

无线网络虚拟化中资源共享的功率分配算法

曹宾¹, 郎文强¹, 陈卓², 李云¹

(1. 重庆邮电大学移动通信技术重庆市重点实验室, 重庆 400065;

2. 重庆理工大学计算机科学与工程学院, 重庆 400054)

摘要: 针对传统无线网络中功率不能动态分配共享的问题, 采用无线网络虚拟化, 设计了一种基于博弈的两阶段功率分配方法(G2SPA, game theory based two steps power allocation scheme for wireless network virtualization), 首先利用买卖博弈模拟了服务提供商(SP, service provide)和移动用户(MUE, mobile user equipment)之间的相互影响, 提出了基于斯坦博格均衡(SE, stackelberg equilibrium)的报价策略。然后, 利用拍卖理论对空闲下行功率资源进行再分配, 采取 McAfee 机制保证拍卖的诚实性。通过仿真实验证明 G2SPA 算法的正确性和有效性。

关键词: 无线网络虚拟化; 资源共享; 功率分配; 博弈论

中图分类号: TN929.5

文献标识码: A

Power allocation in wireless network virtualization based on resource sharing

CAO Bin¹, LANG Wen-qiang¹, CHEN Zhuo², LI Yun¹

(1. Chongqing Key Lab of Mobile Communications Technology, Chongqing University of Post and Communications, Chongqing 400065, China;

2. College of Computer Science Engineering, Chongqing University of Technology, Chongqing 400054, China)

Abstract: In traditional wireless network, resource couldn't be efficiently and flexibly. To this end, wireless network virtualization was used to manage and share resource. A game theory based two steps power allocation scheme for wireless network virtualization, called G2SPA, was proposed, which designed a stackelberg equilibrium (SE) price strategy based on the interactions between SP and mobile user equipment (MUE), and then MacAfee based auction to reallocate leisure resource was performed. The numerous experimental simulation results show that the rightness and effectiveness of G2SPA.

Key words: wireless network virtualization, resource sharing, power allocation, game theory

1 引言

为了更好地为移动用户(MUE, mobile user equipment)提供服务, 在同一区域内不同的服务提供商(SP, service provide)往往会部署各自的无线接入点(AP, access point)。然而, 这种部署缺乏统一调度和管理, 难以灵活高效共享、分配有限的网络资

源, 从而不同 AP 间极易出现负载不均衡的情况, 导致资源利用率低。网络资源的共建共享能够减少基础设施的重复建设和维护成本, 但是, 如何合理、高效、公平地分配网络资源一直是亟待解决的重要问题。

最近, 无线网络虚拟化作为一种新型的网络体系结构出现在人们的视野中, 能够提供各种 QoS 保

收稿日期: 2015-03-10; 修回日期: 2015-05-25

基金项目: 长江学者和创新团队发展计划基金资助项目(No.IRT1299); 重庆市基础与前沿研究计划基金资助项目(No.cstc2015jcyjA40048); 重庆邮电大学青年科学研究基金资助项目(No.A2014-94); 重庆市教委科学技术研究基金资助项目(No.KJ1500406, No.KJ1400918, No.KJ1500408)

Foundation Items: Program for Changjiang Scholars and Innovative Research Team in University(No.IRT1299), Basic and Advanced Research Projects of Chongqing (No.cstc2015jcyjA40048), The Science Research Project of Chongqing University of Posts and Telecommunications for Young Scholars(No.A2014-94), The Science and Technology Research Project of Chongqing Municipal Education Commission of China (No.KJ1500406, No.KJ1400918, No.KJ1500408)

证和高效的网络资源分配^[1],得到越来越多的关注。为了提高无线网络虚拟化环境下的网络资源利用率, Belt 等^[2]设计了一个动态嵌入式贪婪算法来进行物理资源的分配。为了有效地分配无线资源, Yang 等^[3]提出了一种卡诺图式的在线嵌入式算法。Fu 等^[4]提出了将网络虚拟化结构划分为 SP 和网络操作方(NO, network operator), SP 和 NO 之间的相互影响看作是斯坦博格博弈,通过证明推测价格中存在纳什均衡,使 SP 提供真实的效用函数,从而有效地进行资源分配。Lv 等^[5]提出了基于 VCG (vickrey-clarke-grove)的资源分配机制,该机制通过抑制 SP 自私性,达到最大化 SP 的总收益,同时设计了 Q 学习竞价选择算法,使 SP 获得最优的竞价策略。Yun 等^[6]在无线多跳网络中提出了一种新的嵌入式算法,有效地利用物理层资源(例如 CPU 和带宽)。

传统无线网络中,功率分配一直是一个十分重要的问题^[7-9]。然而,目前关于无线网络虚拟化中的资源分配算法研究大部分集中在带宽和 CPU 的分配,而对于功率资源分配还没有引起足够的重视,其主要原因在于功率资源不能在物理节点(如 AP)之间共享。但是,利用无线网络虚拟化,多个 SP 可以共存于同一 AP 共享网络资源。因此,如何根据 MUE 的需求,将 AP 的下行功率合理高效地分配给各个 SP,是一个重要但尚未得到充分研究的内容,这正是本文的出发点。

文献[10]利用买卖博弈,在协作通信中的中继节点上进行功率分配。文献[11]利用拍卖的方法,设计了认知无线电中频谱的分配方法。文献[12]推导基于纳什均衡的价格,在此基础上提高了无线网络虚拟化的分配效率。鉴于博弈论作为一种平衡各方利益制定策略的有效工具,在无线网络资源分配中被广泛采用,本文将博弈论作为解决问题的手段,设计了一种基于博弈的两阶段功率分配方法。

本文主要贡献为通过无线网络虚拟化,将多个 SP 共存于同一 AP 共享网络资源,提出了一种针对无线网络虚拟化环境下的功率分配算法 G2SPA,该算法能够最大化 SP 和 MUE 的收益,对不同负载 SP 的功率资源进行调度,实现资源共享。

