

一种基于博弈论的无线网状网络路由与信道分配联合优化算法*

龙飞, 汪春霆, 杨治安

(中国电子科技集团公司第五十四研究所, 河北石家庄 050081)

摘要:无线网络中的路由与信道分配可极大地影响网络的性能。为了解决无线网状网络中的路由与信道分配问题,提出并研究了一种称为 CRAG(基于博弈论的无线网状网络路由与信道分配联合优化)的方法。CRAG 采用协同博弈的方式将网络中的每个节点模型化为一个弈者,每个弈者的策略为与其相关的路由与信道分配方案,收益函数为给定流量需求矩阵下的成功传输流量。弈者通过协同博弈来优化收益函数以最大化网络的吞吐量。基于 NS3 的仿真结果表明,CRAG 在收敛性、时延、丢包率和吞吐量方面优于其他当前的算法,从而证明了协同博弈的方法可以用于无线网状网络的路由与信道分配联合优化,并有效地改进网络性能。

关键词:路由与信道分配;无线网状网络;博弈论

中图分类号:TP316 文献标志码:A 文章编号:1001-2486(2012)02-0094-08

CRAG: game-based joint channel and routing assignment for wireless mesh networks

LONG Fei, WANG Chunting, YANG Zhian

(The 54th Research Institute, China Electronics Technology Group Corporation, Shijiazhuang 050081, China)

Abstract: The routing and channel assignment (RCA) can affect the performance of wireless mesh networks (WMN) largely. In order to solve the RCA problem of WMN, a scheme called CRAG (Channel and Routing Assignment based on Game) for WMN is proposed and studied. CRAG is a kind of coordination game which models each node of the network as a player. The player's strategy is the routing and channel assignment scheme related to the node. The payoff function is the successful transmission traffic given a traffic demand matrix. Player coordinately optimizes the payoff function to maximize the network throughput. Simulation results based on NS3 show that CRAG performs much better than other state-of-the-art schemes in terms of convergence, delay, loss rate and throughput. It proves that coordination game can be used to solve the RCA of WMN and improve the performance of network effectively.

Key words: routing and channel assignment; wireless mesh network; game

无线网状网络(Wireless Mesh Network, WMN)是由组织成网状的无线节点构成的通信网络,具有自组织、自配置、低开销等优点^[1-3]。鉴于这些优点,WMN 具有许多重要的商业应用,如“社区无线网络”^[4-7]。

一个多天线多信道(Multi-Radio Multi Channel, MRMC)WMN 是由若干配置了多个 IEEE802.11 标准^[8-10]天线的网状节点构成的。在 MRMC 网络中,网状节点可以与邻居同时发送和接收数据,因此,MRMC 无线网状网络已经成为当前研究的热点^[11-14]。

MRMC 网络的吞吐量主要受到链路间同信道干扰的影响。这种干扰主要产生于邻近节点在

同一时间使用相同的信道进行传输。信道分配(Channel Assignment, CA)的目的在于通过将可用的正交信道分配至每一条链路,在保持连接性的条件下,使得这种干扰最小化。除了信道分配外,路由也影响 WMN 的性能。

很明显,路由和信道分配是彼此紧密联系的。给定一个信道分配方案,就会有一个对应的最优路由,反之亦然。路由与信道分配的这种相关性意味着它们需要被联合优化,也就是所谓的联合路由与信道分配问题(Routing and Channel Assignment, RCA)。

RCA 问题已被证明是 NP 难问题^[15]。目前解决 RCA 问题的方法多是集中式的或是分开考

* 收稿日期:2012-01-01

基金项目:国家自然科学基金资助项目(60621062)

作者简介:龙飞(1984-),男,湖南常德人,高级工程师,博士,E-mail:longf05@gmail.com;

汪春霆(通信作者),男,研究员,副总工程师,E-mail:chunting.w@263.net

虑路由和信道分配问题。关于分布式联合优化 RCA 并考虑网络流量需求的工作目前还比较少。为了达到分布式和联合优化,我们采用了博弈论的方法。博弈论主要研究多个自主实体之间为了达到某种目的而相互作用的输出结果。而 WMN 分布式、自组织和自配置的特点意味着每个网状节点都可被视为一个自主实体。这使得博弈论非常适合解决其 RCA 问题。博弈论的方法已经被用来解决信道分配的问题,据我们所知,在本文之前尚无使用博弈论对 RCA 进行联合优化的先例。

本文提出了一种基于博弈论的无线网状网络路由与信道分配联合优化算法(Game-based Joint Channel and Routing Assignment, CRAG)。

1 相关工作

有许多研究是关于无线网络的信道分配和路由的。由于 RCA 问题的 NP 难特性,通常都会将信道分配和路由分开考虑^[4, 16-17]。近期有些基于博弈论的方法只关注于信道分配^[18-21]。文献[19]提出了一种新式的基于博弈论的信道分配方法,称为 GBCA。它首先将网络拓扑组织为一个树形结构,每个非叶节点被模型化为一个弈者,并负责指向其子女的链路分配信道。每个弈者通过调整信道最小化其邻域干扰,信道分配的解在纳什均衡点取得。仿真结果显示,GBCA 对多跳无线网络是高效的。文献[20]也提出了一种基于博弈论的 RCA 方法。然而,其路由和信道分配是顺序进行的,而不是联合优化。由于路由和信道分配是紧密联系的,本文考虑将它们联合优化以达到最佳性能。此外,传统博弈中弈者的自私性使得算法很难收敛,这一点也将在 CRAG 中得到解决。

