 的记录, 节点 v 也可构造出 $CAP(d_i, S_p, v, v')$ 数据包, 继续构造到目的节点 d_i 的路径, 并进行频谱分配.

组播路由与频谱分配算法的伪代码描述如下:

算法 4. DPMR 算法.

输入: $\gamma_p = (S_p, D_p, w_p, b_p)$, $G = (V, E)$, u ;

输出: $T_p, x(u, v)$.

```

① if (u 是源点) {
②   while (∀ di ∈ Dp) {
③     根据式(16)计算  $(v(d_i), k(d_i), k'(d_i))$ ;
④     创建一个新的控制包  $CAP(d_i, S_p, u, v)$ ;
⑤      $CAP(d_i, S_p, u, v(d_i)). CH = k(d_i)$ ;

```

```

⑥      $CAP(d_i, S_p, u, v(d_i)). NCH = k'(d_i)$ ;
⑦     给节点  $v(d_i)$  发送控制包  $CAP(d_i, S_p, u, v(d_i))$ ;
⑧   } / * end while * /
⑨ } else if (u 为 CR-Mesh 路由器) {
⑩   if (节点 u 接收  $CAP(d_i, S_p, u', u)$ ) {
⑪      $x(u', u) = CAP(d_i, S_p, u', u). CH$ ;
⑫      $CV = CAP(d_i, S_p, u', u). NCH$ ;
⑬     for each  $NC \in NC2I(u)$  {
⑭       if ( $NC.DNV = d_i$  & &  $NC.CV = CV$ ) {
⑮         break;
⑯       } / * end if * /
⑰     } / * end for * /
⑱      $v = NC.NV$ ; / * 下一跳节点 * /
⑲     创建一个新的控制包  $CAP(d_i, S_p, u, v)$ ;
⑳      $CAP(d_i, S_p, u, v). CH = NC.CV$ ;
㉑      $CAP(d_i, S_p, u, v). NCH = NC.NCV$ ;
㉒     给节点  $v$  发送控制包  $CAP(d_i, S_p, u, v)$ ;
㉓   } / * end if * /

```

4 理论分析

4.1 正确性分析

定理 1. 在简单无向图 $G = (V, E)$ 中, 给定无线业务需求集合 $\ell = \{\gamma_p = (S_p, D_p, w_p, b_p)\}$, WMRA 算法能够最小化总的信道冲突值.

证明. 对于每一个新到达的无线业务 γ_p , WMRA 算法首先用 NCA 算法计算所有节点的父节点和子节点, 用 LWC 算法计算所有无线链路权值, 即所有无线链路 (u, v) 预分配信道 k 时, 与所有已接受组播业务的总的信道冲突值, 其计算公式如式(6)和式(7)所示. 然后, 采用最小化信道冲突计算算法 MCI 计算组播源点到所有目的节点的信道冲突值, 其计算公式如式(12)~(14)所示. 式(13)针对中间传输节点 u , 计算节点 u 与其子节点 v 之间预分配信道 k 时, 节点 u 到目的节点 d_i 的最小信道冲突值. 式(14)针对组播源点, 计算组播源点 S_p 到每一个目的节点 d_i 的最小信道冲突值. 因此, WMRA 算法能够最小化总的信道冲突值. 证毕.

4.2 时间复杂度分析

定理 2. NCA 算法的时间复杂度是 $O(1)$.

证明. 在 NCA 算法的步骤 1 中, 对于组播源点, 需要 $O(1)$ 的处理时间; 对于中间传输节点, 也只需要 $O(1)$ 的处理时间. 步骤 2 中, 对于组播源点和

中间传输节点也只需要 $O(1)$ 的处理时间. 因此, NCA 算法的时间复杂度是 $O(1)$. 证毕.

定理 3. LWC 算法的时间复杂度是 $O(n|K|^2 + |\ell|)$.