2 系统模型

参考文献[12],本文采用的无线网络虚拟化架构如图 1 所示。在虚拟化环境下,多个 SP 共存于同一个物理 AP 上,为各自的 MUE 提供服务。不

同的虚拟 AP 服务不同的 SP,而在实际情景中只有一个物理 AP 连接所有的 MUE。SP 负责 MUE 的接入,分配下行功率。NO 负责管理无线接入,获取信道状态、SP 和用户的身份信息,根据一定规则(如投入、股份)给各个虚拟 AP 初始分配下行功率 \bar{P} ,并根据 SP 总的资源需求通过拍卖进行资源再分配。本文根据上述模型,考虑如何在单一的物理接入点上对所有 SP 和用户进行有效的下行功率分配和资源共享。

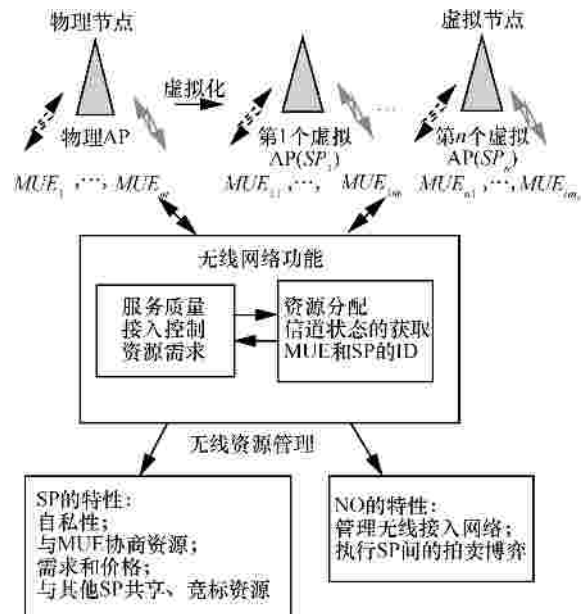


图 1 无线网络虚拟化框架

不失一般性,假设网络中共有 n 个 SP 和 m 个 MUE,定义第 i 个 SP 为 S_i , S_i 连接第 j 个 MUE 用 M_{ij} 表示。 S_i 下有 m_i 个 MUE,那么 $\sum_{i=1}^n m_i = m$ 。 M_{ij} 向 S_i 请求下行功率,假设信道为高斯加性白噪声信道,则 M_{ij} 的传输速率为

$$R_{M_{ij}} = W \log \left(1 + \frac{P_{S_i} G_{M_{ij}}}{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{M_{-ij}}} \right) \quad (1)$$

其中, W 为带宽, P_{S_i} 为 S_i 向 M_{ij} 发送数据的下行功率, $G_{M_{ij}}$ 为信道增益。 $G_{M_{ij}} = j d_{M_{ij}}^{-k}$, j 表示阴影衰落系数, $d_{M_{ij}}$ 为 S_i 到 M_{ij} 的传输距离, k 为衰落因子, s^2 为高斯白噪声功率, $\sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{M_{-ij}}$ 表示其他用户的干扰。

显然,每一个 M_{ij} 都想获得更高传输速率。一

般地，近似认为传输距离和信道状态在一个时隙或一次传输中保持不变，因此，下行功率就成为对传输速率最主要的影响因素。

根据 MUE 的需求和初始分配下行功率 \bar{P} ，SP 之间可能出现负载不均衡，超负载的 SP 需要额外的功率支持，而轻负载 SP 则有多余的功率资源剩余。为了高效共享资源，提高物理 AP 的功率利用率，有 3 个问题需要解决：1) 分配给每个 M_{ij} 的最优下行功率 $P_{s_{ij}}$ 是多少；2) 合理的单位下行功率代价是多少；3) 如何根据负载情况在 SP 之间进行功率的再分配。

本文提出了买卖报价方案来解决第 1 个问题和第 2 个问题，然后根据各个 SP 的功率总需求，NO 执行拍卖，在超负载与轻负载的 SP 之间进行功率资源的再分配，从而解决第 3 个问题。

3 买卖博弈和拍卖博弈的分析

本文提出基于博弈的功率分配方法分为 2 个阶段。首先， S_i 与 M_{ij} 进行协商，确定最优下行功率及其代价。接下来， S_i 根据负载情况，通过 NO 购买或出售功率资源。下面分别介绍第 1 阶段 S_i 和 M_{ij} 之间的买卖博弈(G1)和由 NO 执行 SP 之间的第 2 阶段功率拍卖(G2)。

3.1 买卖博弈

3.1.1 MUE(买方)的分析

定义 M_{ij} 为买方(b_{ij})， S_i 为卖方(s_i)， b_{ij} 的收益 $u_{b_{ij}}$ 为

$$u_{b_{ij}} = b_{ij} R_{b_{ij}} - C_{b_{ij}} \quad (2)$$

其中， b_{ij} 表示单位传输速率的增益， $R_{b_{ij}} = R_{M_{ij}}$ 。

$$C_{b_{ij}} = a_{b_{ij}} P_{s_{ij}} \quad (3)$$

$C_{b_{ij}}$ 表示 b_{ij} 支付 s_i 的价格。 $P_{s_{ij}} = P_{S_{ij}}$ 表示 s_i 向 b_{ij} 分配的下行功率。 $a_{b_{ij}}$ 表示单位下行功率的价格。

将式(3)代入式(2)，对其进行一阶偏导可得

$$\frac{\partial u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} = \frac{\partial (b_{ij} R_{b_{ij}} - C_{b_{ij}})}{\partial P_{s_{ij}}} = \frac{\partial b_{ij} R_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} - a_{b_{ij}} \quad (4)$$

在 G1 阶段， $P_{s_{ij}}$ 是从 0 开始逐渐增加。如果

$\frac{\partial b_{ij} R_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} > a_{b_{ij}}$ ，则 $\frac{\partial u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} > 0$ ，这就表明 b_{ij} 的收益随着

$P_{s_{ij}}$ 的增大而增大，所以通过求解极值点

$$\frac{\partial u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} = 0 \quad (5)$$

