



能量采集小基站中基于斯坦科尔伯格博弈的内容缓存算法

王学婷, 朱琦, 胡晗

(南京邮电大学, 江苏 南京 210003)

摘要: 为了提升用户对下载文献的满意度, 提出了能量采集小基站中基于缓存的资源分配算法。算法建立了联合用户接入和小基站缓存内容更新的斯坦科尔伯格博弈, 首先提出了基于联盟博弈的用户接入选择算法, 算法以用户满意度为效用函数允许用户在各联盟(小基站)之间转移, 当转移后的效用能满足转移准则时, 用户转移被接受, 算法允许多个用户接入同一基站, 用户采用 NOMA 技术共享小基站信道; 随后建立小基站缓存更新算法, 小基站调整自身的缓存内容以最大化收益。随后两层算法多次迭代, 最终获得均衡解。仿真结果证明本算法在用户满意度和能效上都比基于就近接入原则的算法有着更为出色的表现。

关键词: 联盟博弈; 内容缓存; 能量采集; NOMA

中图分类号: TN929.5

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-0801.2019024

A Stackelberg game based content caching algorithm in energy-harvesting small cell networks

WANG Xueting, ZHU Qi, HU Han

Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing 210003, China

Abstract: To improve the users' satisfaction of download files, a caching based resource allocation algorithm in energy-harvesting small cell networks was proposed, which was established as a Stackelberg game that jointly optimized user accessing and small cells' content updating. Firstly, a coalitional game for users to transfer between coalitions (small cells) with user satisfaction being utility function was proposed, and the transition was accepted once the utility of user after transferring satisfies the transition rules. Several users were allowed to be served by a same cell, and users accessing the same small cell would share the same channel using NOMA. Then, to maximize the benefit, a cache updating scheme was put forward to update the files cached by small cells. The equilibrium solution could be achieved after finite iterations of the two algorithms. The simulation results show that the proposed novel algorithm performs better in user satisfaction and energy-saving comparing with algorithm using principle of proximity.

Key words: coalitional game, content caching, energy-harvesting, NOMA

收稿日期: 2018-06-26; 修回日期: 2018-12-25

通信作者: 朱琦, zhuqi@njupt.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61571234, No.61631020); 江苏省研究生科研与实践创新计划项目 (No.KYCX17_0765); 江苏省自然科学基金资助项目 (No.BK20140894)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61571234, No.61631020), The Postgraduate Research & Practice Innovation Program of Jiangsu Province (No.KYCX17_0765), The Natural Science Foundation of Jiangsu Province of China (No.BK20140894)

1 引言

3GPP 发布的 5G 发展目标中, 2020 年无线通信系统的整体容量要求将达到 4G 要求的 1 000 倍, 现有的网络架构将不能满足 5G 网络迅猛增加的流量需求^[1]。超密集无线网络被公认为是大幅提升无线网络容量、解决蜂窝网所面临的 1 000 倍数据量挑战最富有前景的一种 5G 组网技术^[2]。为了使小基站能够适应各种地形, 能量采集技术逐渐被应用到小基站中。因此, 研究能量采集小基站的资源分配算法、增加系统容量是当前急需解决的问题。

当前适用于小基站资源分配问题的算法包括最优化算法和博弈论算法。最优化算法将小基站的资源分配问题构建为一个最大或最小化目标函数的表达式, 通过特定的优化算法将问题分解并求出相应的最优解。参考文献[3]研究两层无线系统中能量采集及电网双重供电小基站的能量分配和合作问题, 提出了在满足平均小基站总传输速率的要求上最大化网络能效的优化算法, 同时小基站之间采集的能量能够合作传输。参考文献[4]也是针对采集能量和电网能量的系统提出了有最大发射功率约束的最大化吞吐量算法, 采用最新的原对偶内点凸优化算法。参考文献[5]研究了缓存家庭基站网络中最优的内容放置问题, 算法将比特误码率作为效用函数, 以最小化效用函数为目标采用贪婪算法获得最优的内容放置结果。

博弈论算法是将需要优化的某类资源与特定的博弈模型结合, 通过相应的迭代和求解以获得稳定的均衡的一种方法。参考文献[6]提出一种基于能效最优的资源分配算法, 在考虑用户服务质量需求和干扰容限的情况下, 建立最大化网络能效的优化问题, 采用柯西不等式将原优化问题进行松弛并转化为非合作博弈问题。参考文献[7]针对 D2D、小基站和宏基站三层网络提出了采用

D2D 分享本地文件以减少对小基站请求的算法, 第一阶段用户产生请求并判断接入用户或基站, 第二阶段基站根据用户接入请求文件的情况更新文件。参考文献[8]针对能量采集及电网供电节点提出了以最小化总电网电能消耗的优化算法, 在保证用户获得所有文件的基础上联合优化子信道分配和功率控制。参考文献[9]针对能量采集小基站网络提出了一种基于分布式联盟博弈的干扰管理算法, 该算法将小基站网络中的协作干扰管理问题建模为带有转移效用的联盟博弈, 根据小基站的能量采集策略确定同一联盟内小基站的时间共享方式, 并利用提出的分布式联盟形成算法, 找出使系统总效用最大的稳定联盟结构、最优时间共享策略和最佳的功率分布。参考文献[10]研究了缓存内容已知时基于能效的资源分配问题, 该问题被建立为一个混合参数非线性编程问题, 该非线性问题被分解为一个一对一 (one-to-one) 匹配算法用户与小基站匹配子问题和小基站功率分配子问题, 通过迭代获得最终解。参考文献[11]针对小基站缓存系统提出了基于拍卖的资源分配算法, 网络服务提供者租用小基站为用户提供文件下载服务, 每个小基站根据出租的部分收取费用, 并建立拍卖以最大化每个小基站得到的收益。

但是, 参考文献[3-11]的算法中, 只有参考文献[9-10]考虑了合作的优化算法, 并且参考文献[9-10]没有考虑参考文献[5,7]中的内容更新问题, 而只有参考文献[3-4,8-9]考虑了能量采集。

因此, 本文针对能量采集小基站网络提出了基于合作博弈的能量采集小基站资源分配算法。首先将用户接入问题建立为一个联盟博弈, 具有能量采集和内容缓存的小基站可以采用 NOMA 技术接入多用户, 每个用户计算脱离当前联盟加入其他联盟的效用并选择使效用增加的联盟加入; 然后根据用户接入情况, 小基站调整自身文件缓存情况, 每个小基站根据接入



