

基于加权协商对策论异构网络快速 无线传输的速率分配算法

刘娇蛟, 韦 岗

(华南理工大学电子与信息学院, 广东广州 510640)

摘 要: 本文研究异构无线网络合作传输的速率分配问题. 作为合作传输的理性参与者, 异构网络可通过反复协商得到彼此都满意的最优分配方案, 即协商对策. 因此, 本文在速率需求和可用带宽这两个约束条件下, 考虑网络传输能力的异构性, 用加权协商对策论对异构网络合作传输的速率分配进行了数学建模; 以最小传输时间作为优化目标构造了效用函数, 证明了该函数是一个凸函数, 并利用拉格朗日乘法法推导出最优显式解; 提出了一种在终端上可实现的速率分配算法, 进行了性能仿真实验. 本文算法特别适合于应急通信等快速传输场景.

关键词: 合作传输; 速率分配; 协商对策论; Nash 协商对策解

中图分类号: TN915.6 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2012) 07-1471-05

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.3969/j.issn.0372-2112.2012.07.030

A Game-Theoretic Rate Allocation with Minimized Transmission Time over Heterogeneous Wireless Access Networks

LIU Jiao-jiao, WEI Gang

(School of Electronic and Information Engineering, South China University of Technology, Guangzhou, Guangdong 510640, China)

Abstract: Collaborative transmission is an efficient solution to high-speed wireless communication and the question of rate allocation arises as how to divide the traffic flow among networks. As the players in collaborative transmission, heterogeneous networks would like choose collectively an outcome in the negotiating method to benefit all the individuals, which is a progress of bargaining. Then the static rate allocation over networks is formulated as a weighted bargaining game framework, where the heterogeneity of the transmission capabilities of different networks is taken into account. With the minimized transmission time as the optimal objective, the utility function is proved to be convex and the closed Nash bargaining solution is derived with the Lagrange multipliers method. Moreover, an algorithm is presented to realize rate allocation in the multi-mode device. Simulation results demonstrate that the proposed method is more efficient with the least transmission time and suitable for the emergency communication scenario.

Key words: collaborative transmission; rate allocation; bargaining game; Nash bargaining solution

1 引言

合作传输是解决高速无线通信的有效方法. 随着通信技术的飞速发展, 各种异构网络大量共存, 如蜂窝移动通信网、无线城域网、无线局域网、无线个域网等. 同时, 越来越多的移动终端具有多网接入能力, 即多模终端, 用户希望利用无线接入完成多任务的需求会越来越多, 如无线家庭、无线办公室、无线会议室等. 然而, 现有终端不能同时使用多个网络, 只能选择接入某个网络, 并且这个选择依赖于用户的经验和习惯, 需要用户了解不同网络的状态和不同业务的需求, 结果导致接入困难、服务质量不高和网络拥塞频繁. 为了解决这些问

题, 国内外学者在网络接入控制、网络选择和资源分配等方面不断展开研究^[1-3].

然而, 不少异构网络可共存, 它们在使用频段上相互错开(如: WiMAX 使用 2GHz 至 66GHz 之间的频段、WiFi 使用 2.4GHz 频段、超宽带使用 3.1 ~ 10.6GHz 频段等), 或者通过跳频技术进行避让. 如果能根据业务需求和网络能力控制用户的多业务在多网络的接入与资源调度, 就可以通过网络协作提高传输能力. 其中, 速率分配就是研究如何把数据流拆分到多个网络进行合作传输, 相关研究逐渐引起不少学者的关注^[4-8]. 其中, 博弈论已经被逐渐用于速率控制和速率分配. 论文[6]研究了协商对策论在宽带网络中通过固定容量链路传输弹

性业务的速率控制. 第四代移动通信中异构网络接入的带宽分配可采用非合作博弈和合作博弈理论建模^[7,8]. 这些研究用可用带宽和待传输业务流描述网络的传输能力、传输需求, 以吞吐量作为网络收益, 用不同博弈理论对速率分配问题进行了数学建模. 然而, 上述研究对网络的异构性考虑不够. 事实上, 不同网络的传输能力不尽相同, 甚至相差很远. 例如: 在室内采用 UWB 技术的通信速率可达 480Mbit/s, 蓝牙 3.0 的传输速率只能达到 24Mbit/s. 在协商对策论中, 如果用可用带宽描述网络的传输能力和协商能力, 那么可用带宽越大的网络应该承载更多的业务流. 此外, 应急通信的场景应该以最短传输时间为优化目标.

因此, 本文用加权协商对策论对速率分配进行建模, 以最小传输时间作为优化目标构造了效用函数, 证明了该函数是一个凸函数, 并利用拉格朗日乘法法推导出最优显式解. 最后, 提出了一种在终端上可实现的速率分配算法, 进行了仿真实验.