此外还有一些关于 RCA 的研究。如文献[11, 22-23]使用启发式算法来解决 RCA 问题。文献[15]考虑了一个简化的 RCA 模型,并用线性规划的方法来求解。文献[24]提出了一种流量感知的 RCA 算法来减少链路干扰。然而这些算法都是集中式的,不能被扩展至本文所提到的分布式环境中。

文献[9, 25-26]虽然提出了一些分布式 RCA 算法,但忽视了网络流量对干扰的影响。文献[27]为 ad hoc 网络提出了一种称为 J-CAR 的联合分布式 RCA 算法。J-CAR 虽然是流量感知的,但其信道分配是基于局部优化的。CRAG 是一种新式的基于博弈论的联合分布 RCA 优化策略,此策略在优化中考虑了链路流量。与传统基

于博弈论的方法相比,CRAG 能更快地收敛。仿真结果证明,CRAG 能从根本上改进系统性能(如收敛性,吞吐量,丢包率等)。

2 吞吐量分析与问题建模

2.1 预备知识

我们将一 MRMC WMN 模型化为一有向图 $G(V, E)$,其中 V 是网状节点集合, E 是网络链路集合。节点的通信半径记为 r_c ,干扰半径记为 r_l ,其中 $r_l = q \times r_c (q > 1)$ 。链路 (v_i, v_j) 存在当且仅当 v_i, v_j 在彼此的通信范围内。两条链路彼此干扰当且仅当它们使用同一个信道,且至少有一条链路的某个端点在另外一条链路的一个或者两个端点的干扰范围内。一个干扰实例如图 1 所示。干扰存在于链路 (v_1, v_2) 和 (v_3, v_4) 之间,因为它们都使用信道 c 且 v_1 位于 v_3 的干扰范围之内。

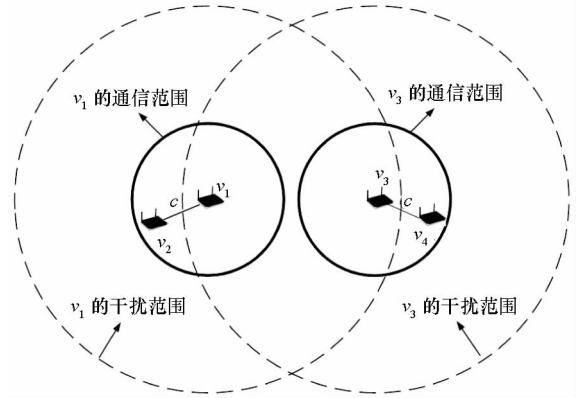


图1 MRMC WMN 的一个干扰例

Fig. 1 An interference example of MRMC WMN

每个节点有 R 个无线电收发器,每个皆可被调节至某个信道以发送和接收数据。无线频谱有 H 个正交信道,令 C 为这些正交信道集合。显然,一个节点的每个天线都需要分配一个惟一的信道。也即,同一个节点的不同天线不可以分配相同的信道($R < H$)。与文献[14, 28]不同,我们假设节点可位于多个冲突域内。

2.2 干扰分析

从节点 i 的角度来看,其传输是否受到干扰取决于在同一时间其干扰范围内是否有其他节点使用同一信道传输数据。如果有, i 的传输就不会成功。

假设节点 i 使用信道 c 。 $I(i)$ 为 i 干扰范围内节点集合。 $|\cdot|$ 为集合的基数, $|I(i)| = n$ 。 x_j^c 指示节点 j 在此时是否正在使用信道 $c, c \in C, j \in I(i)$,有

$$x_j^c = \begin{cases} 1, & \text{如果节点 } j \text{ 此刻正在使用信道 } c \\ 0, & \text{否则} \end{cases} \quad (1)$$

令 f_j^c 为此刻节点 j 使用信道 c 的总流量, K 为信道 c 的传输容量。概率 p_j^c 为节点 j 使用信道 c 的概率, 可表示为 f_j^c/K 。因此, 有 $P(x_j^c = 1) = p_j^c, P(x_j^c = 0) = 1 - p_j^c$ 。

令事件向量 $X_j^c = (x_1^c, x_2^c, \dots, x_j^c, \dots, x_n^c)$ 标识节点 i 的干扰域内哪些节点在使用信道 c , 哪些节点没有。假设独立事件 X_j^c 发生的概率可记为

$$P(X_j^c) = \prod_{j=1}^n P(x_j^c) \quad (2)$$

2.3 问题建模

我们通过为每条链路合理分配流量和信道来最大化吞吐量, 即传输成功的总流量。这个成功的概率依赖于网络干扰, 网络中的干扰可被划分为两部分, 对于 $(i, j) \in E$: (1) 发送端 i 的干扰, 此干扰由 $I(i)$ 内使用与 (i, j) 相同信道的节点引起; (2) 接收端 j 的干扰, 由 $I(j)$ 内使用与 (i, j) 相同信道的节点引起。此种链路干扰模型可见图 2。有向链路 (i, j) 被分配使用信道 c , 如果某些节点 (如左边的节点 a 至节点 b) 也使用信道 c 进行传输, 它们就会干扰节点 i 的传输。同样, 节点 u 至 v 也会干扰节点 j 的接收。