用户的请求或附近用户的请求更新自己的缓存, 为用户提供更好的服务或吸引用户接入以减少能量浪费。

2 系统模型

本算法研究的是异构蜂窝网络中能量采集小基站网络下行接入和功率等资源的分配问题, 场景如图 1 所示。

图 1 中场景有两层网络: 一层是由宏基站组成的蜂窝网络; 另一层是由能量采集小基站组成的小基站网络。小基站网络中有 N 个小基站, 集合为 $\{SBS\} = \{SBS_1, SBS_2, \dots, SBS_N\}$, 采集到能量的集合为 $\{E\} = \{E_1, E_2, \dots, E_N\}$, 在每个时隙开始的时候能量到达小基站。小基站具有存储能量的能力, 每个小基站在时隙开始时将本时隙开始时到达的能量与上一时隙剩余的能量合并到一起使用, 每个时隙开始的能量集合为 $\{ES\} = \{ES_1, ES_2, \dots, ES_N\}$, 每

个电池有相同的上限容量 $E_{\max}$, 因此每个小基站的能量为 $ES_n = \min(ES_n, E_{\max})$ 。假设传输时隙时长为 T , 则小基站在该时隙的发射功率集合为 $\{P^S\} = \left\{\frac{ES}{T}\right\} = \{P_1^S, P_2^S, \dots, P_N^S\}$ 。信道集合为 $\{CH\} = \{CH_1, CH_2, \dots, CH_C\}$, 共有 $|\{CH\}|$ 个, 每个小基站占用其中一个信道为接入该基站的用户提供服务, 用户集合为 $\{UE\} = \{UE_1, UE_2, \dots, UE_K\}$ 。

假设小基站网络与宏基站采用 underlay 的方式共用频谱, 宏基站会对使用相同信道的小基站产生干扰, 而使用相同频谱的小基站会对其他的小基站产生同层干扰。本算法以用户下载的文件价值为目标, 采用非重叠的联盟博弈将用户按照其接入的小基站划分为多个联盟 $\{S_n\}_{n \in N}$, 联盟中的用户采用 NOMA 技术接入其中一个小基站并按照与提供服务的基站信道增益

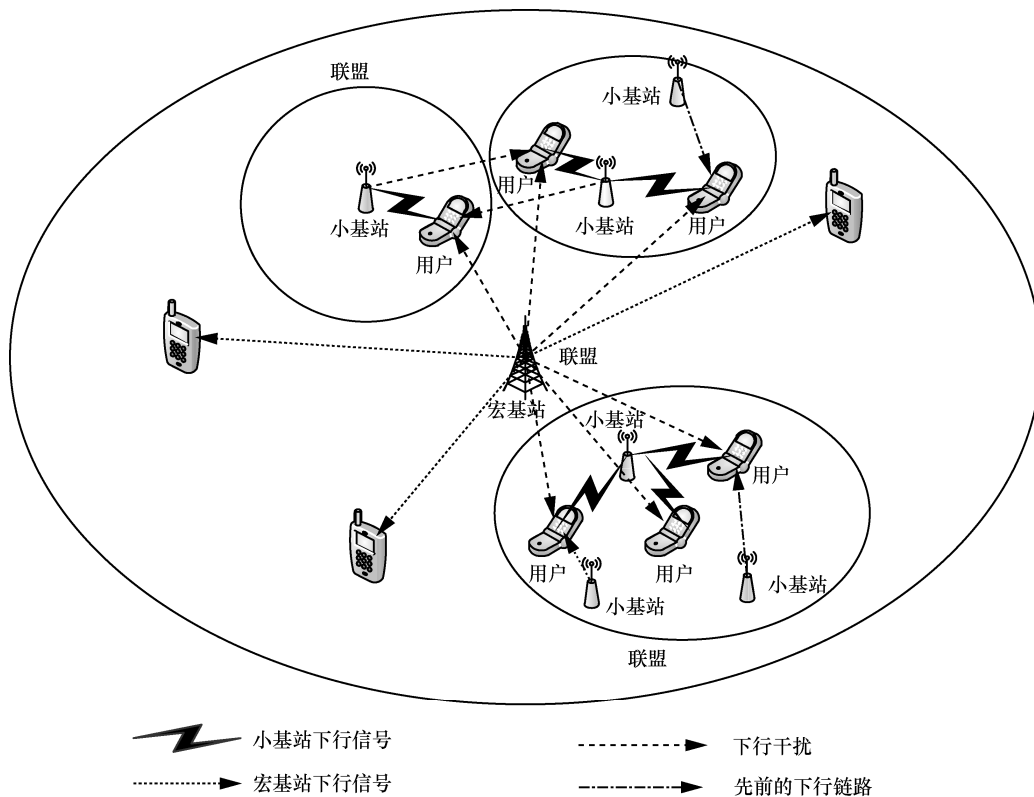


图 1 能量采集小基站下行场景

降序排列得到集合 $\{r_k\}_{k \in \{S_n\}}$, r_k 为用户 k 在联盟 S_n 中的排序。根据上述定义, 用户 $k \in \{UE\}$ 接入使用信道 $b \in \{CH\}$ 的小基站 $n \in \{SBS\}$ 的联盟 S_n 的信干噪比为:

$$\gamma_{n,k}^b = \frac{P_{n,k}^S \times G_{n,k}^{S,U}}{\sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k}^S \times G_{j,k}^{S,U} + P^M \times G_k^{M,U} + \sum_{i \in S_n, r_i < r_k} P_{n,i}^S \times G_{n,i}^{S,U} + N_0 \times B} \quad (1)$$

其中, $P_{n,k}^S$ 是接入以小基站 n 为服务基站的联盟, S_n 为用户 k 提供服务的发射功率, $G_{n,k}^{S,U}$ 为小基站 n 到达用户 k 的信道增益大小, $P_{n,k}^S \times G_{n,k}^{S,U}$ 是用户接收到的信号强度, $\{C_b\}$ 为使用信道 b 的小基站集合, $\{\text{act}\}$ 为当前激活的, 即有用户接入的小基站集合, $\sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k}^S \times G_{j,k}^{S,U}$