得到 s_i 向 b_{ij} 分配的最优下行功率 $P_{s_{ij}}^*$ 为

$$P_{s_{ij}}^* = \frac{b_{ij}}{a_{b_{ij}} \ln 2} - \frac{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}}{G_{b_{ij}}} \quad (6)$$

其中， $G_{b_{ij}} = G_{M_{ij}}$ 。

3.1.2 SP(卖方)的分析

由于每个 s_i 里往往有多个 M_{ij} ，那么在 G1 的过程中， s_i 的总收益 u_{s_i} 为

$$u_{s_i} = \sum_{j=1}^{m_i} (a_{s_{ij}} - C_{s_i}) P_{s_{ij}} \quad (7)$$

其中， $a_{s_{ij}} = a_{b_{ij}}$ 表示单位下行功率价格， C_{s_i} 表示单位下行功率成本。

需要注意的是， S_i 和 M_{ij} 之间是典型的非合作博弈，它们不关心其他 MUE 从 SP 获得多少下行功率 $P_{s_{ij}}$ 以及价格 $a_{b_{ij}}$ ，每个 M_{ij} 只根据自己的信道状态和单位下行功率价格 $a_{b_{ij}}$ ，为自己请求最优 $P_{s_{ij}}^*$ ，如式(6)所示。在 G1 过程中，为了最大化满足 MUE 对功率的需求， S_i 暂不考虑功率约束。在 G2 里， S_i 再根据自己的负载情况，通过拍卖博弈，购买或出售功率资源。

同理，对 u_{s_i} 进行一阶偏导得

$$\frac{\partial u_{s_i}}{\partial a_{s_{ij}}} = P_{s_{ij}} + (a_{s_{ij}} - C_{s_i}) \frac{\partial P_{s_{ij}}}{\partial a_{s_{ij}}} \quad (8)$$

令式(8)等于 0，得到 s_i 向 b_{ij} 最优单位功率价格

$a_{s_{ij}}^*$ 为

$$a_{s_{ij}}^* = \sqrt{\frac{C_{s_i} b_{ij} G_{b_{ij}}}{(s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}) \ln 2}} \quad (9)$$

根据式(6)和式(9)，可以得到最优下行功率 $P_{s_{ij}}^*$ 和最优单位下行功率价格 $a_{s_{ij}}^*$ ，从而最大化买方和卖方的收益。

3.1.3 斯坦博格均衡的存在性

这部分将证明在买卖博弈 G1 中，最优 $P_{s_{ij}}^*$ 和 $a_{s_{ij}}^*$ 为斯坦博格均衡。

定义 1 如果 $P_{s_{ij}}$ 和 $a_{s_{ij}}$ 存在斯坦博格均衡, 应该满足:

当 $a_{s_{ij}}$ 固定时

$$u_{b_{ij}}(P_{s_{ij}}^{SE}) = \sup_{P_{s_{ij}} \geq 0} u_{b_{ij}}(P_{s_{ij}}), i \in [1, n], j \in [1, m_i] \quad (10)$$

当 $P_{s_{ij}}$ 固定时

$$u_{s_i}(a_{s_{ij}}^{SE}) = \sup_{a_{s_{ij}} > c_i} u_{s_i}(a_{s_{ij}}), i \in [1, n], j \in [1, m_i] \quad (11)$$

通过下面 3 个引理, 可以证明 $P_{s_{ij}}$ 和 $a_{s_{ij}}$ 满足式(10)和式(11)。

引理 1 当 $a_{s_{ij}}$ 固定不变时, $u_{b_{ij}}$ 在 $P_{s_{ij}}^*$ 这一点上取得最大值。

证明 根据式(4), 可得

$$\frac{\partial u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} = b_{ij} \frac{1}{(1 + \frac{P_{s_{ij}} G_{b_{ij}}}{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}}) \ln 2} \frac{G_{b_{ij}}}{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}} - a_{b_{ij}} \quad (12)$$

通过式(12)进一步可得

$$\frac{\partial^2 u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}^2} = - \frac{b_{ij} G_{b_{ij}}^2}{(s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}})^2 \ln 2} \frac{1}{(1 + \frac{P_{s_{ij}} G_{b_{ij}}}{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}})^2} \quad (13)$$

因为式(13)中所有的元素都为正, 所以

$$\frac{\partial^2 u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}^2} < 0, u_{b_{ij}} \text{ 是关于 } P_{s_{ij}} \text{ 的凸函数。那么将 } \frac{\partial u_{b_{ij}}}{\partial P_{s_{ij}}} = 0$$

的点 $P_{s_{ij}}^*$ 代入式(2)便得到 $u_{b_{ij}}$ 的最大值。

证毕。

引理 2 最优 $P_{s_{ij}}^*$ 随 $a_{s_{ij}}$ 的增加而减少。

证明 对式(6)求导可得

$$\frac{\partial P_{s_{ij}}^*}{\partial a_{b_{ij}}} = \frac{\partial (\frac{b_{ij}}{a_{b_{ij}} \ln 2} - \frac{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{S_{-ij}} G_{b_{-ij}}}{G_{b_{ij}}})}{\partial a_{b_{ij}}} = - \frac{b_{ij}}{a_{b_{ij}}^2 \ln 2} < 0 \quad (14)$$

式(14)说明 $P_{s_{ij}}^*$ 是关于 $a_{s_{ij}}$ 的减函数。这也符合实际物理场景, 即当单位下行功率价格 $a_{s_{ij}}$ 升高时, b_{ij} 会减少对功率的购买。

证毕。

引理 3 最优 $P_{s_{ij}}^*$ 确定时, u_{s_i} 是关于 $a_{s_{ij}}$ 的凸函数。

证明 由式(8)可得

$$\frac{\partial^2 u_{s_i}}{\partial a_{s_{ij}}^2} = \frac{-2b_{ij} C_{s_i}}{a_{s_{ij}}^3 \ln 2} < 0 \quad (15)$$