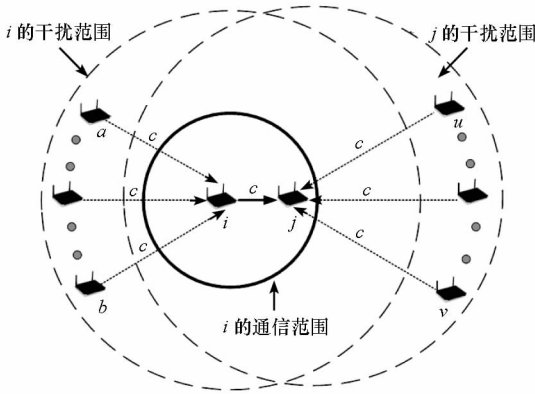


图 2 链路干扰模型

Fig. 2 Link interference model

链路能否成功传输与信噪比 SINR 有着密切的联系, SINR 可描述如下:

$$\text{SINR}(i, c) = \frac{\Theta(i, i, c)}{\sum_{k \in I(i), k \neq i} \Theta(k, i, c) + \Delta} \quad (3)$$

其中 $\Theta(k, i, c)$ 是节点 k 在节点 i 使用信道 c 的信号强度, Δ 是背景噪声常量^[29]。关于函数 $\Theta(\)$ 的细节可见文献[30]。

因此, 每个状态 X_i^c 在节点 i 的 SINR 值如下:

$$\text{SINR}(i, X_i^c) = \frac{\Theta(i, i, c)}{\sum_{k \in I(i), k \neq i} (x_k^c \cdot \Theta(k, i, c)) + \Delta} \quad (4)$$

使用条件概率, 发送端 i 的 SINR 记为 SINR_{se} , 如下所示:

$$\text{SINR}_{se}(i, c) = \sum_{X_i^c} P(X_i^c) \cdot \text{SINR}(i, X_i^c) \quad (5)$$

接收端 j 的 SINR, 标识为 $\text{SINR}_{re}(j, i, c)$, 可类似地得到。一条链路 (i, j) 的成功传输概率与发送端 i 和接收端 j 的 SINR 有关, 可被定义如下:

$$P(i, j, c) = \Psi(\text{SINR}_{se}(i, c), \text{SINR}_{re}(j, i, c)) \quad (6)$$

其中, Ψ 是 $\text{SINR}_{se}(i, c)$ 和 $\text{SINR}_{re}(j, i, c)$ 的一个函数, 其将链路 (i, j) 的 SINR 映射为链路的成功传输概率。

从式(2), (4) ~ (6) 中可见, 链路的成功传输依赖于路由和信道分配。令 F 为源节点和目的节点之间的流量需求矩阵, 如 $f_{ab} \in F$ 为节点 a 和 b 之间的流量需求。令 $path_{ab}$ 为从 a 到 b 的路由路径。令 s 为整个网络的一个路由和信道分配策略。 s 的收益 $U(s)$ 可定义为给定流量需求矩阵 F 所成功传输的流量。

MRMC WMN 中的 RCA 问题的目标为最大化网络吞吐量, 可定义如下:

$$\max_s U(s) \sum_{f_{ab} \in F} (f_{ab} \cdot \prod_{(i, j) \in path_{ab}} P(i, j, s)) \quad (7)$$

3 CRAG 信道分配与路由方法

3.1 CRAG 框架

为了达到高成功传输率, CRAG 中所有的节点都试图最小化总系统干扰。这样每个节点的 RCA 可自然地模型化为一个联合博弈。弈者为每个节点。节点为每个目的节点选择一个下一跳节点, 并为指向这个节点的链路分配一个信道。在 CRAG 中, 每个弈者 i 都有一个如表 1 所示的策略表。其中 α_i 为输入流的目的节点, β_i 为目的节点的下一跳, c_i 为分配至输出链路 (i, β_i) 的信道。 N 表示 WMN 中的节点数量。

表 1 网状节点的策略表

Tab. 1 Strategy table of a mesh node

目的节点	下一跳	信道
α_1	β_1	c_1
\vdots	\vdots	\vdots
α_{N-1}	β_{N-1}	c_{N-1}

因为 CRAG 是路由和信道分配的联合博弈,

每个节点的策略就是其策略表。节点 i 的策略可表示为 $s_i = \{(\alpha_1^i, \beta_1^i, c_1^i), \dots, (\alpha_{N-1}^i, \beta_{N-1}^i, c_{N-1}^i)\}$ 。除节点 i 外,所有其他节点的策略表示为 s_{-i} 。整个系统的 RCA 策略 s 是所有 s_i 的集合,表示为 $s = \{s_1, s_2, \dots, s_N\}$ 。在 CRAG 中,每个弈者都使用系统收益(如式(7)所示)作为自己的收益。这是一类协同博弈^[31]。由于弈者的目标相同,CRAG 的收敛速度要快于传统基于博弈论的信道分配算法。

CRAG 是一个重复博弈。在每次循环中,节点 i 根据 s_{-i} 来选择 s_i 以改进 $U(s)$ 。如果 $U(s)$ 可被节点 i 改变,整个系统进入一个新的循环。为了防止震荡,同一时间内只能有一个节点改变其 s_i ,可令节点顺次行动以达到这一点。每个节点包含一个由网关分发的二进制图 b-map,此二进制图标识了此节点的行动次序。另外每个节点还包含了一个标志 M ,标识着目前还有多少节点可通过改变其策略来改进 $U(s)$ 。在开始阶段,每个节点都有机会改变 $U(s)$,因此 $M_{initial} = N$ 。 $s_i(\delta)$ 表示 i 策略空间中第 δ 个策略, $M = 0$ 表示没有弈者可通过改变自己的策略来改进 $U(s)$ 。