表示用户 k 受到信道 b 上来自其他处于激活状态上且使用信道 b 的基站的干扰, $P^M \times G_k^{M,U}$ 为宏基站使用信道 b 对用户 k 产生的干扰。根据 NOMA 的定义, 接入同一基站的同一信道上的多个用户中, 小基站给某个用户的发射功率会对其他用户造成干扰。信道增益大的用户可以通过 SIC (successive interference cancellation) 技术消除信道增益小的用户的干扰, 而信道增益低的用户受到来自信道增益高的用户的干扰时无法通过 SIC 消除, 因此使用 NOMA 技术的用户只受到比它信道增益更低的用户的干扰, $\sum_{i \in S_n, r_i < r_k} P_{n,i}^S \times G_{n,i}^{S,U}$ 就是用户 k 受到的来自同一基站的 NOMA 干扰, N_0 为噪声功率谱密度, B 为信道带宽, $N_0 \times B$ 是用户 k 受到的噪声。相应地, 用户 k 的速率为:

$$R_{n,k}^{S,U} = B \times \log(1 + \gamma_{n,k}^b) = B \times \log(1 + \frac{P_{n,k}^S \times G_{n,k}^{S,U}}{\sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k}^S \times G_{j,k}^{S,U} + P^M \times G_k^{M,U} + \sum_{i \in S_n, r_i < r_k} P_{n,i}^S \times G_{n,i}^{S,U} + N_0 \times B}) \quad (2)$$

3 联合用户接入和基站缓存的斯坦科尔伯格博弈算法

本算法考虑缓存文件的场景, 文件集合为 $\{\text{file}\} = \{f_1, f_2, \dots, f_F\}$, 集合中的文件按照流行度从大到小的顺序排列, 个数为 F , 其相应的价值集合 $\{\text{Value}\} = \{\text{va}_1, \text{va}_2, \dots, \text{va}_F\}$ 价值从大到小排列, 即越流行的文件序号越靠前, 其价值也越大, 每个文件的大小相同, 都为 SIZE。每个文件的流行度服从 Zipf 分布^[12], 也即文件被请求的概率为:

$$p(f_i) = \frac{i^{-r}}{\sum_{j \in F} j^{-r}} \quad (3)$$

其中, r 为 Zipf 分布的偏态参数, 为常量, $i, j \in F$ 分别为文件 f_i 和 f_j 在文件集合中的序号。设用户 k 请求文件的情况为 $\{A_k\} = \{e_1, e_2, \dots, e_F\}$, 小基站 n 缓存文件的集合为 $\{B_n\} = \{e_1, e_2, \dots, e_F\}$, $e_i = \{0, 1\}$ 表示对文件 i 的请求情况, $e_i = 1$ 表示对这个文件产生请求, $e_i = 0$ 则表示不请求该文件。

考虑 NOMA 技术^[13], 参考文献[14]针对固定内容缓存的能量采集小基站场景提出了基于联盟博弈的用户接入选择算法, 用户根据自身请求的文件和各小基站缓存文件的情况选择接入的小基站, 接入同一小基站的用户以 NOMA 技术共享信道和小基站发射功率, 以实现更高的用户满意度。

本文在参考文献[14]的基础上, 考虑小基站请求的缓存文件集合可以修改并在算法结束后再缓存集合中文件的场景, 提出了一个基于斯坦科尔伯格博弈的资源分配算法。算法将参考文献[14]的算法作为斯坦科尔伯格博弈的领导层, 将小基站根据接入用户或附近用户请求文件的情况更新缓存文件集合的算法作为从属层, 这两个子层算法分别达到均衡并反复迭代最终获得斯坦科尔伯格博弈均衡, 算法结束。

相比于参考文献[14]的算法, 本文算法更多地考虑了小基站缓存文件的更新, 并通过反复迭代



使用户的接入和小基站的缓存都得到优化,增加了用户对可获得服务的满意度。

3.1 基于联盟博弈的用户接入选择算法

根据缓存的定义可知,用户能从小基站中获得的文件与用户自身的文件请求、小基站的文件缓存以及用户接入小基站时被服务的吞吐量有关,因此本算法考虑联合优化用户的接入选择以及小基站的缓存以便使用户能够获得更多文件。考虑将用户接入选择建立为一个非重叠的联盟博弈,用户根据以 NOMA 技术接入不同基站下载文件获得的满意度选择使得单个联盟效益、用户本身效益以及联盟整体效益最大的小基站接入,将这一步骤作为斯坦科尔伯格博弈的领导层博弈。

本部分算法采用参考文献[14]提出的基于联盟博弈的用户接入选择算法,算法中联盟博弈的参与者为用户集合 $\{UE\} = \{UE_1, UE_2, \dots, UE_K\}$, $|\{UE\}| = K$, 每个用户只能接入一个基站,而采用 NOMA 技术的小基站可以同时为多个用户提供服务,每个基站服务的用户构成一个联盟。定义一个非重叠联盟 $S_n \subseteq K$, $n \in N$, S_n 为 K 的非空子集,满足 $\bigcup_n S_n = K$ 且 $S_n \cap S_m = \emptyset$, $n \neq m$ 。设形成的联盟数为 M , 这 M 个联盟构成的联盟结构为 $CS = \{S_1, S_2, \dots, S_M\}$ 。

本文假设每个小基站服务的用户数有限制,为 quota, 则用户接入小基站的情况分为两类:一类是用户接入的小基站只服务该用户;另一类是用户所接入的小基站服务多个用户,用户数小于 quota。设小基站 n 服务的用户构成联盟 S_n , 对用户 k 接入小基站 n 的功率做如下分配。

(1) 小基站用户数为 1 个:

$$P_{n,k}^S = P_n^S \quad (4)$$

(2) 小基站用户数为 q 个, $1 < q \leq \text{quota}$ 。

设 $\text{quota} = 2$, 用户 k 、 k' 接入小基站 n , 且用户 k 接入小基站 n 的信道增益比 k' 大, 根据式 (1), 用户 k' 的信干噪比为:

$$\gamma_{n,k'}^b = \frac{P_{n,k'}^S \times G_{n,k'}^{S,U}}{\sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k'}^S \times G_{j,k'}^{S,U} + P^M \times G_{k'}^{M,U} + N_0 \times B} \quad (5)$$