证明. 在 LWC 算法中, 如果节点 u 与节点之间的无线链路 (u, v) 已经分配了信道, 需要 $O(m + |\ell|)$ 的处理时间. 如果无线链路 (u, v) 没有分配信道, 判断节点是否满足射频约束, 如式(9)和式(10)所示, 需要 $O(n)$ 的处理时间, 计算无线链路 (u, v) 满足 QoS 约束的可用信道集合 $K^Q(u, v)$, 需要 $O(n|K|^2)$ 的处理时间, 计算无线链路 (u, v) 权值 $f(k, u, v)$, 需要 $O(|\ell|)$ 的处理时间. 因此, 综合上述所有步骤, LWC 算法的时间复杂度是 $O(n|K|^2 + |\ell|)$. 证毕.

定理 4. MCI 算法的时间复杂度是 $O(|K||D_p| + n)$.

证明. 在 MCI 算法中, 对于组播目的节点, 根据式(12)计算目的节点到自己的信道冲突值需要 $O(|K|)$ 的处理时间, 传输 CIP 数据包到其父节点需要 $O(n)$ 的处理时间, 共需要 $O(|K| + n)$ 的处理时间. 对于中间传输节点, 根据式(13)计算节点 u 与其子节点 v 之间预分配信道 k 时, 节点 u 到目的节点 d_i 的最小信道冲突值, 需要 $O(|K||D_p|)$ 的处理时间, 传输 CIP 数据包到其父节点需要 $O(n)$ 的处理时间, 共需要 $O(|K||D_p| + n)$ 的处理时间. 对于组播源点, 需要 $O(|K||D_p|)$ 的处理时间. 因此, LWC 算法的时间复杂度是 $O(|K||D_p| + n)$. 证毕.

定理 5. DPMR 算法的时间复杂度是 $O(|E| + n|K|^2)$.

证明. 在 DPMR 算法中, 对于组播源点, 计算其目的节点的下一跳节点以及与下一跳节点之间分配的信道需要 $O(|D_p|)$ 的处理时间. 对于中间传输节点, 需要在 NC2I 结构体中寻找目的节点为 d_i , 以及节点与其下一跳节点分配的信道为 $CAP(d_i, S_p, u, v)$. NCH 的记录需要 $O(|K||D_p|)$ 的处理时间. 因此, DPMR 算法的时间复杂是 $O(|K||D_p|)$.

证毕.

5 性能分析

为了验证本文提出的算法 WMRA 的正确性和有效性, 我们实现了 WMRA, OMRA^[16], MSTTP^[19], CL-MTO^[20] 算法. OMRA 算法是认知无线 Mesh 网络中以最小化端到端延迟为目标的组播路由算法;

MSTTP 算法是以最小化组播树的带宽总消耗的目标组播路由算法, 其基本思想是单个组播树消耗的资源越小, 整个网络就可以接受更多的无线组播业务; CL-MTO 算法是以最大化网络吞吐量为目标的组播路由算法. 仿真采用 NS2^[25] 网络模拟器.

仿真的网络拓扑结构为 $2\,400\text{ m} \times 2\,400\text{ m}$ 的区域. 为了更加充分地验证以及比较本文提出的算法, 我们设置 2 种网络拓扑结构: 1) 网络拓扑结构包含 36 个 CR-Mesh 节点, $n=36$; 2) 网络拓扑结构包含 60 个 CR-Mesh 节点, $n=60$. 我们首先采用一个网络拓扑结构生成程序产生满足本文要求的网络拓扑结构, 然后将该拓扑结构导入 NS2 网络模拟器中. 每一个组播业务随机到达, 并且组播源点和目的节点随机产生. 存在若干可用信道并且主用户随机占用这些信道, 各信道的带宽随机产生, 其取值属于 $[0, 100]$, 单位为 Mbps; 各无线业务需求带宽 b_p 也随机产生, 其范围属于 $[0, 20]$, 单位为 Mbps; 各组播业务的权重随机产生, 其取值范围属于 $[3, 20]$.