CRAG 可分为以下几个阶段:

- 起始阶段:每个节点用链路状态路由协议为所有的目的节点选择一个下一跳,并为每条输出链路随机分配信道。当策略表形成以后,与距离信息一起广播至全网。所有节点的策略表形成了整个网络的初始 RCA 策略,可被标识为 s^0 。

- 改进阶段:在起始阶段结束后,节点会依据 b-map 等待其回合以改进 $U(s)$ 。假设节点 i 在第 k 轮循环进入自己的回合,它会使用第 k 轮的 s_{-i} ,标识为 s_{-i}^k 来改进 $U(s)$ 。若存在一个策略 $s_i(\delta)$ 使得 $U(s_i(\delta), s_{-i}^k) > U(s_i^k, s_{-i}^k)$,则令 $s_i^{k+1} = s_i(\delta)$, $M = N$,并广播 s_i^{k+1} , M 和其在 b-map 中的位置。整个网络会进入第 $k+1$ 轮循环。否则,令 $M = M - 1$,并广播 M 和其在 b-map 中的位置,整个网络停留在第 k 轮。

- 结束阶段:当所有的节点在第 n 轮收到了 $M = 0$ 的消息,算法终结并返回 s^n 。

$M = 0$ 意味着 $U(s)$ 已不能被节点所优化,此时的策略 s^n 即为 CRAG 的最终结果。

3.2 CRAG 算法

CRAG 在每个节点 i 的伪代码如算法 1 所示。在此算法中, k 表示循环的轮数。每个节点有两个状态:等待和优化。当轮到节点行动时,它首先判断能否改进 $U(s)$ 。当一个节点改变了其策略,所有其他节点会顺次改变其策略。等待状态中

的节点只监听其他节点的策略更新。算法的循环次数是有限的,当 $M = 0$ 时,所有节点都会停止优化。

算法 1: CRAG 算法

```

loop
  if 轮到本节点动作 then
    选择  $s_i(\delta)$  使得  $U(s_i(\delta), s_{-i}^k) > U(s_i^k, s_{-i}^k)$ 
    if  $s_i(\delta)$  存在 then
       $k = k + 1$ ;
       $s_i^k = s_i(\delta)$ ;
       $M = N$ ;
      广播  $M, s_i^k$ ;
      广播 b-map 中的位置;
    else
       $M = M - 1$ ;
      if  $M \neq 0$  then
        广播  $M$ ;
        广播 b-map 中的位置;
      else
        广播  $M$ ;
        break;
      end if
    end if
  if 收到  $s_i^k$  then
    更新其策略表;
     $k = k + 1$ ;
  end if
end if
end loop

```

与其他一些基于博弈论的 CA 或 RCA 方法不同,CRAG 可保证收敛。计算与选择策略 $s_i(\delta)$ 的方法会极大地影响 CRAG 的复杂度和性能。我们因此提出了两种高效的策略选择方法以改进收益函数 $U(s)$ 。

为了使收益函数增加,一种直接的方法是将节点 i 策略空间中的所有策略 s_i 列出,并选择一个使得目标函数值最大的。此法虽然可以在每一个回合中都找到最大的 $U(s)$,但此种穷举搜索的复杂度太高。因此,我们提出了两种高效算法来进行策略选择。

- CRAG-SE: 顺序策略选择(SE) 见算法 2,指的是弈者按照策略表中目的节点的顺序依次在可行空间中为目的节点随机选择下一跳并为指向此跳的输出链路随机地进行信道分配。若可以改进 $U(s)$,则算法停止;否则进入下一个目的节点,直至最后一个目的节点。

- CRAG-TP: 优序策略选择(TP) 见算法 3,由于已知流量大的链路会以更高的概率互相干扰。故按照朝向目的节点的流量大小将目的节点

排序。然后依流量的降序为每个目的节点选择下一跳及分配信道。

算法 2: 顺序策略选择 (CRAG-SE)

设 $s_i^k = \{(\eta_1, c_1), \dots, (\eta_{N-1}, c_{N-1})\}$;

for $j < N$ **do**

从可行空间中任选 (η', c') 替换 (η_j, c_j) , 记为 s'_i ;

if $U(s'_i, s_{-i}^k) > U(s_i^k, s_{-i}^k)$ **then**

break;

else

$j = j + 1$;

end if

end for

算法 3: 优序策略选择 (CRAG-TP)

将节点 i 策略表中的目的地按照流量降序排列;

$\max = U(s_i^k, s_{-i}^k)$;

$s'_i = s_i^k = \{(\eta'_1, c'_1), \dots, (\eta'_{N-1}, c'_{N-1})\}$;

$j = 1$;

for $j < N$ **do**

寻找 $(\eta_j(a^*), c_j(b^*))$;

设定

$s_i(*) = \{(\eta'_1, c'_1), \dots, (\eta_j(a^*), c_j(b^*)), \dots, (\eta'_{N-1}, c'_{N-1})\}$;

对于所有

$s_i = \{(\eta'_1, c'_1), \dots, (\eta_j(a), c_j(b)), \dots, (\eta'_{N-1}, c'_{N-1})\}$, $U(s_i(*), s_{-i}^k)$ 最大

if $U(s_i(*), s_{-i}^k) > \max$ **then**

$\max = U(s_i(*), s_{-i}^k)$;