用户 k 的信干噪比为:

$$\gamma_{n,k}^b = \frac{P_{n,k}^S \times G_{n,k}^{S,U}}{\sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k}^S \times G_{j,k}^{S,U} + P^M \times G_k^{M,U} + P_{n,k'}^S \times G_{n,k}^{S,U} + N_0 \times B} \quad (6)$$

令 $\gamma_{n,k'}^b = \gamma_{n,k}^b$, 且 $P_{n,k}^S + P_{n,k'}^S = P_n^S$, 得出发射功率:

$$P_{n,k'}^S = -\frac{G_{n,k'}^{S,U} \times g(k) + G_{n,k}^{S,U} \times g(k')}{2 \times G_{n,k'}^{S,U} \times G_{n,k}^{S,U}} + \frac{\left((G_{n,k'}^{S,U/2} \times g(k)^2 + 4 \times p_n^S \times G_{n,k'}^{S,U} \times G_{n,k}^{S,U/2} \times g(k') + 2 \times G_{n,k'}^{S,U} \times G_{n,k}^{S,U} \times g(k') \times g(k) + G_{n,k}^{S,U/2} \times g(k')^2)^{1/2} \right)}{2 \times G_{n,k'}^{S,U} \times G_{n,k}^{S,U}} \quad (7)$$

$$P_{n,k}^S = P_n^S - P_{n,k'}^S \quad (8)$$

式 (8) 中的 $g(k') = \sum_{j \in \{C_b\} \cap \{\text{act}\}} P_{j,k'}^S \times G_{j,k'}^{S,U} + P^M \times G_{k'}^{M,U} + N_0 \times B$, 是用户 k' 受到其余同信道小基站和宏基站的干扰与噪声之和, $g(k)$ 同理。

用户接入小基站获得的功率确定后, 可以计算出在时隙内能够下载的文件数。同时, 由于小基站缓存的文件与用户要求的文件存在差异性, 因此用户能从小基站获得的文件不多于小基站缓存文件与用户请求文件的交集文件数, 即 $|A_k \cap B_n|$ 。因此下载文件数为:

$$\text{down}_{n,k} = \min \left(\left\lceil \frac{R_{n,k}^{S,U} \times T}{\text{file}} \right\rceil, |A_k \cap B_n| \right) \quad (9)$$

式(9)中 $\left\lceil \frac{R_{n,k}^{S,U} \times T}{\text{file}} \right\rceil$ 为用户 k 接入小基站 n 时能够在时隙 T 内传输的文件数, $\lceil \cdot \rceil$ 表示对括号内的数值向下取整。

根据以上定义, 用户将从小基站中下载 $\{A_k \cap B_n\}$ 中的前 $\text{down}_{n,k}$ 个文件, 这 $\text{down}_{n,k}$ 个文

件的集合是 $\{\text{load}_{n,k}\} = \{e_1, e_2, \dots, e_F\}$, 获得文件价值之和以及用户满意度为^[15]:

$$V_{n,k} = (\text{Value}, \text{load}_{n,k}) \quad (10)$$

$$U_{n,k} = \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k} - V_{n,k}(\text{req}))}} \quad (11)$$

式(11)是用户个人效用, τ 是用于衡量效用曲线在 $V_{n,k}(\text{req})$ 附近的斜率, $V_{n,k}(\text{req})$ 为预先设置好的用户期望的文件价值, 如果用户最终获得的文件价值小于 $V_{n,k}(\text{req})$, 用户会选择接入而不是放弃下载文件。本算法采用联盟博弈, 将用户划分为多个联盟形成联盟结构 CS, 算法需要考虑博弈参与者即用户的个人效用, 每个联盟的效用以及联盟整体效用可以表示如下:

$$x_k(S_n, \text{CS}) = \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k} - V_{n,k}(\text{req}))}} \quad (12)$$

$$v(S_n, \text{CS}) = \sum_{k' \in S_n} \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k'} - V_{n,k'}(\text{req}))}} \quad (13)$$

$$v(\text{CS}) = \sum_{n \in M} v(S_n, \text{CS}) = \sum_{n \in M} \sum_{k' \in S_n} \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k'} - V_{n,k'}(\text{req}))}} \quad (14)$$

式(12)为用户个人效用, 式(13)为联盟 S_n 的联盟效用, 式(14)为整个联盟结构的总体效用。

3.2 联盟形成博弈算法

根据第 3.1 节中定义的联盟博弈效用函数, 每个用户需要计算自己脱离当前的联盟(即接入的小基站), 然后加入新的联盟前后的个人效用、目标联盟的效用以及联盟结构总效用, 通过比较 3 个效用在用户转移前后的变化, 决定用户是否可以转移。

为了防止用户在联盟转移中出现在几个联盟内循环的问题, 算法提出建立用户接入选择历史集合 $\{h_k(t)\}_{k \in K}$, 在联盟结构发生改变时记录下每一次用户的选择情况, 并将此次更改的用户接入情况与之前所有的记录作对比, 一旦存在完全相同的接入情况记录, 联盟博弈算法终止, 拒绝本次的用户转移请求, 将最近一次的用户接入记录作为最终用户接入选择策略。

如上所述, 在联盟博弈中每个用户自主尝试

接入不同的小基站, 计算改变接入情况下的效用, 判断转移是否能被接受, 并更新当前联盟结构, 在用户接入选择历史集合和转移准则的约束下, 联盟结构向着最优联盟结构 CS^* 收敛, 最终在与 CS^* 相同时算法结束。

3.3 小基站缓存更新算法

在用户接入选择确定的情况下, 小基站缓存文件的集合将决定用户能够从小基站获得文件带来的满意度。因此, 在进行完用户接入选择算法后, 需要对小基站缓存的文件集合作出修改, 以增加用户对接入小基站并下载文件的满意度。在每个时隙开始时, 每个小基站并没有直接下载缓存文件集合中需要的文件, 而是将希望下载的文件标记在缓存集合中, 各小基站之间通过算法修改各自请求的文件, 当算法结束时下载请求的文件以改善系统的性能。本文场景中假设小基站采用有线连接的方式接入核心网以获得所需文件, 相比于小基站和用户之间无线传输的信道容量, 通过线路从核心网下载请求文件的时间和算法收敛的时间可以忽略, 整个时隙可近似看作全部时间都用于用户从小基站下载文件; 此外, 从核心网获取文件的技术不在本文讨论范围内, 因此本文接下来研究的是小基站缓存内容更新算法。