以下所有仿真在默认情况下, 无线组播业务随机到达并且随机离开, 在规定时间长度到达的组播业务数 $|\ell|=20$, 设定规定时间长度为 $1\,800\text{ s}$. 节点的传输距离与干扰距离分别为 $T_R=50\text{ m}$, $I_R=100\text{ m}$. 第 1 种网络拓扑结构默认组播目的节点数 $|D_p|=4$, 可用信道数为 $|K|=5$; 第 2 种网络拓扑结构默认组播目的节点数 $|D_p|=8$, 可用信道数为 $|K|=10$.

以下所有的仿真结果均为 500 次独立仿真结果的均值. 仿真主要以无线组播业务数、组播目的节点数和可用信道数作为参数, 从以下 2 个方面进行仿真: 1) 总的信道冲突值; 2) 平均网络吞吐量.

5.1 总的信道冲突值比较

在本仿真中, 分析比较无线组播业务数、组播目的节点数和可用信道数对总的信道冲突值的影响. 仿真结果如图 2 至图 4 所示.

由图 2 可知, 在 $n=36$ 和 $n=60$ 的网络拓扑结构下, 我们提出的 WMRA 算法的总的信道冲突值低于其他 3 个算法, 这是因为我们以最小化总的信道冲突值为目标, 基于动态规划分布式的构造组播路由树; CL-MTO 算法总的信道冲突值低于 OMRA 算法和 MSTTP 算法, 这是因为 MSTTP 算法是以最小化组播树的带宽总消耗为目标, OMRA 算法是以最小化端到端延迟为目标的组播路由算法; 随着无线组播业务数的增多, 总的信道冲突值增大, 这是因为在规定的时间内, 产生的无线组播业务

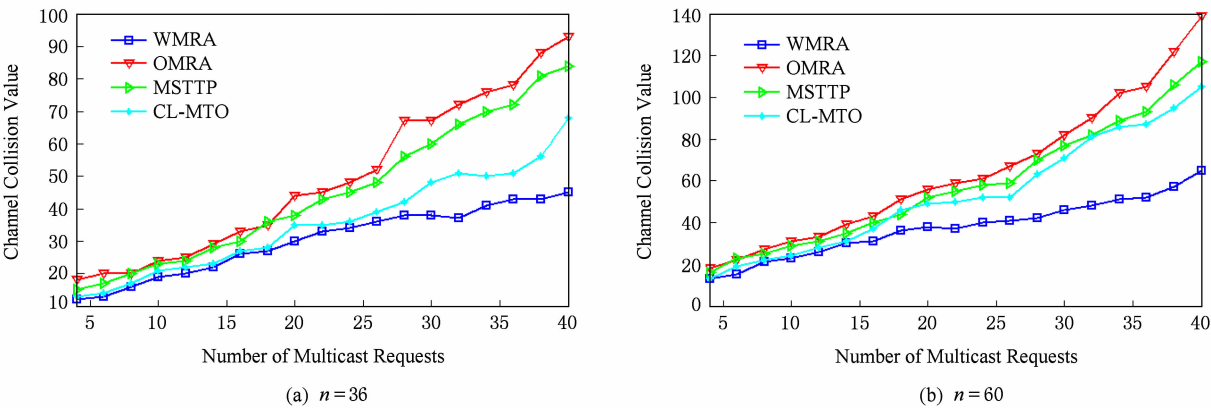


Fig. 2 Comparison of channel collision value at different number of multicast requests.