以 $(\eta_j(a^*), c_j(b^*))$ 替换 (η'_j, c'_j)

break;

end if

$j = j + 1$;

end for

3.3 收敛与复杂性分析

本部分给出了 CRAG 中纳什均衡(NE)的定义并分析了其收敛性。

定义 1(纳什均衡) 在 CRAG 中, 一个策略 s^* 被称为 NE 当且仅当对于每个弈者 i , $\forall s_i(\delta) \in i$ 的策略空间, 都有以下不等式成立:

$$U(s^*) \geq U(s_i(\delta), s_{-i}^*) \quad (8)$$

CRAG 的 NE 意味着系统中没有弈者可以通过单独改变自身的策略来改进收益函数 $U(s)$ 。很明显, 当 $M = 0$ 时, s^n 是 CRAG 的一个 NE。因此, 如果 M 在有限步之内可减为 0, 我们即可断定 CRAG 的至少一个 NE 是可达的。

定理 1 在 CRAG 中, 至少存在一个可达的 NE。

证明 假设 M 不能在有限步内减少至 0。参见 CRAG 的改进阶段, 这意味着总存在一个节点 i 和一个策略 $s_i(\delta) \in i$ 的策略空间, 使得 $U(s_i(\delta), s_{-i}^k) > U(s_i^k, s_{-i}^k)$ 。因此系统收益函数 $U(s)$ 会无限增加。由于 $|s|$ 是有限的, $U(s)$ 显然不可以无限增加, 因此, 假设不成立。

定理 2 CRAG 收敛至博弈中的一个 NE。

证明 定理 1 已证明了 M 可在有限步之内递减为 0。 M 递减为 0 的过程, 就是 CRAG 的收敛过程。当 M 递减为 0 时, CRAG 收敛至博弈中的一个 NE。

由此可知, CRAG 可在有限步之内收敛至一个 NE。以下分析 CRAG 及其策略选择算法(如 CRAG-SE 和 CRAG-TP)。令每个节点的平均邻节点数为 $|T(i)| = D$ 。因为 $|X^c| \leq D$, 计算式(4)的复杂度为 $O(D)$ 。 X^c 可能的值小于或等于 2^D , 因此, 计算式(5)的复杂度为 $O(D2^D)$ 。依据式(6), 计算 $P(i, j)$ 的复杂度为 $O(D2^D)$ 。假设网络中有 P 个流。由于 N 个节点的网络中, 路径的最大跳数是 $N - 1$, 依据式(7), 计算 $U(s)$ 的复杂度为 $O(D2^D PN)$ 。其次考虑最佳响应策略选择的复杂度。最佳响应计算策略空间中所有策略的收益函数, 并选择一个最佳的。其计算复杂度为 $D^{N-1} H^{N-1}$, 比较次数为 $D^{N-1} H^{N-1} - 1$ 。因此, 最佳响应的总复杂度为 $O(2^D PND^N H^{N-1})$ 。很明显, 复杂度为指数级的。

CRAG-SE 和 CRAG-TP 的复杂度相对低得多, 其复杂度分析如下:

- CRAG-SE: 顺序策略选择按照策略表的目的节点顺序依次为每个目的节点进行路由和信道分配, 并计算 $U(s)$ 。最坏的情况是计算至表中最后一个节点才可改进或仍不能改进 $U(s)$ 。此时需要进行 $N - 1$ 次计算, 故 CRAG-SE 的计算复杂度为 $O(D2^D PN^2)$ 。

- CRAG-TP: 优序策略选择按照朝向目的节点流量大小, 降序为每个目的节点进行路由和信道分配。按行计算, 每个目的节点有 DH 种策略选择, 因此需要进行 $DH - 1$ 次比较。该算法的总复杂度为 $(DHPND2^D + DH - 1)(N - 1)$, 可表示为 $O(D^2 HPN^2 2^D)$

在 WMN 中, D 和 H 的值通常非常小。因此, CRAG-SE 和 CRAG-TP 的值都可表示为 $O(PN^2)$ 。由此可知, TP 和 SE 明显降低了 CRAG 的复杂度, 使其比传统基于博弈论的方法更为高效。

4 仿真结果

4.1 仿真环境和度量

在仿真中,我们评估 CRAG-TP 和 CRAG-SE 的性能。网状节点随机分布于一个 500m × 500m 的区域内。无线网状网络在设置中采用 IEEE 802.11b 天线,使用 NS3.10 作为仿真工具。网关流量意为指向或源自网关的流量。

将 CRAG 与最新的一个分布式 RCA 方法 及一个基于博弈论的方法相比较,分布式 RCA 方法采用 J-CAR,基于博弈的方法使用最短路径优先 (shortest path first, SPF)路由和 GBCA 信道分配方法,标记为 SPF + GBCA,网络流数量为 10 并随机分配至各个节点,网络节点总数为 20。

4.2 仿真结果

首先比较 CRAG-SE, CRAG-TP 和 SPF + GBCA 以丢包率来衡量的收敛时间。图 3 展示了平均丢包率和算法轮数的关系。很明显,CRAG 在若干轮之后收敛,而 SPF + GBCA 几乎不能收敛。CRAG-TP 的收敛时间比 CRAG-SE 略短,同时,TP 的最终结果也优于 SE。这是因为 CRAG 进行的是全局而不是局部优化,CRAG-TP 优先优化高流量的链路,这样就减少了干扰的主要因素,也使得 TP 收敛得比 SE 快。