设当前用户的联盟结构为 CS' , 相应的接入情况为 $\{h_k(t)\}_{k \in K}$, 由于用户可以接入其他小基站, 设有用户接入的小基站集合为 $\{\text{act}\}$, 而没有用户的小基站集合为 $\{\text{SBS}\} \setminus \{\text{act}\}$, 初始小基站的缓存集合为 $\{B_n\}_{n \in N}$, 用户的请求文件集合为 $\{A_k\}_{k \in K}$ 。对于有用户接入的小基站而言, 需要根据用户的请求更新自己的缓存; 而对于没有用户接入的小基站, 由于采集的能量有上限, 存储的能量到达上限后多余的将被丢弃, 因此每个小基站都希望能够有用户接入以使用采集到的能量。为了能够吸引用户接入, 小基站将统计一定范围内用户的文件请求, 并根据这些用户的请求缓存文件以争取这些用户的接入, 从而避免能量的浪费。



(1) 对于小基站 $n \in \{\text{act}\}$ 构成的联盟 S_n ，设接入的用户集合为 $\{\text{user}\}$ ，联盟内的用户数为 $|S_n|$ ，则一个文件最多可被 $|S_n|$ 个用户请求，小基站缓存被请求多的文件会带来更大的效益，因此统计不同请求次数 fr 的文件并组成集合 $\{\{f_i\}_{i \in F, \text{fr}}\}_{n, \text{fr} \in [1, |S_n|]}$ ， $\{f_i\}_{i \in F, \text{fr}}$ 表示请求次数为 fr 的文件集合，集合内文件按照序号从低到高顺序排列，也即价值从大到小排列，小基站 n 将按缓存数从大到小、序号从低到高（文件价值从高到低）的顺序尝试缓存文件并计算缓存参考文献带来的收益。设每个文件单价相同，都为 b ，缓存文件带来的收益为用户根据当前缓存的文件获得的满意度之和，价格为下载文件要支付的价格。小基站缓存的效用函数可表示为：

$$U_n^{B_n} = \sum_{k \in \{\text{user}\}} \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k} - V_{n,k}(\text{req}))}} - b \times |B_n| \quad (16)$$

其中， $\sum_{k \in \{\text{user}\}} \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k} - V_{n,k}(\text{req}))}}$ 为联盟内用户在小基站 n 缓存为 B_n 时所有接入用户满意度之和， $|B_n|$ 为缓存文件数， $b \times |B_n|$ 则是缓存文件需要支付的代价。

(2) 对于小基站 $n \in \{\text{SBS}\} / \{\text{act}\}$ 的联盟 S_n ，设小基站缓存为 B_n ，设小基站统计信道增益大于 $\beta \times G_{\text{th}} / \text{ES}_n$ 的用户， β 为系数， G_{th} 为信道增益门限，即能量越大的小基站统计的范围越大，所得到的用户的集合为 $\{\text{user}\}$ ，用户数为 $|\{\text{user}\}|$ ，一个文件最多被 $|\{\text{user}\}|$ 个用户请求，文件不同请求次数集合为 $\{\{f_i\}_{i \in F, \text{fr}}\}_{n, \text{fr} \in [1, |\{\text{user}\}|]}$ ，效用函数为：

$$U_n^{B_n} = \sum_{k \in \{\text{user}\}} \frac{1}{1 + e^{-\tau(V_{n,k} - V_{n,k}(\text{req}))}} - b \times |B_n| \quad (17)$$

根据以上的定义，在确定用户集合 $\{\text{user}\}$ 后，小基站将按照缓存次数从多到少，文件价值从高到低的顺序缓存文件并计算效用，直至效用开始下降，缓存结束。因此每个用户一定存在一个文件集合，当再增加其中的文件时只会使得效用下降，或者缓存所有的文件，因此本算法收敛。可

以总结小基站文件缓存算法如下。

算法 1 小基站缓存算法

初始化：联盟结构 CS' ，小基站集合 $\{\text{SBS}_n\}_{n \in N}$ ，有用户接入小基站集合 $\{\text{act}\}$ ，文件单价 b ，小基站初始缓存 $\{B_n^0\}_{n \in N} = \{0\}$ ，用户请求文件集合 $\{A_k\}_{k \in K}$ ，小基站效用函数集合 $\{U_n^{B_n}\}_{n \in N} = \{0\}$ ；

for $n=1: N$

if $|\{\text{user}\}_n| > 0$

统计不同请求次数文件集合 $\{\{f_i\}_{i \in F, \text{fr}}\}_{n, \text{fr} \in [1, |S_n|]}$ ；

for $r=\text{fr}: -1: 1$

for $i=1: |\{f_i\}_{i \in F, r}|$

对每个属于集合 $\{f_i\}_{i \in F, r}$ 中的文件按序号从小到大的顺序依次加入小基站 n 的缓存集合 B_n 中，根据式 (16) 计算 $U_n^{B_n, \text{temp}}$ ；

if $U_n^{B_n, \text{temp}} \geq U_n^{B_n}$

则缓存该文件，令 $U_n^{B_n} = U_n^{B_n, \text{temp}}$ ；

else

将该缓存文件从 B_n 中剔除；

end

end

end

else

统计不同请求次数文件集合 $\{\{f_i\}_{i \in F, \text{fr}}\}_{n, \text{fr} \in [1, |\{\text{user}\}|]}$ ；

for $r=\text{fr}: -1: 1$

for $i=1: |\{f_i\}_{i \in F, r}|$

对每个属于集合 $\{f_i\}_{i \in F, r}$ 中的文件按序号从小到大的顺序依次加入小基站 n 的缓存集合 B_n 中，根据式 (17) 计算 $U_n^{B_n, \text{temp}}$ ；

if $U_n^{B_n, \text{temp}} \geq U_n^{B_n}$

则缓存该文件，令 $U_n^{B_n} = U_n^{B_n, \text{temp}}$ ；

else

将该缓存文件从 B_n 中剔除；

end

end

end
end
end

3.4 联合用户接入联盟博弈及小基站缓存更新算法

根据上文所述, 用户先进行接入选择联盟博弈算法, 然后小基站根据用户接入情况调整自己的缓存, 以吸引用户接入, 接下来两个算法相互迭代, 调整用户接入和基站缓存情况。但本文还考虑了小基站采集的能量可以存储, 因此需要计算当前时隙内下载需要使用的能量。