所以, u_{s_i} 是关于 $a_{s_{ij}}$ 的凸函数。将 $\frac{\partial u_{s_{ij}}}{\partial a_{s_{ij}}} = 0$ 的点 $a_{s_{ij}}^*$ 代入式(7)得到 u_{s_i} 的最大值。

证毕。

实际情景下, SP 为了吸引 MUE 参与买卖博弈, 会从最低的价格 (即单位下行功率成本), 开始逐渐增加价格, 直到收益不再增加为止, 此时对应的价格则是最优单位下行功率价格。当 $a_{s_{ij}}$ 确定后, 根据式(6), 即可得到最优 $P_{s_{ij}}$ 。接下来, 本文将构建一个简单的价格更新函数来证明单位下行传输功率价格 $a_{s_{ij}}$ 的收敛性, 以快速准确地制定报价策略。

3.1.4 价格更新函数

SP 通过将单位下行功率价格从成本逐渐增加到最优价格, 使其收益最大, 这意味着 $\frac{\partial u_{s_i}}{\partial a_{s_i}}$ 将从正数变为 0, 因此可以设计一个价格更新函数, 每执行一次, 价格就更新一次, 直至收敛发生就停止。那么

$$\frac{\partial u_{s_i}}{\partial a_{s_{ij}}} = P_{s_{ij}}^* + (a_{s_{ij}} - C_{s_i}) \frac{\partial P_{s_{ij}}^*}{\partial a_{s_{ij}}} = 0 \quad (16)$$

根据式(14)可知 $\frac{\partial P_{s_{ij}}^*}{\partial a_{s_{ij}}} < 0$, 所以式(16)可变为

$$a_{s_{ij}} = I_{s_{ij}}(a) @ C_{s_i} - \frac{P_{s_{ij}}^*}{\frac{\partial P_{s_{ij}}^*}{\partial a_{s_{ij}}}} \quad (17)$$

进一步描述为

$$a = I(a) \quad (18)$$

其中, $a = (a_{s_{11}}, \dots, a_{s_{mn}})$, $a_{s_{ij}}$ 表示第 i 个 SP 向第 j 个 MUE 分配单位下行功率价格; 那么所构建的价格更新函数为 $I(a) = (I_{s_{11}}(a), \dots, I_{s_{mn}}(a))$ 。价格更新的过程可表示为

$$a(t+1) = I(a(t)) \quad (19)$$

根据文献[8], 得知对于所有 $a > 0, I(a)$ 满足下面的特性。

- 1) 正数: $I(a) > 0$;
- 2) 单调性: 当 $a < a'$, 则 $I(a) < I(a')$;
- 3) 可扩展性: 对于 $e > 1, eI(a) < I(ea)$ 。

假设 $P_{s_{ij}}$ 从 0 开始, 单位下行功率价格从成本开始, 计算此时的 $P_{s_{ij}}$, 然后根据式(16), 更新价格, 直到价格收敛至最优。一旦 SP 通知 MUE 最优单位下行功率价格 $a_{s_{ij}}^*$ 的信息, 每个 SP 最优 $P_{s_{ij}}$ 也就确定了。价格更新函数如算法 1 所示(见附录 A), 其中 m 为 MUE 的个数, n 为 SP 的个数。

买卖博弈(G1)如算法 2 所示(见附录 B)。在此算法中, 首先每个 SP 通过价格更新函数, 求得最优单位下行功率的价格 $a_{s_{ij}}^*$, 然后根据 $a_{s_{ij}}^*$, 计算 SP 分配给每个 MUE 的最优下行功率 $P_{s_{ij}}^*$ 。

3.2 拍卖博弈

在 G1 阶段, 根据买卖博弈, MUE 与 SP 协商, 从而确定最优的下行功率及其单价。但是 G1 阶段, SP 没有考虑功率限制, 因此总的功率需求可能会超出初始分配功率 \bar{P} , 无法完全满足用户需求, 这种情况定义为 SP 超负载。另一方面, 如果 SP 初始分配功率 \bar{P} 大于总的功率需求, 有剩余的功率, 定义为轻负载。

为了提高功率资源利用率, 平衡 SP 的负载情况, 在 G2 阶段, NO 执行基于 McAfee 的拍卖机制, 对 SP 的功率资源进行再分配。根据 McAfee 机制, 每个 SP 必须向 NO 提供真实的效用函数才能保证自身的收益最优。

在 G2 阶段, 将第 i 个超负载 SP 定义为 $S_{o_i} (0 < o_i < n)$, 第 j 个轻负载 SP 定义为 $S_{l_j} (0 < l_j < n, o_i + l_j = n)$, S_{l_j} 应该向 NO 提供剩余的下行功率资源 (P_{l_j}) 和单位下行功率成本 (c_{l_j})。 S_{o_i} 应该向 NO 提供所需下行功率资源 (P_{o_i}) 和购买单位下行功率的报价 a_{o_i} 。 a_{o_i} 的计算如下

$$a_{o_i} = \frac{\sum_{j=1}^{m_i} [P_{s_{ij}}^* (1 - \frac{\bar{P}_{S_i}}{\sum_{j=1}^{m_i} P_{s_{ij}}^*}) a_{s_{ij}}^*]}{\sum_{j=1}^{m_i} P_{s_{ij}}^* - \bar{P}_{S_i}} \quad (20)$$