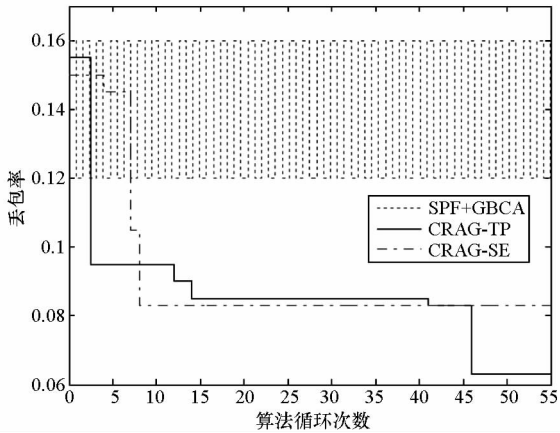


图 3 CRAG 与 GBCA 的收敛性比较
Fig. 3 Convergence comparison between CRAG and GBCA

图 4 显示了丢包率与每个流的流量之间的关系。在所有的情况下,CRAG 的性能要优于 SPF + GBCA 和 J-CAR,其中 CRAG-TP 的性能要优于 CRAG-SE。这是因为 GBCA 几乎不能收敛,而 J-CAR 不能适应流量的变化。这可能会导致较高的干扰,从而使丢包率高于 CRAG。CRAG-TP 优于 CRAG-SE,因为其首先减少了具有高流量的链路的干扰,这会显著减少冲突的概率,从而减少

丢包。

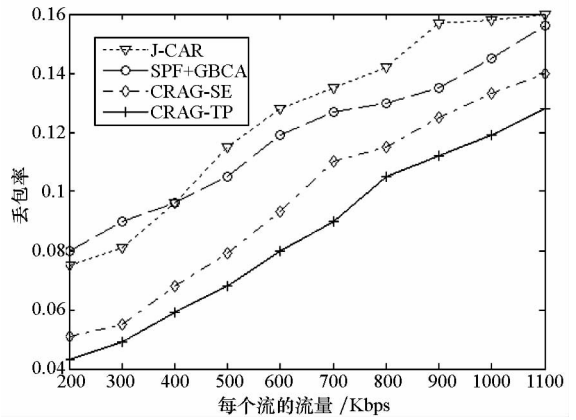


图 4 UDP 丢包率比较

Fig. 4 UDP loss rate comparison

图 5 显示了平均端到端时延与每个流的流量之间的关系。CRAG 性能优于 J-CAR 和 SPF + GBCA,因为其信道分配策略更好,可以显著地降低排队时延。J-CAR 的性能优于 SPF + GBCA,因为其改进了保障端到端时延的 AODV 协议。CRAG-TP 优于 CRAG-SE,因为较高流量的链路会被安排至较为空闲的信道,这会减少大多数包的排队时延。

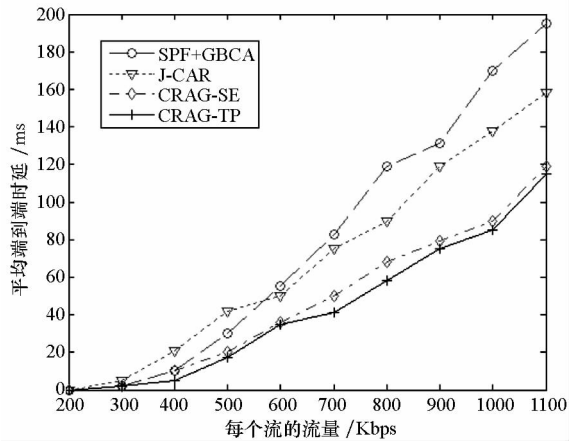


图 5 UDP 平均端到端时延比较

Fig. 5 UDP average end to end delay comparison

图 6 显示了不同策略 UDP 丢包率的累积分布。累积百分比就是低于所对应丢包率的流的百分比。给定一个丢包率,CRAG 的累积百分比要高于其他两个策略,这意味着更多使用 CRAG 的流的丢包率低于此值。这是因为 CRAG 优化了网络中流间的干扰,使得更多的流丢包率降低。CRAG-TP 性能优于 CRAG-SE,原因与图 4 相同。

图 7 展示了 UDP 中平均丢包率与网关流量百分比的关系。丢包率随着网关流量百分比的增加而增加。这是因为网关流量百分比越大,就会有越多的干扰发生在靠近网关的链路处,这会导致一个较高的丢包率。图 8 展示了 TCP 中吞吐