根据式 (4)、式 (7) ~ 式 (9), 可以计算出用户 k 接入小基站 n 获得的发射功率 $P_{n,k}^S$ 和下载的文件数 $\text{down}_{n,k}$, 将发射功率代入式 (2) 计算可以得到传输速率 $R_{n,k}^b$, 传输这些文件使用的时间是:

$$\text{Tran}_{n,k} = \frac{\text{down}_{n,k} \times \text{SIZE}}{R_{n,k}^{S,U}} \quad (18)$$

因此使用的能量为:

$$\text{Ener}_{n,k} = \text{Tran}_{n,k} \times P_{n,k}^S \quad (19)$$

那么在本时隙结束时小基站 n 电池内剩余的能量为:

$$\text{ES}_n^{\text{end}} = \text{ES}_n - \sum_{k \in \text{CS}_n} \text{Ener}_{n,k} \quad (20)$$

下一时隙开始时又有新能量 E_n 加入 SBS_n , 设加入后的能量为:

$$\text{ES}_n = \text{ES}_n^{\text{end}} + E_n \quad (21)$$

根据 $\text{ES}_n = \min(\text{ES}_n, E_{\max})$ 调节时隙开始时小基站的存储能量和发射功率。每一个时隙的具体算法流程可总结如下。

算法 2 联合用户接入及小基站缓存算法

初始化: 小基站集合 $\{\text{SBS}_n\}_{n \in N}$, 用户集合 $\{\text{UE}_k\}_{k \in K}$, 小基站初始缓存 $\{B_n^0\}_{n \in N}$, 用户请求集合 $\{A_k\}_{k \in K}$, 根据小基站剩余能量和本时隙开始时

采集的能量获得小基站初始的能量集合 $\{\text{ES}_n\}_{n \in N}$, 发射功率集合 $\{P^S\}$, 初始联盟结构 CS_0 , 根据式 (12) ~ 式 (14) 计算用户个人效用集合 $\{x_k^0\}_{k \in K}$, 联盟效用集合 $\{v(S_n, \text{CS}^0)\}_{n \in N}$ 以及联盟总效用 $v(\text{CS}^0)$, 令 $t = 1$, $\text{quota} = 2$;

while 1

计算用户个人效用集合 $\{x_k^t\}_{k \in K}$, 联盟效用集合 $\{v(S_n, \text{CS}^t)\}_{n \in N}$, 联盟总效用 $v(\text{CS}^t)$ [14], 更新联盟结构 CS^t ;

利用算法 1 计算联盟结构为 CS^t 时的小基站缓存 $\{B_n^t\}_{n \in N}$;

if $\text{CS}^t = \text{CS}^{t-1}$

break;

else

$t = t + 1$;

end

end

最终缓存为 $\{B_n^t\}_{n \in N}$, 最佳接入为 $\text{CS}^* = \text{CS}^t$, 根据小基站接入用户的使用功率计算小基站剩余的能量 $\{\text{ES}_n^{\text{end}}\}_{n \in N}$ 。

根据对于两层算法的叙述, 可以证明每层算法都存在均衡解。根据斯坦科尔伯格博弈的定义, 由于斯坦科尔伯格博弈是由两个子博弈算法相互迭代影响得到的, 因此当每个子博弈都存在均衡解时, 该斯坦科尔伯格博弈一定存在一个斯坦科尔伯格博弈均衡。

4 仿真结果与分析

本文的仿真场景是由宏基站和能量采集小基站网络组成的两层网络。宏基站覆盖半径为 200 m 的圆形区域, 在覆盖范围内, 用户和小基站的分布都服从均匀分布, 小基站采集的能量也服从均匀分布。场景中, 用户与基站之间的信道模型来源于参考文献[16]。根据参考文献[16]的定义, 信道增益可根据用户与基站之间的距离 d 划分为如下两种情况。



(1) $d \leq 15$

$$G = -(40 + 25 \times \lg d + 10) \text{ dB} \quad (22)$$

(2) $d > 15$

$$G = -(60 + 25 \times \lg 15 + 40 \times \lg(d - 15) + 10) \text{ dB} \quad (23)$$

仿真参数总结见表 1。

表 1 仿真参数

参数	取值
用户数 K	[14, 24]个
小基站数 N	22 个
信道数 C	4
每个小基站最大服务用户数 quota	2
信道带宽 B	500 kHz
文件大小 SIZE	300 KB
文件总数	100
文件价值	[0.5, 1]
小基站缓存文件数	[20, 30]
用户请求文件数	[20, 40]
信道增益门限 G_{th}	3.163×10^{-8}
β	0.1
τ	5
偏态参数 r	0.5
噪声功率谱密度 N_0	-174 dBm/Hz

为了验证本算法的性能, 本文将提出的联合用户接入和基站缓存的算法与采用就近接入原则的算法以及不考虑缓存内容更新的参考文献[14]中的算法做比较。

图 2 中对比了 3 种算法用户平均满意度随用户数的变化。从图 2 中可以看出, 同一基站数时, 随着用户数的增加用户平均满意度随之下降, 因为随着用户的增加, 小基站能够分得的能量下降, 用户下载的文件也减少, 因此用户满意度下降。还可以看出, 采用本算法的用户平均满意度更高, 因为本文算法在用户接入选择以外还考虑了小基站文件缓存的更改, 使得用户下载的文件