2 协商对策论和 Nash 协商对策解

在合作传输中, 异构网络看作是理性参与者, 它们通过反复协商得到彼此都满意的最优分配方案, 这个过程可用协商对策论进行建模. Nash 协商对策解(NBS)是参与者就公平分配达成的一致行动, 遵循 Nash 提出的一系列公理^[9]. 如文献^[10]所述, NBS 是一个公平和效率兼顾, 并得到广泛使用的一个比例公平性概念, 详细内容可参考文献^[9]和文献^[11].

在协商对策论中, 假定 N 个参与者共同完成一项任务, $X(X \in \mathbb{R}^N)$ 是它们的策略集合, 每个参与者的效用函数是 $f_i(x)$, ($x \in X, i \in \{1, \dots, N\}$). 那么, 参与者可获得效用的集合可表示成 $U = \{u \in \mathbb{R}^N | x \in X, u = (f_1(x), \dots, f_N(x))\}$, 它是一个具有上限和凸的非空集合. 假设 $u^0 \in \mathbb{R}^N$ 是“初始协定”, 并且 $U_0 = \{u \in U | u \geq u^0\} \neq \varphi$. 那么, 根据初始协定得到的可实现效用可以表示为 $G = \{(U, u^0) | U \subset \mathbb{R}^N\}$. 如果出现意见不和, 协商对策的过程最终以初始协定结束, 即合作失败.

定义 1 如果满足以下条件, 映射 $S: G \rightarrow \mathbb{R}^N$ 是一个 Nash 协商对策解^[12]

$$(1) S(U, u^0) \in U^0.$$

$$(2) \text{有效性: } S(U, u^0) \text{ 是帕雷托最优解, 即 } (U_1, \dots, U_N) > U^* \Rightarrow (U_1, \dots, U_N) \notin U.$$

$$(3) \text{恒定性: 对于任意一个严格递增线性函数 } F, S[F(U), F(u^0)] = F[S(U, u^0)].$$

$$(4) \text{不相关策略的独立性: } S(U, u^0) \in V \subset U \Rightarrow S(U, u^0) = S(V, u^0).$$

$$(5) \text{对称性: } i, j \in J \subseteq \{1, \dots, N\}, u_i^0 = u_j^0 \Rightarrow S(U,$$

$$u^0)_i = S(U, u^0)_j.$$

定义 2 假定 $S(U, u^0)$ 满足上述公理, $u^* = S(U, u^0)$, 那么 $S(U, u^0)$ 是 Nash 协商点, $f^{-1}(u^*)$ 是 Nash 协商对策解.

定理 1^[12] 假定 $X \in \mathbb{R}^N$ 是一个紧凸集, $f_i: X \rightarrow \mathbb{R}$, $i = 1, \dots, N$ 是定义在 X 上有上界的凹函数. 假定 $f(x) = (f_1(x), \dots, f_N(x))$, J 是可获得高于初始值的参与者集合, 即 $J = \{j \in \{1, \dots, N\} | x \in X_0, f_j(x) > u_j^0\}$. 可证明, 如果 u^* 符合上述公理, 它就是满足下式的唯一策略组合

$$u^* = \arg \max_{u = f_i(x)} \prod_{j \in J} (f_j(x) - u_j^0), x \in X_0$$

推论 1 如果 $f_j: X \rightarrow \mathbb{R} (j \in J)$ 是定义在 $X_0 (X_0 \in X)$ 上的单射函数, 协商对策解的集合 $f^{-1}(u^*)$ 只有一个元素, 即 NBS 是唯一的.

定理 2^[6] 在定理 1 的假设条件下, 如果 $f_j: X \rightarrow \mathbb{R}$, $j \in J$ 是定义在 X_0 上的单射函数, 考虑下面两个优化问题

$$(P_J) \max_x \prod_{j \in J} (f_j(x) - u_j^0) \quad x \in X_0$$

$$(P'_J) \max_x \sum_{j \in J} \ln(f_j(x) - u_j^0) \quad x \in X_0$$

那么

(1) (P_J) 有唯一解, 协商对策解唯一.

(2) (P'_J) 是凸优化问题, 有唯一解.

(3) (P_J) 和 (P'_J) 等价, (P'_J) 的唯一解是 NBS.

定理 2 已经用于有线链路的资源分配^[6]和分布式计算系统的资源分配^[13], 本文利用上述定理实现了无线接入合作传输的速率分配. 在上述研究中, 链路容量和计算机的运算能力都默认为相同. 本文考虑网络传输能力的异构性, 提出了一种基于加权协商对策论的速率分配算法.