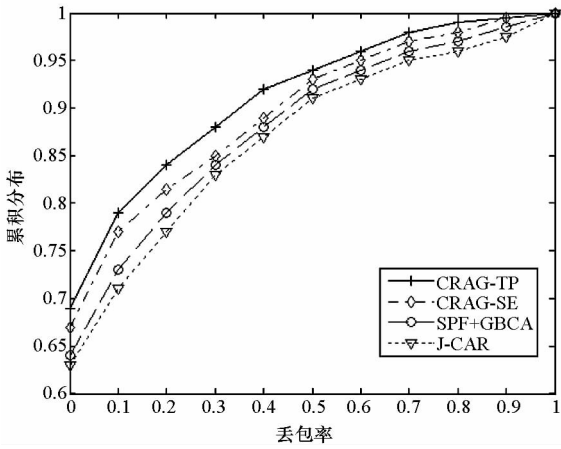


图 6 UDP 丢包率累积分布比较

Fig. 6 Cumulative distribution of loss rate in UDP

量与网关流量百分比的关系。图 8 所示的 TCP 中的情形与 UDP 相似。

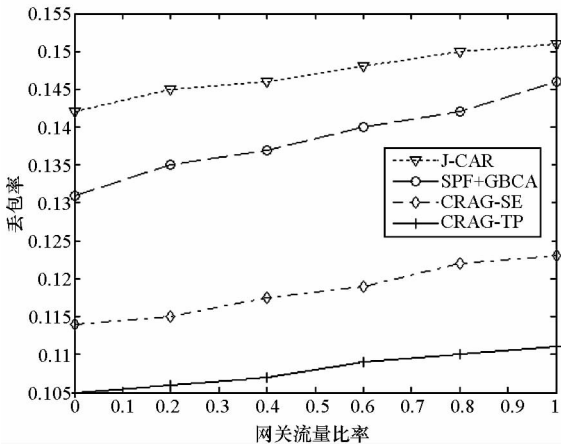


图 7 UDP 丢包率与网关流量的关系

Fig. 7 Loss rate in UDP versus fraction of traffic

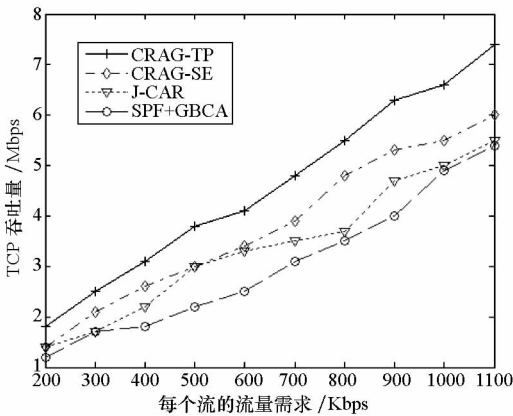


图 8 TCP 吞吐量比较

Fig. 8 TCP throughput comparison

5 结论

众所周知,MRMC 无线网状网络的 RCA 问题是一个 NP 难问题。与之前许多方法不同,我们将此问题模型化为一个联合博弈,提出并研究了一个分布式的博弈算法 CRAG。为了减少计算复

杂度,我们提出了高效的优序 (TP) 和顺序 (SE) 策略选择法。

我们给出了 CRAG 的具体实现,证明了其收敛性,分析并对比了 CRAG-TP、CRAG-SE 和传统最佳响应策略的效率。本文通过 NS3 仿真工具将 CRAG 与其他传统的和最新的方法进行了比较。仿真结果显示,CRAG 能够更快地收敛,具有较低的 UDP 丢包率,较低的端到端时延和较高的 TCP 吞吐量。

参考文献 (References)

- [1] Akyildiz I, Wang X. A survey on wireless mesh networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2005, 43(9): 23 - 30.
- [2] Bruno R, Conti M, Gregori E. Mesh networks; commodity multi-hop ad hoc networks [J]. IEEE Communications Magazine, 2005, 43(3): 123 - 131.
- [3] Audhya G K, Sinha K, Ghosh S C, et al. A survey on the channel assignment problem in wireless networks[J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2011, 11(5): 583 - 609, 2011.
- [4] Kanthi C, Jain B. Spanner based distributed channel assignment in wireless mesh networks [C] // Proc of Communication Systems Software and Middleware (COMSWARE ' 07), Bangalore, India:IEEE, 2007: 1 - 10.
- [5] Chaska wireless high speed internet access technologies [EB/OL]. [2011 - 7 - 25]. <http://www.chaska.net>.
- [6] Karrer R, Sabharwal A, Knightly E. Enabling large-scale wireless broadband; the case for TAPs[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2004, 34(1): 27 - 32.
- [7] Draves R, Padhye J, Zill B. Routing in multi-radio multi-hop wireless mesh networks [C] //Proc of Mobicom ' 04. Philadelphia, PA:ACM, 2004:114 - 128.
- [8] Kyasanur P, Vaidya N H. Capacity of multi-channel wireless networks: impact of number of channels and interfaces[C] // Proc of Mobicom ' 05, Cologne, Germany: ACM, 2005: 43 - 57.
- [9] Wu H, Yang F, Tan K, et al. Distributed channel assignment and routing in multi-radio multichannel multi-hop wireless networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(11): 1972 - 1983.
- [10] Avallone S, Akyildiz I F. A channel assignment algorithm for multi-radio wireless mesh networks[C] //Proc of ICCCN ' 07, Honolulu, HI:IEEE, 2007: 1034 - 1039.
- [11] Raniwala A, Chiueh T. Architecture and algorithms for an IEEE 802. 11-based multi-channel wireless mesh network[C] //Proc of INFOCOM ' 05, Miami, FL: IEEE, 2005: 2223 - 2234.
- [12] Wu F, Zhong S, Qiao C. Globally optimal channel assignment for non-cooperative wireless networks [C] //Proc of INFOCOM ' 08, Phoenix, AZ:IEEE, 2008: 1543 - 1551.
- [13] Wang X, Fu X, Xing G, et al. Flow-based real-time communication in multi-channel wireless sensor networks[J]. Wireless Sensor Networks, 2009, 5432:33 - 52.
- [14] Chen T, Zhong S. Perfectly fair channel assignment in noncooperative multi-radio multi-channel wireless networks[J]. Computer Communication, 2009, 32(4):1058 - 1061.
- [15] Alicherry M, Bhatia R, Li L E. Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multiradio wireless mesh networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(11):1960 - 1971.