增加, 满意度也增加, 而参考文献[14]中的算法仅考虑了用户接入, 就近原则算法则没有优化, 因此满意度低。

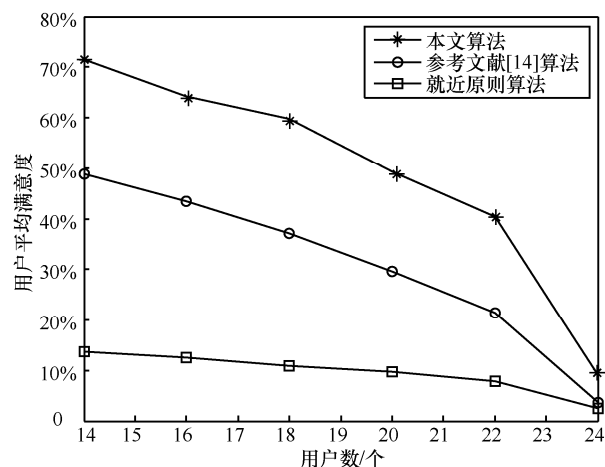


图 2 用户平均满意度值随用户数变化的对比

小基站激活数目随用户数变化的对比如图 3 所示。可以看出小基站激活情况随着用户数增加而上升。这是因为随着用户数增加, 用户为了提高满意度选择接入不同的基站, 因此激活的数目增加。可以从图 3 中得出, 本文算法激活数要高于对比的两个算法, 因为本文算法考虑了小基站缓存文件的更改, 没被激活的小基站可通过更新缓存吸引用户接入, 而考虑了用户接入联盟博弈的参考文献[14]算法则略高于就近原则算法, 因为算法中考虑如果所有接入小基站的用户从小基站中无法完整下载一个文件就不激活该基站, 而参考文献[14]算法使用联盟博弈为用户选择接入能下载更多文件的小基站, 因此对比算法能够激活更多的小基站。两个对比算法都在最后略有下降, 这是因为用户数进一步增加, NOMA 带来的干扰也增加, 为了减少干扰增加效用, 小基站激活的数目会下降。

图 4 对比的是小基站平均满意度随用户数的变化。当小基站数一定时, 随着用户数的增加小基站平均满意度下降。这是因为随着用户数的增加, 一方面是激活的基站数增多, 增大了同层干扰和

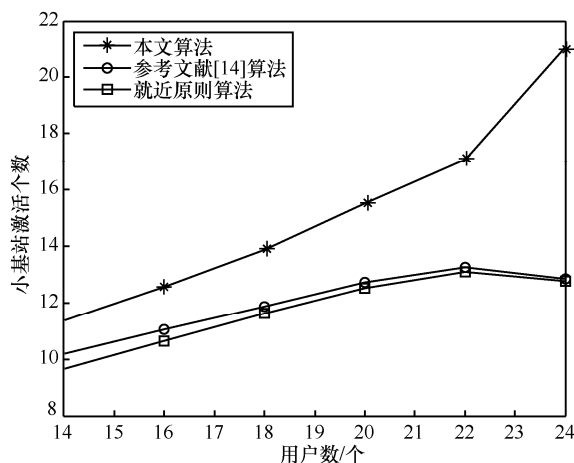


图3 小基站激活数随用户数变化的对比

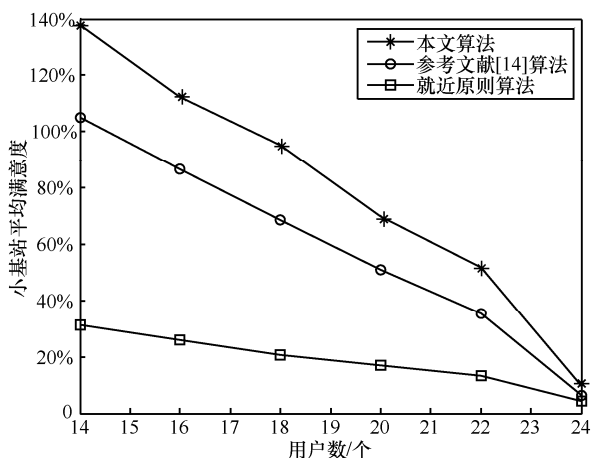


图4 小基站平均满意度随用户数变化的对比

NOMA 干扰, 另一方面是用户分得的功率下降, 能够下载的文件减少, 虽然用户数增加, 但由于小基站接入用户上限为 2, 每个小基站的用户并不会增加很多, 因此小基站平均满意度下降。因为多采用了缓存更新算法, 本文算法的小基站平均满意度要高于参考文献[14]中的算法的, 而参考文献[14]中的算法采用了用户接入联盟博弈, 能够使用户接入更好的小基站获取文件, 因此平均满意度要高于就近原则算法。

图 5 对比的是小基站能效随用户数的变化。从图 5 中可以看出, 本文算法的能效最高, 并随着用户数增加而下降。这里能效的定义不是传输速率与能量之比, 而是下载小基站被下载的文件总价值与能量之比, 下载的文件价值与下载速率

成正比。由于用户数的增加, 采用 NOMA 接入算法的本文算法和对比算法的小基站内部的 NOMA 干扰增加。从图 3 可以看出, 随着激活的小基站数目增加, 小基站之间的干扰也增加, 因此根据能效的定义, 信道条件差的传输速率低, 导致能效降低, 因此干扰的增大导致 3 个算法能效降低, 但由于本文算法使用了文件的更新, 使用户下载的文件价值增加, 因此能效最高, 而参考文献[14]的算法采用联盟博弈调整用户接入, 因此能效要高于就近原则算法。

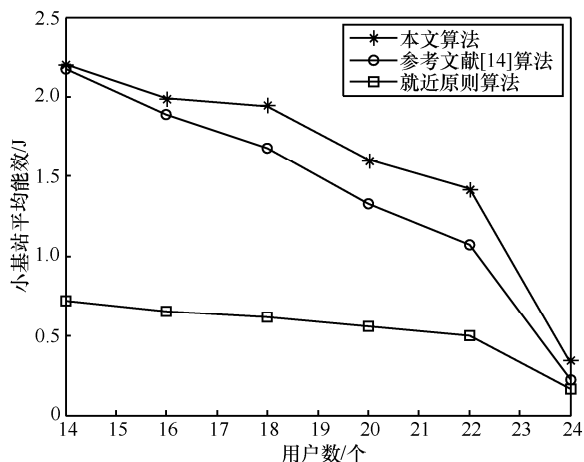


图5 小基站能效随用户数变化的对比

图 6 中对比了 3 种算法平均每时隙浪费的能量随用户数的变化。从图 6 中可以看出, 平均每时隙浪费的能量随着用户数的上升而下降, 这是因为随着用户数的上升, 小基站中的采集能量使用得越多, 因此浪费得越少。从图 6 中还可以看出, 本文算法浪费的能量要低于两个对比算法, 这是因为本文采用了斯坦科尔伯格博弈, 领导层博弈调整用户接入, 从属层调整小基站的缓存, 两者迭代, 能够充分利用小基站采集的能量为用户下载文件, 从图 3 可以看出小基站激活的数目要高于对比的两个算法, 因此浪费的能量最小。使用联盟博弈进行用户接入选择的参考文献[14]算法则因为选择了更好的小基站为用户服务, 浪费的能量要低于就近原则算法。