图 2 无线业务需求数对总的信道冲突值的影响

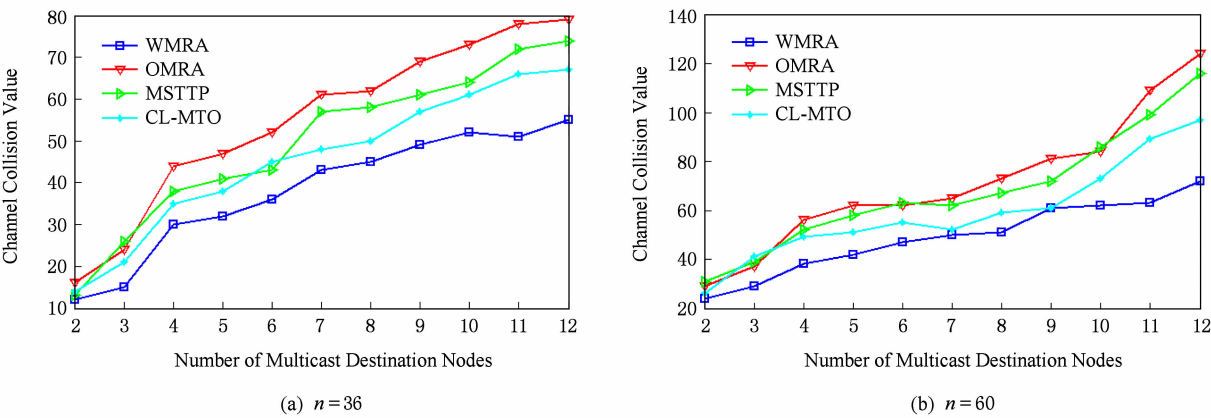


Fig. 3 Comparison of channel collision value at different number of multicast destination nodes.

图 3 组播目的节点数对总的信道冲突值的影响

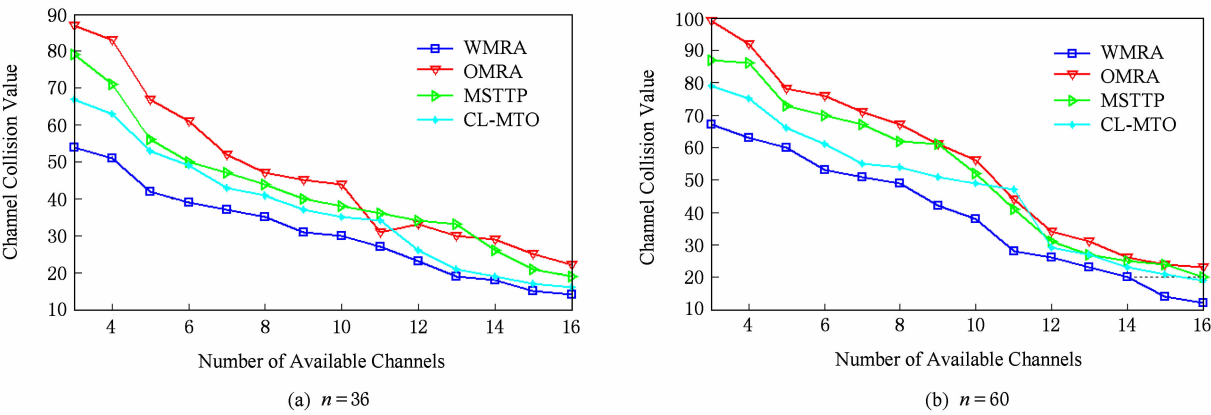


Fig. 4 Comparison of channel collision value at different number of available channels.

图 4 可用信道数对总的信道冲突值的影响

数增多了,但是网络提供的可用资源并没有增多,各无线组播业务产生冲突的可能性也将增大;随着无线组播业务数的增多,WMRA 算法总的信道冲突值增长比较缓慢,而其他 3 个算法总的信道冲突值增长速度快于我们提出的 WMRA 算法。

由图 3 可知,随着组播目的节点数的增多,WMRA,OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法总的信道冲突值增大,这是因为目的节点数增多,各组播树的无线链路也随之增多,产生冲突的可能性也增大;当组播目的节点数为 2 时,4 个算法的冲突信道值很

接近;随着组播目的节点数的增加,OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法总的信道冲突值增加的幅度大于 WMRA 算法;组播目的节点数越多,WMRA 算法优于其他 3 个算法的效果越明显。