其中, \bar{P}_{S_i} 表示 S_i 的初始分配功率。

根据 a_{o_i} 、 c_{l_j} 、 P_{o_i} 和 P_{l_j} 的值, NO 将构建拍卖模型, 买方 S_{o_i} 是对功率有需求即超负载 SP, 其需求的功率为 P_{o_i} , 单位下行功率价格为 a_{o_i} 。卖方 S_{l_j} 是轻负载 SP, 其剩余的功率为 P_{l_j} , 单位下行功率成本为 c_{l_j} , 定义 S_o 、 S_l 、 A_o 、 C_l 、 P_o 、 P_l 如下

$$S_o = \{S_{o_1}, L, S_{o_i}, a_{o_x} \mid a_{o_x} > a_{o_y} (x \neq y, x < y)\}$$

$$S_l = \{S_{l_1}, L, S_{l_j}, c_{l_x} \mid c_{l_x} < c_{l_y} (x \neq y, x < y)\}$$

$$A_o = \{a_{o_1}, L, a_{o_i}\}$$

$$C_l = \{c_{l_1}, L, c_{l_j}\}$$

$$P_o = \{P_{o_1}, L, P_{o_i}\}$$

$$P_l = \{P_{l_1}, L, P_{l_j}\}$$

为了提高效率, NO 令 a_{o_i} 最高的 S_{o_i} 和 c_{l_j} 最低的 S_{l_j} 优先成交, 如果 $a_{o_i} > c_{l_j}$, 那么 S_{o_i} 和 S_{l_j} 的成交价为 $p_{ij} = \frac{a_{o_i} + c_{l_j}}{2}$, 否则, S_{o_i} 和 S_{l_j} 配对失败, 即成交价 $p_{ij} = 0$ 。当所有 S_{o_i} 都得到所需的功率或者 S_{l_j} 剩余的功率全部卖出时, 拍卖结束。

SP 在经历过 G1、G2 阶段后总收益 U_{s_i} 如下。

超负载的 SP

$$U_{s_i} = \sum_{j=1}^{m_i} a_{s_{ij}}^* P_{s_{ij}}^* - \sum_{k \neq i, k=1}^n p_{s_{ik}} P_{s_{ik}} - C_{s_i} \bar{P}_{S_i} \quad (21)$$

轻负载的 SP

$$U_{s_i} = \sum_{j=1}^{m_i} a_{s_{ij}}^* P_{s_{ij}}^* + \sum_{k \neq i, k=1}^n p_{s_{ik}} P_{s_{ik}} - C_{s_i} (\sum_{j=1}^{m_i} P_{s_{ij}}^* + \sum_{k \neq i, k=1}^n P_{s_{ik}}) \quad (22)$$

拍卖博弈如算法 3 所示(见附录 C)。算法 3 的输入是基于算法 2 的输出, 此算法中, 首先确定拍卖双方, 然后执行基于 McAfee 的拍卖机制, 最后输出分配结果。其中, n 表示 SP 的个数, I 表示买方 SP 的个数, J 表示卖方 SP 的个数。 Q 是 G2 阶段功率资源分配的结果, 也就是 G2SPA 算法的最终结果。

4 性能评估

为了评估提出的 G2SPA 算法的正确性和有效性, 本文对功率分配、单位功率价格、网络中每个用户的平均传输速率和功率资源利用率进行仿真

验证和性能评估。

实验场景图 2 为一个二维空间，表示实验中节点的位置和移动情况，其中 X 轴表示水平方向，Y 轴表示竖直方向，物理 AP 位于原点处，2 个 SP (S_1 和 S_2) 共存其上。每个 SP 有且只有一个 MUE，分别为 M_{11} 和 M_{21} 。假设 $W、j$ 均为 1， $s^2 = 10^{-4}$ ， $k = 2$ 。初始分配功率分别为 2.0、1.5。物理 AP 的位置定为(0,0)。仿真由 3 组实验构成，实验 1 验证单位功率价格的收敛性，实验 2 模拟 G1 阶段最优功率和最优功率价格的变化以及在 G2 阶段的成交情况，实验 3 则进行网络性能的评估。

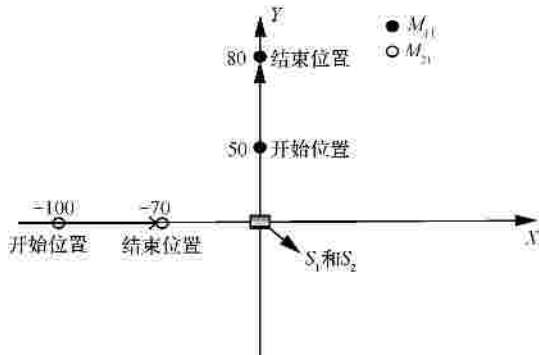


图 2 实验场景

在实验 1 中，固定 M_{11} 、 M_{21} 的位置， M_{11} 的坐标为(0, 50)； M_{21} 的坐标为(-70, 0)。单位下行功率价格的收敛如图 3 所示。可以看到，报价均从成本开始逐渐提高，这是因为只有如此才能保证买卖可以进行，从而保证博弈的有效性。当 C_{s_1} 为 0.1， b 为 0.9 时， $a_{s_{11}}$ 从成本 0.1 开始逐渐升高，经过 10 次迭代后，稳定在 0.72 处；而 C_{s_1} 为 0.1， b 为 0.5 时， $a_{s_{11}}$ 经过 5 次迭代后，稳定在 0.51 处。由此可见，经过一定次数的迭代后，报价将很快稳定不再变化，即最优报价。同样地，当 C_{s_2} 为 0.5， b 为 0.9 时， $a_{s_{21}}$ 稳定在 1.19 处；而 C_{s_2} 为 0.5， b 为 0.5 时， $a_{s_{21}}$ 则稳定在 0.83 处。另外，实验数据也完全符合理论分析和预期，证明了该方法的正确、有效。

在实验 2 中， M_{11} 和 M_{21} 在第 0 个时隙时分别位于(0,50)，(-100,0)。 $b_{11} = 0.9$ ， $b_{21} = 0.5$ ，单位下行功率成本 $C_{s_1} = 0.1$ ， $C_{s_2} = 0.1$ 。每经过一个时隙， M_{11} 横坐标 x 不变，纵坐标 y 增加 1，而 M_{21} 纵坐标 y 不变，横坐标 x 增加 1。假设总共经过 30 个时隙。