- [16] Mishra A, Banerjee S, Arbaugh W. Weighted coloring based channel assignment for WLANs [J]. SIGMOBILE Mobile Computing Communication Review, 2005, 9(7):19-31.
- [17] Shin M, Lee S, Kim Y. Distributed channel assignment for multi-radio wireless networks[C] //Proc of Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS'06), IEEE, 2006:417-426.
- [18] Halldorsson M M, Halpern J Y, Li L E, et al. On spectrum sharing games [C] //Proc of the 23rd Annual ACM Symposium on Principles of Distributed Computing, Ser. PODC '04, Newfoundland, Canada: ACM, 2004: 107-114.
- [19] Yu Q, Chen J, Fan Y, et al. Multi-channel assignment in wireless sensor networks: A game theoretic approach [C] //Proc of INFOCOM'10, San Diego, CA;IEEE, 2010:1-9.
- [20] Xiao J, Xiong N, Yang L T, et al. A joint selfish routing and channel assignment game in wireless mesh networks [J]. Computer Communication, 2008, 31(5):1447-1459.
- [21] Vallam R, Kanagasabapathy A, Murthy C. A non-cooperative game-theoretic approach to channel assignment in multi-channel multi-radio wireless networks [J]. Wireless Networks, 2011, 17:411-435.
- [22] Cheng H, Yang S. Joint multicast routing and channel assignment in multiradio multichannel wireless mesh networks using tabu search [C] //Proc of ICNC'09, 2009, 4:325-330.
- [23] Hui C, Yu S X. Joint QoS multicast routing and channel assignment in multiradio multichannel wireless mesh networks using intelligent computational methods [J]. Applied Soft Computing, 2011, 11(2):1953-1964.
- [24] Raniwala A, Gopalan K, Chiueh T C. Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks [J]. SIGMOBILE Mobile Computing Communication Review, 2004, 8(4):50-65.
- [25] Bakhshi B, Khorsandi S, Capone A. On-line joint QoS routing and channel assignment in multi-channel multi-radio wireless mesh networks [J]. Computer Communications, 2011, 34(11):1342-1360.
- [26] Dhananjay A, Zhang H, Li J, et al. Practical distributed channel assignment and routing in dual-radio mesh networks[C] // Proc of the SIGCOMM '09, Barcelona, Spain: ACM, 2009:99-110.
- [27] Chiu H S, Yeung K, Lui K S. J-CAR: an efficient joint channel assignment and routing protocol for IEEE 802.11-based multi-channel multi-interface mobile ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2009, 8(4):1706-1715.
- [28] Gao L, Wang X. A game approach for multi-channel allocation in multi-hop wireless networks [C] //Proc of the 9th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, Ser. (MobiHoc '08), Hong Kong, China: ACM, 2008:303-312.
- [29] Blough D, Resta G, Santi P. Approximation algorithms for wireless link scheduling with SINR-based interference [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), 2010, 18(6):1701-1712.
- [30] Orfanidis S J. Electromagnetic waves and antennas[M]. New Jersey: Piscataway, 2004.
- [31] MacKenzie A, DaSilva L. Game theory for wireless engineers[M]. Morgan & Claypool publisher, 2006.

(上接第80页)

参考文献 (References)

- [1] Filler R, Ganop S, Olson P, et al. Positioning, navigation and timing: the foundation of command and control[R]. US Army Command and Control Directorate (C2D), Fort Monmouth, 2004.
- [2] 孙进, 初海彬, 董海青, 等. 导航卫星系统功率增强技术与覆盖范围研究[J]. 测绘学报, 2011, 40:80-84.
SUN Jin, CHU Haibin, DONG Haiqing, et al. Research on power-enhanced technology and coverage areas of global navigation satellites [J]. Acta Geodaetica et Cartographica Sinica, 2011, 40:80-84. (in Chinese)
- [3] 谭述森. 北斗卫星导航系统的发展与思考[J]. 宇航学报, 2008, 29:391-396.
TAN Shusen. Development and thought of compass navigation satellite system[J]. Journal of Astronautics, 2008, 29:391-396. (in Chinese)
- [4] 杨鑫春, 李征航, 吴云. 北斗卫星导航系统的星座及 XPL 性能分析[J]. 测绘学报, 2011, 40:68-72.
YANG Xinchun, LI Zhenghang, WU Yun. The performance analysis of constellation and XPL for compass [J]. Acta Geodaetica et Cartographica Sinica, 2011, 40:68-72. (in Chinese)
- [5] 谭述森. 卫星导航定位工程[M]. 2版. 北京:国防工业出版社, 2010.
TAN Shusen. The Engineering of satellite navigation and positioning [M]. 2nd ed. Beijing: National Defense Industry Press, 2010. (in Chinese)
- [6] Kaplan E D, Hegarty C J. Understanding GPS: principles and applications [M]. 2nd ed. Norwood: Artech House Inc., 2006
- [7] 彭竞, 聂俊伟, 王飞雪. 关闭部分导航信号实现区域定位阻断对全球定位性能的影响分析[J]. 中国科学:物理学天文学, 2011, 41(5):547-555.
PENG Jing, NIE Junwei, WANG Feixue. An analysis of the performance of global positioning service affected by partially turning off navigation signals for preventing positioning in local area[J]. Scientia Sinica: Phys, Mech & Astron, 2011, 41(5):547-555. (in Chinese)