由图 4 可知,我们提出的 WMRA 算法总的信道冲突值低于其他 3 个算法;随着可用信道数的增多,WMRA,OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法总的信道冲突值随之降低,这是因为在相同无线组播业务的情况下可用信道数越多,原来冲突的无线链路,由于有了更多的可用信道而变得不冲突,因此总的信道冲突值降低;在 $n=36$ 和 $n=60$ 的网络拓扑结构下,当可用信道数为 16 时,4 个算法的总的信道冲突值相差不大,这是因为当可用信道数为 16 时,各无线链路感知的可用信道数也随之增多,但是不管采用什么方法,难免存在少数的无线链路存在冲突,因此 4 个算法的总的信道冲突值相差不大。

5.2 平均吞吐量比较

在本仿真中,分析比较无线组播业务数、组播目

的节点数和可用信道数对平均吞吐量的影响。仿真结果如图 5 至图 7 所示。

由图 5 可知,WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量高于 ORMA 和 MSTTP 算法。这是因为我们提出的 WMRA 算法的目标是最小化总的信道冲突值,总的信道冲突值越小,各无线链路产生冲突的概率越小,因此吞吐量增加;CL-MTO 算法的目标是最大化网络吞吐量,也被认为是目前认知无线 Mesh 网络中以最大化网络吞吐量为性能指标最优的算法。WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量基本接近,说明 WMRA 算法通过最小化总信道冲突值能获得高的平均吞吐量。随着无线组播业务数的增多,WMRA,ORMA,MSTTP,CL-MTO 算法平均吞吐量随之降低,这是因为在网络可用资源不变的情况下,无线组播业务数增多,虽然通过网络的总的吞吐量可能增多了,但是各无线组播业务产生的总的信道冲突值增多,产生冲突的概率增加了,所以平均吞吐量降低了。

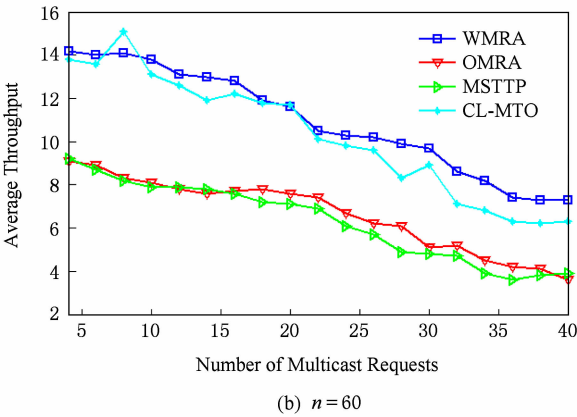
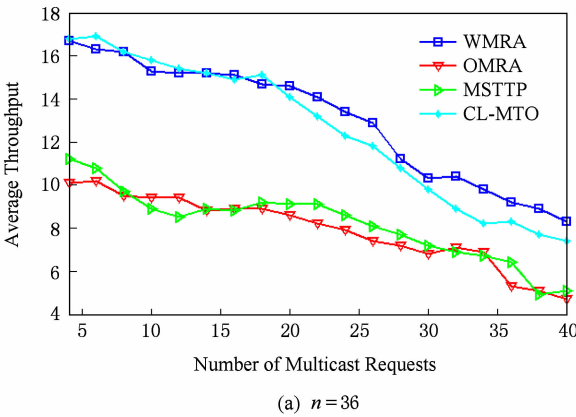


Fig. 5 Comparison of average throughput at different number of multicast requests.