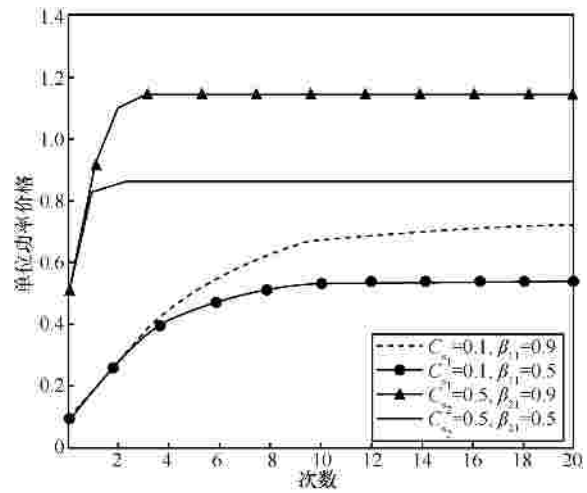


图 3 单位功率价格的收敛

M_{11} 最优功率需求如图 4(a)所示，可以看出 S_1 分配 M_{11} 的下行功率随时间的变化逐渐增大，因为 M_{11} 是远离 S_1 移动的，随着距离增大，所需功率也会增加。同时，如图 4(b)所示，单位功率价格是随距离的增大而减小。因为价格越低，越能促使 M_{11} 购买更多的功率从而提高 S_1 的收益。同样，图 4(c)和图 4(d)分别表示 S_2 分配 M_{21} 的下行功率和单位功率价格。 M_{21} 是向着 S_2 移动的，随着距离的减小，所需下行功率逐渐减小，单位功率价格逐渐增加。上述结果验证了本文在第 3 部分的理论分析。

图 5 表示 S_1 和 S_2 在 G2 中的成交价，可以看出整个过程分为 3 个阶段。第 1 个阶段，从第 0 到第 10 个时隙，此阶段的成交价为正， S_2 作为买方， S_1 作为卖方。因为此时 S_2 初始分配功率不能满足 M_{21} 的功率需求，需要购买额外的功率，而 S_1 则可以出售功率资源。第 2 个阶段，当时隙从第 11 到第 18 个时隙，由于 S_1 和 S_2 的功率都没有超出自己初始分配到的功率，不需要额外的功率支持，所以这一过程没有交易，成交价为 0。第 3 个阶段，当从第 19 时隙到第 30 时隙，此阶段的成交价为负， S_1 作为买方， S_2 作为卖方。因为 M_{11} 逐渐远离 AP， M_{21} 逐渐靠近 AP， S_1 初始分配功率不能满足 M_{11} 的功率需求，而 S_2 可以向 S_1 提供功率资源。

本文在无线网络虚拟化中，采用博弈方法共享网络资源，并根据实际需求和变化再分配资源。而目前的研究^[13,14]，虽然利用博弈方法进行资源分配，但仅仅只关注 MUE 对资源的需求，以及如何合理地将网络资源分配给 SP，并没有考虑利用网络虚拟化的优势共享网络资源，特别是对网络