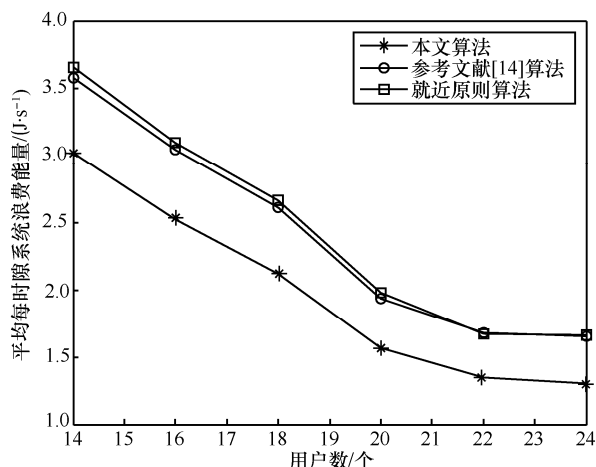


图6 平均每时隙浪费能量随用户数变化的对比

5 结束语

本文研究的是分层异构网络中具有能量采集能力小基站的文件缓存问题, 提出了联合优化用户接入选择和小基站缓存内容更新的斯坦科尔伯格博弈, 将用户接入小基站问题建立为一个非重叠的联盟博弈, 以用户满意度衡量用户在联盟之间转移的效用情况, 一旦效用满足转移准则, 这个转移就被小基站所接受, 每个小基站都可以同时接受多个用户, 这些用户采用 NOMA 技术共用频谱; 然后根据用户接入小基站的情况调整每个小基站的缓存内容以增加用户的满意度。两个算法相互迭代, 最终用户接入情况和小基站的缓存不再变换。仿真将固定缓存算法与本文算法做出对比, 显示出本文算法在用户满意度和能量使用情况上的优越性。

参考文献:

- [1] ZHANG Q, ZENG J, SU X, et al. Virtual small cell selection schemes based on sum rate analysis in ultra-dense network[M]// Communications and Networking. Heidelberg: Springer, 2018: 78-87.
- [2] 李渝舟, 江涛, 曹洋, 等. 5G 绿色超密集无线异构网络: 理念、技术及挑战[J]. 电信科学, 2017, 33(6): 34-40.
LI Y Z, JIANG T, CAO Y, et al. Green 5G ultra-dense wireless heterogeneous networks: guidelines, techniques, and challenges[J]. Telecommunications Science, 2017, 33(6): 34-40.
- [3] RAMAMONJISON R, BHARGAVA V K. Energy allocation

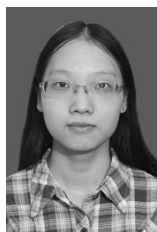
and cooperation for energy-efficient wireless two-tier networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2016, 15(9): 6434-6448.

- [4] HE P, ZHAO L, VENKATESH B. Optimal power allocation for hybrid energy harvesting and power grid coexisting system with power upper bounded constraints[J]. IEEE Transactions on Signal & Information Processing over Networks, 2016(99): 1.
- [5] SONG J, SONG H, WAN C. Optimal content placement for wireless femto-caching network[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2016(99): 1.
- [6] 章跃跃, 夏玮玮, 朱亚萍, 等. 超密集网络中基于能效最优的资源分配算法[J]. 电信科学, 2017, 33(10): 26-33.
ZHANG Y Y, XIA W W, ZHU Y P, et al. An optimal energy-efficient resource allocation algorithm in ultra-dense network[J]. Telecommunications Science, 2017, 33(10): 26-33.
- [7] PAPPALARDO I, QUER G, RAO B D, et al. Caching strategies in heterogeneous networks with D2D, small BS and macro BS communications[C]//IEEE International Conference on Communications, May 22-27, 2016, Kuala Lumpur, Malaysia. Piscataway: IEEE Press, 2016: 1-6.
- [8] HUANG X, ANSARI N. Content caching and distribution in smart grid enabled wireless networks[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2016, 4(2): 513-520.
- [9] CHEN J, ZHU Q, ZHAO S. Interference management algorithm based on coalitional game for energy-harvesting small cells[J]. Ksii Transactions on Internet & Information Systems, 2017, 11(9): 4220-4241.
- [10] ZHOU Z, DONG M, OTA K, et al. Energy-efficient context-aware matching for resource allocation in ultra-dense small cells[J]. IEEE Access, 2015(3): 1849-1860.
- [11] YOU F, LI J, LU J, et al. On the auction-based resource trading for a small-cell caching system[J]. IEEE Communications Letters, 2017, (99): 1.
- [12] BRESLAU L, CAO P, FAN L, et al. Web caching and Zipf-like distributions: evidence and implications[C]//Eighteenth Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, March 21-25, 1999, New York, NY, USA. Piscataway: IEEE Press, 1999: 126-134.
- [13] VIEN Q T, LE T A, BARN B, et al. Optimising energy efficiency of non-orthogonal multiple access for wireless backhaul in heterogeneous cloud radio access network[J]. Iet Communications, 2016, 10(18): 2516-2524.
- [14] WANG X T, ZHU Q. A coalitional game based user access algorithm in energy-harvesting small cell networks[C]//2018 International Conference on Communications Technology (ICCT), Oct 8-11, 2018, Chongqing, China. Piscataway: IEEE Press, 2018: 418-423.
- [15] WU D, WU Q, XU Y, et al. QoE-based distributed multichannel allocation in 5G heterogeneous cellular networks: a match-

ing-coalitional game solution[J]. IEEE Access, 2017, 5(99): 61-71.

- [16] CLAUSSEN H, HO L T W, SAMUEL L G. Self-optimization of coverage for femtocell deployments[C]//Wireless Telecommunications Symposium, April 24-26, 2008, Pomona, CA, USA. Piscataway: IEEE Press, 2008: 278-285.

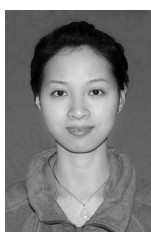
[作者简介]



王学婷（1994—），女，南京邮电大学硕士生，主要研究方向为能量采集小基站。



朱琦（1965—），女，南京邮电大学教授、博士生导师，主要研究方向为移动通信与无线技术。



胡晗（1985—），女，博士，南京邮电大学讲师，主要研究方向为异构蜂窝网络干扰建模与干扰管理。