3 速率分配的数学模型

在合作传输中, 把业务流分拆到不同网络传输可解决单一网络无法传输的问题, 同时降低接入阻塞率并提高网络利用率. 假设移动终端的可用网络是参与者, 它们以合作的方式传输业务流 γ . 合作的策略集合是 $X = \{x_1, x_2, \dots, x_N\}$, 代表了各网络分配的速率矢量. 假设网络 $i (i \in \{1, \dots, N\})$ 的可用带宽是 μ_i , 它描述了网络的传输能力, 可以通过测量^[4]或者估算^[14]的方法获得, 并且 $0 \leq x_i \leq \mu_i$. 为了简化问题的分析, 假设业务流的到达和传输规律符合泊松过程, 每个网络的传输可以看作是独立的 $M/M/1$ 队列, 这一假设对蜂窝通信系统都成立^[15]. 用效用函数 f_i 描述业务子流在网络 i 中的期望传输时间, 那么

$$f_i(x_i) = \frac{1}{\mu_i - x_i}, (i = 1, \dots, N) \quad (1)$$

在应急通信等快速传输的场景中,参与者尽力减少业务子流的传输时间,从而保证相同时间内传输的业务流尽可能多

$$\min_{x_i} f_i(x_i), (i = 1, \dots, N) \quad (2)$$

可见, $f_i'(x_i) = -\frac{1}{(\mu_i - x_i)^2} < 0$, $f_i''(x_i) = \frac{2}{(\mu_i - x_i)^3} > 0$.

因此, $f_i(x_i) = \frac{1}{\mu_i - x_i}$ 是凸函数,最小值存在.同时,上述的最小值问题等同于下面的最大值问题 $\max_{x_i}(\mu_i - x_i)$, ($i = 1, \dots, N$).

协商对策的目的是找到协作传输的帕雷托解,即没有任何参与者愿意单方面改变自己的策略,因为任何改变都会减小式(3)的效用值

$$u^* = \arg \max_{u_i = \mu_i - x_i} \prod_{i \in J} (\mu_i - x_i) \quad (3)$$

显然, $g_i(x_i) = \mu_i - x_i$ 是凹函数并且一阶导数为负,由约束条件设定的策略集是非空的紧凸集.定理1和定理2的条件均满足.因此,存在唯一的协商点 u^* ,协商对策的解集 $f^{-1}(u^*)$ 也是唯一的.而且, $g_i(x_i)$ 具有一阶连续偏导,一阶 Kuhn-Tucker 条件是充分必要的.

考虑到不同网络具有不同的议价能力,速率分配可采用加权协商对策论^[11]进行建模(P_s)

$$\begin{aligned} \max_x \quad & \prod_{i=1}^N (\mu_i - x_i)^{\omega_i} \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{i=1}^N x_i = \gamma \\ & x_i < \mu_i, i = 1, \dots, N \\ & x_i \geq 0, i = 1, \dots, N \end{aligned} \quad (4)$$

根据定理2,上述问题等价于优化问题(P'_s)

$$\begin{aligned} \max_x \quad & \sum_{i=1}^N \omega_i \ln(\mu_i - x_i) \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{i=1}^N x_i = \gamma \\ & x_i < \mu_i, i = 1, \dots, N \\ & x_i \geq 0, i = 1, \dots, N \end{aligned} \quad (5)$$

其中, ω_i 是参与者 i 的权重,并且 $\sum_{i=1}^N \omega_i = 1$.根据拉格朗日乘数法可知, (P'_s) 的解如推论2所示.

推论2 优化问题 (P'_s) 的解是

$$x_i = \min\left\{\max\left[0, \mu_i - \omega_i \left(\sum_{j=1}^N \mu_j - \gamma\right)\right], \mu_i\right\} \quad (6)$$

因篇幅问题,具体推导过程省略.如式(6)所示, $\left(\sum_{j=1}^N \mu_j - \gamma\right)$ 是传输业务流 γ 后的剩余带宽. (P'_s) 的解说明剩余带宽是根据议价能力在网络中按比例分配

的.如果 $\mu_i < \omega_i \cdot \left(\sum_{j=1}^N \mu_j - \gamma\right)$, 说明网络 i 的议价能力太小,不需参与传输.而且,当 $\sum_{j=1}^N \mu_j < \gamma$ 时, $x_i = \mu_i$, 即完全利用网络 i 的可用带宽进行传输.

同时,可用带宽越大,网络的议价能力越强,应该传输更多的业务子流,分得的剩余带宽越少,即: $\omega_i \propto 1/\mu_i$.

推论3 根据约束条件 $\sum_{i=1}^N \omega_i = 1$, ω_i 可以表示成

$$\omega_i = \frac{1/\mu_i}{\sum_{i=1}^N 1/\mu_i} \quad (7)$$

证明 如上所述, $\omega_i \propto \frac{1}{\mu_i}$. 假设 $\omega_i = \frac{k}{\mu_i}$, 那么 $\sum_{i=1}^N \omega_i = \sum_{i=1}^N \frac{k}{\mu_i} = 1$. 因此, $k = \frac{1}{\sum_{i=1}^N 1/\mu_i}$, ω_i 如式(7)所示.