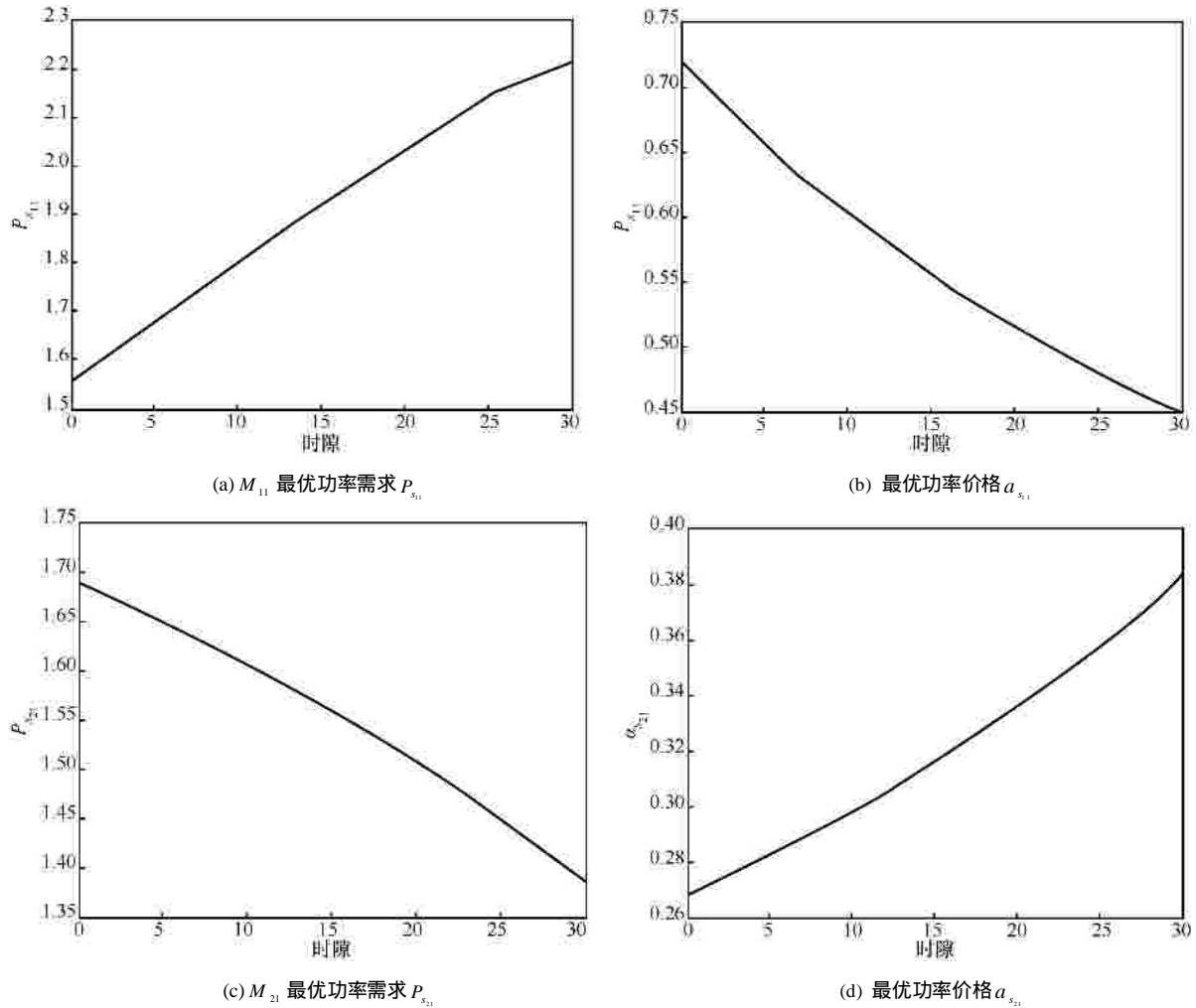


图 4 最优功率需求及最优功率价格

资源的再分配。为了体现 G2SPA 算法的优越性，将实验 3 和采用博弈方法且只关注 MUE 对功率需求的算法^[14]相比较，评估验证 G2SPA 的网络性能和有效性。

实验 3 设置了 5 个 SP (S_1, S_2, S_3, S_4, S_5)，初始分配功率分别为 5.0、2.0、1.0、1.0、1.0。单位下行功率成本均为 0.50。每个 MUE 随机接入断开，初始位置随机，MUE 随机移动，假设经过 100 个时隙。因为执行一次随机实验不具有代表性，所以执行实验 3 的 100 次取平均值。图 6 给出采用文献 [14] 的算法和采用 G2SPA 算法的网络传输速率。可以看出，相比文献 [14] 的算法，执行 G2SPA 算法每个用户的平均传输速率大约提升了 50%，在第 55 个时隙达到了 55%，这是因为当网络中出现负载不均衡时，G2SPA 算法通过采用拍卖机制进行资源的再分配，使轻负载的 SP 能够向超负载 SP 提供多余功率，从而满足 MUE 的需求，提高了整体网络传输速率。

图 7 表示功率资源利用率的对比，可以看出，G2SPA 算法要优于文献 [14] 的算法，执行 G2SPA 算法功率资源利用率最高达到了 88%。同样是因为当

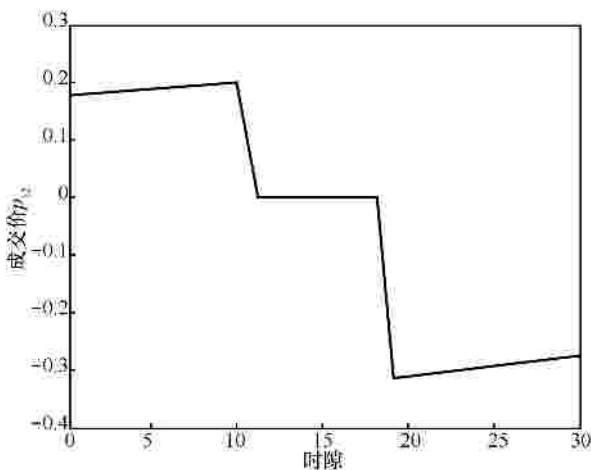


图 5 S_1 和 S_2 之间的成交价格 p_{12}

不同 SP 之间出现负载不均衡时, G2SPA 算法使不同负载 SP 之间进行功率资源的调度, 极大提高了功率资源利用率。

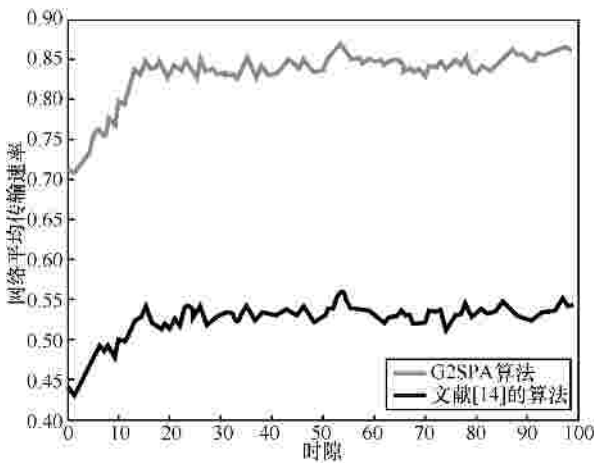


图 6 网络平均传输速率

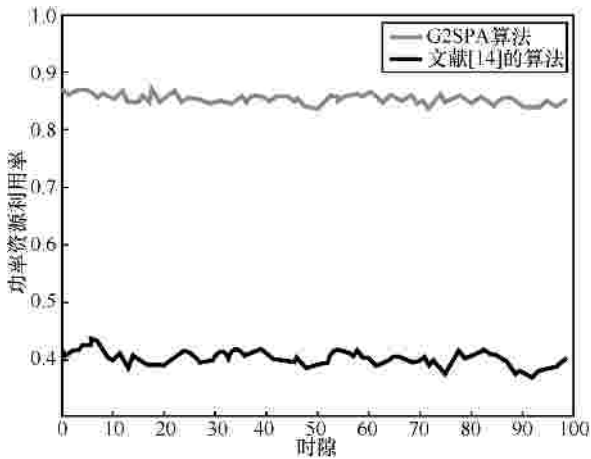


图 7 功率资源利用率

5 结束语

本文提出了一种在无线网络虚拟化环境下的功率分配算法 G2SPA, 有效地解决了多 SP 如何动态共享物理 AP 资源的问题。通过 G2SPA 算法, 确定了 SP 与 MUE 之间所需功率和单位下行功率价格, 同时解决了在不同负载 SP 之间进行功率资源的再分配问题。本文利用博弈寻求 SP 和 MUE 的最优策略, 达到斯坦博格均衡, 实现利益最大化。接下来, NO 根据各个 SP 的功率需求, 利用拍卖理论在负载不同的 SP 之间进行资源的调度, 从而提高功率资源的利用率。最后, 通过大量仿真实验, 证明了功率分配算法 G2SPA 的正确性和有效性。