图 5 无线业务需求数对平均吞吐量的影响

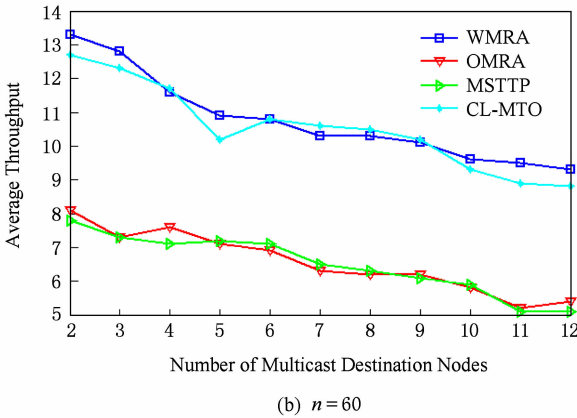
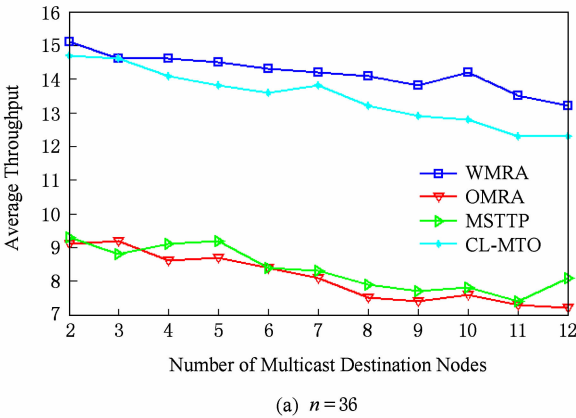


Fig. 6 Comparison of average throughput at different number of multicast destination nodes.

图 6 组播目的节点数对平均吞吐量的影响

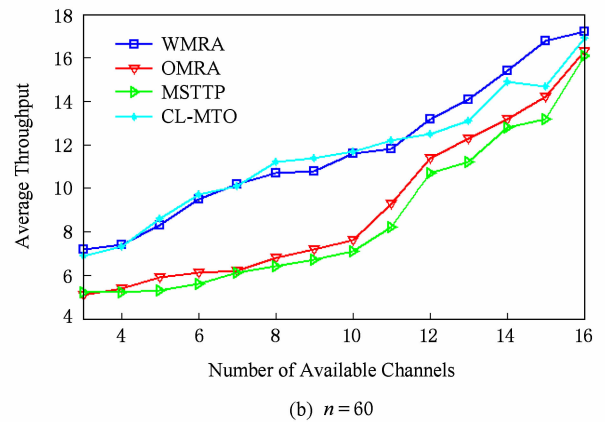
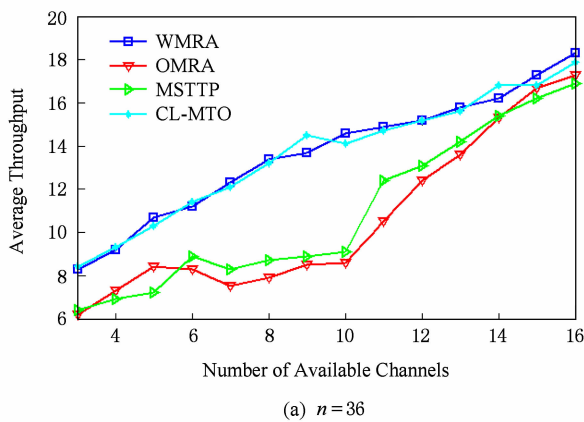


Fig. 7 Comparison of average throughput at different number of available channels.

图 7 可用信道数对平均吞吐量的影响

由图 6 可知,WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量高于 ORMA 和 MSTTP 算法,并且 WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量相差不大。随着组播目的节点数的增多,WMRA,OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法网络平均吞吐量随之降低,这是因为网络可用资源不变的情况下,组播目的节点数越多,网络总的信道冲突值越多,因此平均吞吐量随之降低。

由图 7 可知,随着可用信道数的增多,WMRA,OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法平均吞吐量随之增大,这是因为可用信道数越多,原来冲突的无线链路由于有了更多的可用信道,而变得不再冲突,因此平均吞吐量随之增大。在 $n=36$ 和 $n=60$ 这 2 种网络拓扑结构下,当可用信道数为 16 时,4 个算法的平均吞吐量相差不大。WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量高于 ORMA 和 MSTTP 算法,并且 WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量相差不大。