附录 A 算法 1: 价格更新函数

```

输入:  $C_{s_i}, d_{M_{ij}}, b_{ij}$ 
输出:  $a_{s_{ij}}^*$ 
for  $i=1:n, j=1:m$  do
 $a_{s_{ij}} = C_{s_i}$ ;
if  $\frac{\partial u_{s_i}}{\partial a_{s_{ij}}} > 0$ 
for  $k=1:K$  do
 $a_{s_{ij}} = C_{s_i} - \frac{P_{s_{ij}}^*}{\frac{\partial P_{s_{ij}}^*}{\partial a_{s_{ij}}}}$ ;
if  $\frac{\partial u_{s_i}}{\partial a_{s_{ij}}} = 0$ 
返回  $a_{s_{ij}}^* = a_{s_{ij}}$ ;
end if
end for
end if
end for
end for
    
```

附录 B 算法 2: 买卖博弈

```

输入:  $C_{s_i}, d_{M_{ij}}, b_{ij}$ 
输出:  $P_{s_{ij}}^*, a_{s_{ij}}^*$ 
for  $i=1:n, j=1:m$  do
执行算法1;

$$P_{s_{ij}}^* = \frac{b_{ij}}{a_{b_{ij}} \ln 2} - \frac{s^2 + \sum_{-ij \neq ij} P_{s_{-ij}} G_{b_{-ij}}}{G_{b_{ij}}}$$
;
end for
返回  $P_{s_{ij}}^*, a_{s_{ij}}^*$ 
    
```

附录 C 算法 3: 拍卖博弈

```

输入:  $P_{s_{ij}}^*, a_{s_{ij}}^*$ 
输出:  $Q$ 
确定买卖双方, 计算买方的  $P_{o_i}, a_{o_i}$ , 卖方的  $P_{l_j}, c_{l_j}$ 。
for  $i=1:I, j=1:J$  do
if  $i > I$ 
Break;
else if  $j > J$ 
Break;
else if  $a_{o_i} < c_{l_j}$ 
Break;
    
```

```

else if  $P_{o_i} = 0$ 
     $i++$ ;
else if  $P_{l_j} = 0$ 
     $j++$ ;
else if

$$P_{ij} = \frac{a_{o_i} + c_{l_j}}{2};$$

    if  $P_{o_i} > P_{l_j}$ 
         $Q(P_{ij}, P_{o_i}, P_{l_j}) \in Q$ ;
         $P_{l_j} = P_{l_j} - P_{o_i}$ ;
         $P_{o_i} = 0$ ;
         $i++$ ;
    else
         $Q(P_{ij}, P_{o_i}, P_{l_j}) \in Q$ 
         $P_{o_i} = P_{o_i} - P_{l_j}$ ;
         $P_{l_j} = 0$ ;
         $j++$ ;
else if
end for
返回  $Q$ 

```

参考文献：

- [1] WANG X, KRISHNAMURTHY P, TIPPER D, et al. Wireless network virtualization[C]//2013 International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC). San Diego, c2013: 818-822.
- [2] BELT J, AHMADI H, DOYLE L E, et al. A dynamic embedding algorithm for wireless network virtualization[C]//2014 IEEE 80th Vehicular Technology Conference (VTC2014). c2014:1-6.
- [3] YANG M, LI Y, ZENG L G, et al. Karanagh-map like online embedding algorithm of wireless virtualization[C]//2012 15th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communication (WPMC). c2012:594-598.
- [4] FU F, KOZAT U C. Wireless network virtualization as a sequential auction game[C]//International Conference on Computer Communications(INFOCOM). San Diego, c2010:1-9.
- [5] LV X, XIONG A, ZHANG S L, QIU X S. VCG-based bandwidth allocation scheme for network virtualization[C]// 2012 IEEE Symposium on Computer and Communications (ISCC). Cappadocia, c2012:744-749.
- [6] YUN D Y, OK J, SHIN B, et al. Embedding of virtual network requests over static wireless multihop networks[J]. Computer Networks, 2013, 57(5):1139-1152.
- [7] LI C G, SUN F, JOHN M, CIOFFI, et al. Energy efficient MIMO relay transmissions via joint power allocations[J]. IEEE Transactions on Circuits and Systems-II, 2014, 61(7):531-535.
- [8] LI C G, WANG X, YANG L X, et al. A joint source and relay power allocation scheme for a class of MIMO relay systems[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2009, 57(12):4852-4860.
- [9] LI C G, YANG H J, SUN F, et al. Approximate closed-form energy efficient PA for MIMO relaying systems in the high SNR regime[J]. IEEE Communications Letters, 2014, 18(8):1367-1370.
- [10] WANG B B, HAN Z, LIU K J R. Distributed relay selection and power control for multiuser cooperative communication networks using stackelberg game[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(7):975-990.
- [11] SENGUPTA S, CHATTERJEE M. Designing auction mechanisms for dynamic spectrum access[J]. Mobile Network and Applications, 2008, 13(5):498-515.
- [12] FU F, KOZAT U C. Stochastic game for wireless network virtualization[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2013, 21(1):79-84.
- [13] ZHAO J H, WANG J, GONG Y. Joint power and rate control using game theory in heterogeneous network[C]//2013 International Conference on Wireless Communication and Signal Processing(WCSP). Hangzhou, China, c2013:1-5.
- [14] LI P, ZHU Y. Price-based power control of femtocell networks: a Stackelberg game approach[C]//2012 IEEE 23rd International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC). Sydney, c2012:1185-1191.

作者简介：



曹侯 (1983-), 男, 重庆人, 重庆邮电大学讲师, 主要研究方向为网络虚拟化、软件定义网络、资源管理和网络协议设计及性能分析。



郎文强 (1992-), 男, 安徽阜阳人, 重庆邮电大学硕士生, 主要研究方向为无线网络虚拟化。



陈卓 (1980-), 男, 重庆人, 重庆理工大学副教授, 主要研究方向为云计算、数据中心网络、无线传感器网络。



李云 (1974-), 男, 四川南充人, 重庆邮电大学教授, 主要研究方向为无线通信、软件定义网络。