6 结束语

本文研究了认知无线 Mesh 网络中各无线组播业务动态到达,满足 QoS 约束的分布式组播路由与频谱分配问题,同时考虑已接受组播业务的权重,高权重的已接受组播业务相比低权重的已接受组播业务具有较低的信道冲突值。提出了一种无线链路权重计算函数与算法 LWC,在此基础上提出了一种基于动态规划的分布式组播路由与分配算法 WMRA。通过大量的仿真发现,WMRA 算法能够达到最小化所有组播业务总的信道冲突值的目标。WMRA 算法总的信道冲突值低于 OMRA,MSTTP,CL-MTO 算法。WMRA 和 CL-MTO 算法的平均吞吐量相差不大,而 CL-MTO 算法的目标是最大化网络吞吐量,被认为是目前认知无线 Mesh 网络中以吞吐量

最大化为目标最优的算法,因此,我们认为 WMRA 算法在获得了较低总的信道冲突值的情况下,通过最小化所有无线组播业务总的信道冲突值还可获得高的平均网络吞吐量。下一步工作将研究资源节约和最小化冲突的满足 QoS 约束的组播路由与频谱分配算法。

致 谢 我们向给予本文工作支持和建议的中南大学信息科学与工程学院网络计算与分布式处理实验室的老师和同学们表示感谢!

参 考 文 献

- [1] Chowdhury K R, Akyildiz I F. Cognitive wireless mesh networks with dynamic spectrum access [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2008, 26(1): 168-181
- [2] Chen T, Zhang H G, Maggio G M, et al. CogMesh: A cluster-based cognitive radio network [C] //Proc of 2007 IEEE Symp on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks (DysPAN'07). Piscataway, NJ: IEEE, 2007: 168-178
- [3] Wang Zhendong, Wang Huiqing, Feng Guangsheng, et al. Spectrum migration scheme based on interval madani fuzzy inference in cognitive radio networks [J]. Journal of Computer Research and Development, 2014, 51(3): 491-501 (in Chinese)
(王振东, 王慧强, 冯光升, 等. 基于区间 Mamdani 模糊推理的认知无线网络频谱迁移方案[J]. 计算机研究与发展, 2014, 51(3): 491-501)
- [4] Jia Jie, Lin Qiusi, Chen Jian, et al. Joint power control and channel assignment for congestion avoidance in cognitive radio mesh network [J]. Chinese Journal of Computers, 2013, 36(5): 915-925 (in Chinese)
(贾杰, 林秋思, 陈剑, 等. 认知无线 Mesh 网络中联合功率控制与信道分配的拥塞避免[J]. 计算机学报, 2013, 36(5): 915-925)

- [5] Fang Yilin, Li Fangmin, Wu Peng, et al. Multicast routing protocol for wireless mesh networks [J]. Journal of Software, 2010, 21(6): 1308-1325 (in Chinese)
(方艺霖, 李方敏, 吴鹏, 等. 无线 Mesh 网络组播路由协议 [J]. 软件学报, 2010, 21(6): 1308-1325)
- [6] Cesana M, Cuomo F, Ekici E. Routing in cognitive radio networks: Challenges and solutions [J]. Ad Hoc Networks, 2011, 9(3): 228-248
- [7] Hasan A A, Kok-Lim A Y. Routing in distributed cognitive radio networks: A survey [J]. Wireless Personal Communications, 2013, 69(4): 1983-2020
- [8] Soltani S, Mutka M W. Decision tree modeling for video routing in cognitive radio mesh networks [C] //Proc of the 14th IEEE Int Symp and Workshops on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM'13). Piscataway, NJ: IEEE, 2013: 1-9
- [9] El-Sherif A A, Mohamed A. Joint routing and resource allocation for delay minimization in cognitive radio based mesh networks [J]. IEEE Trans on Wireless Communications, 2014, 13(1): 186-197
- [10] Amini R M, Dziong Z. An economic framework for routing and channel allocation in cognitive wireless mesh networks [J]. IEEE Trans on Network and Service Management, 2014, 11(2): 188-203
- [11] Yuan Z, Song J B, Han Z. Interference aware routing using network formation game in cognitive radio mesh networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2013, 31(11): 2494-2503
- [12] Qian L. Link quality aware geographical routing in hybrid cognitive radio mesh networks [C] //Proc of the 21st IEEE Int Conf on Network Protocols(ICNP'13). Piscataway, NJ: IEEE, 2013: 1-3
- [13] Mumey B, Tang J, Judson I R, et al. On routing and channel selection in cognitive radio mesh networks [J]. IEEE Trans on Vehicular Technology, 2012, 61(9): 4118-4128
- [14] Ding Y, Xiao L. Video on-demand streaming in cognitive wireless mesh networks [J]. IEEE Trans on Mobile Computing, 2013, 12(3): 412-423
- [15] Almasaid H M, Kamal A E. Exploiting multichannel diversity for cooperative multicast in cognitive radio mesh networks [J]. IEEE/ACM Trans on Networking, 2014, 22(3): 770-783
- [16] Almasaid H M, Jawadwala T H, Kamal A E. On-demand multicast routing in cognitive radio mesh networks [C] //Proc of 2010 IEEE Global Telecommunications Conf (GLOBECOM'10). Piscataway, NJ: IEEE, 2010: 1-5
- [17] Kuang Zhufang, Chen Zhigang. Research on joint multicast routing and spectrum allocation algorithm with QoS constraints in cognitive wireless mesh networks [J]. Journal of Software, 2012, 23(11): 3029-3044 (in Chinese)
(邝祝芳, 陈志刚. 认知无线 Mesh 网络中 QoS 约束的组播路由算法 [J]. 软件学报, 2012, 23(11): 3029-3044)
- [18] Kuang Zhufang, Chen Zhigang, Liu Hui. A load-balanced multicast routing algorithm in cognitive wireless mesh networks [J]. Chinese Journal of Computers, 2013, 36(3): 521-531 (in Chinese)
- [19] Xie L M, Jia X H, Zhou K X. QoS multicast routing in cognitive radio ad hoc networks [J]. International Journal of Communication Systems, 2012, 25(1): 30-46
- [20] Pan M, Long Y, Yue H, et al. Multicast throughput optimization and fair spectrum sharing in cognitive radio networks [C] //Proc of 2012 IEEE Global Communications Conf (GLOBECOM'12). Piscataway, NJ: IEEE, 2012: 1085-1089
- [21] Naeem M, Pareek U, Lee D C. Max-min fairness aware joint power, subcarrier allocation and relay assignment in multicast cognitive radio [J]. IET Communications, 2012, 6(11): 1511-1518
- [22] Shu Z, Qian Y, Yang Y, et al. Channel allocation and multicast routing in cognitive radio networks [C] //Proc of 2013 IEEE Wireless Communications and Networking Conf (WCNC'13). Piscataway, NJ: IEEE, 2013: 1703-1708
- [23] Gao C H, Shi Y, Hou Y T, et al. Multicast communications in multi-hop cognitive radio networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2011, 29(4): 784-793
- [24] Hu D L, Mao S W, Hou Y T, et al. Scalable video multicast in cognitive radio networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2010, 28(3): 434-444
- [25] Fall K, Varadhan K. NS manual [EB/OL]. [2014-01-21]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-tutorial/index.html>



Yang Yiqing, born in 1973. PhD candidate in the School of Information Science and Engineering, Central South University. Member of China Computer Federation. His main research interests include wireless mesh networks, cognitive wireless networks.



Chen Zhigang, born in 1964. Professor and PhD supervisor in Central South University. His research interests include network computing and distributed processing.



Kuang Zhufang, born in 1982. PhD and associate professor. Member of China Computer Federation. His main research interests include mobile communication, routing and MAC protocol in cognitive wireless networks.



Liu Hui, born in 1975. PhD and associate professor. Her research interests include routing protocol in wireless networks.