推论4 如果 $\mu_1 = \mu_2 = \dots = \mu_N$, (P'_s) 的解变成

$$x_i = \min\left\{\max\left[0, \mu_i - \frac{1}{N} \left(\sum_{j=1}^N \mu_j - \gamma\right)\right], \mu_i\right\} \quad (8)$$

式(8)类似于 Grosu 推导的结果^[13], 每个网络的传输能力默认为相同,即 $\mu_1 = \mu_2 = \dots = \mu_N$, 剩余带宽在不同网络上平均分配.因此,基本的协商对策解是一种参与者权重相同的特殊加权协商对策解.

4 速率分配算法

4.1 速率分配算法

如上所述,基于加权协商对策论的速率分配算法如算法1所示.根据检测到的信号强度,每个移动终端确定可连接的网络和它们的可用带宽,并计算每个网络在传输后占有的剩余带宽和传输速率.在速率分配实现的过程中, $\mu_i < LBS_i$ 的网络将被忽略.可见,只要获得网络的可用带宽信息,该算法就可以在终端上实现.

算法1 基于加权协商对策论的速率分配

输入:网络的可用带宽 $\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_N$

待传输业务流速率 γ

输出:速率分配结果 x_1, x_2, \dots, x_N

1. 可用带宽排序 ($\mu_1 \geq \dots \geq \mu_N$)

2. 计算网络权重 $\omega_i = \frac{1/\mu_i}{\sum_{i=1}^N 1/\mu_i}$

3. 计算剩余带宽

$$LBS_i = \omega_i \cdot \left(\sum_{j=1}^N \mu_j - \gamma\right)$$

4. While ($LBS_N > \mu_N$)

$x_N = 0$

$$N = N - 1$$

$$\omega_i = \frac{1/\mu_i}{\sum_{j=1}^N 1/\mu_j}$$

$$\tilde{\omega}_i = \omega_i$$

$$LBS_i = \omega_i \left(\frac{LBS_i}{\tilde{\omega}_i} - \mu_{N+1} \right)$$

5. 计算速率分配 $x_i = \mu_i - LBS_i$

4.2 比例公平性指数

为了衡量按传输能力进行速率分配的“公平性”，类似文献[13]可定义比例公平性指数

$$I(\mathbf{R}) = \frac{\left(\sum_{i=1}^N R_i \right)^2}{N \sum_{i=1}^N (R_i)^2} \quad (9)$$

其中, $R_i = \frac{x_i}{\mu_i}$ 是网络 i 可用带宽的利用率, $\mathbf{R} = (R_1, R_2, \dots, R_N)$. 这个指数衡量了不同网络中按传输能力进行速率分配的“平等性”. 如果所有网络都根据传输能力按特定比例分配带宽, 那么 $I = 1$, 这时的速率分配对所有网络都是按比例公平的. 如果 R_i 之间的差异增大, I 会减小, 说明速率分配算法会倾向于选择某些网络进行传输.

4.3 性能分析

假设移动终端可同时接入三个异构网络实现通信, 通过网络参数的设置实现了两个应用场景, 如图 1 所示. 在场景 1 中, 三个网络的可用带宽是 300Kbps、250Kbps 和 150Kbps. 相比之下, 场景 2 中三网的可用带宽分别为 500Kbps、150Kbps 和 50Kbps. 其中, 场景 2 用于评价网络 3 重载时的算法性能[8]. 同时, 本文算法和基于协商对策论以最短传输时间为优化目标的基本速率分配算法(TTBGF)[12]、基于破产博弈论的速率分配算法(BRGF)[8]进行了比较.

本文算法分配结果如图 1 所示, 可用带宽越大的网络分配的速率越大. 而且, 当请求传输速率要求不高的时候, 可用带宽有限的网络不需参与传输, 从而防止网络饱和. 在场景 1 和场景 2 中, 当请求业务流速率低于 100Kbps 和 450Kbps 时, 只有网络 1 参与传输. 因此, 本文提出的算法可实现网络选择, 并根据传输能力进行相应的速率分配. 然而, 在 BRGF 算法中, 全联盟的超可加性决定了所有网络的参与可使总收益最大, 所有可用网络都参与合作传输. 当请求传输的业务流速率较低时, 合作传输没有必要, 还增加了业务流分发带来的额外开销.

场景 1 中不同算法的期望传输时间和速率分配的比例公平性指数如图 2 和图 3 所示. 可见, 本文算法中可用带宽大的网络需承载更多的业务子流, 因此速率分配的公平性最差. 同时, 相同业务流在传输能力大的

网络上传输时间更短, 这种不公平分配使得本文算法的期望传输时间最短.

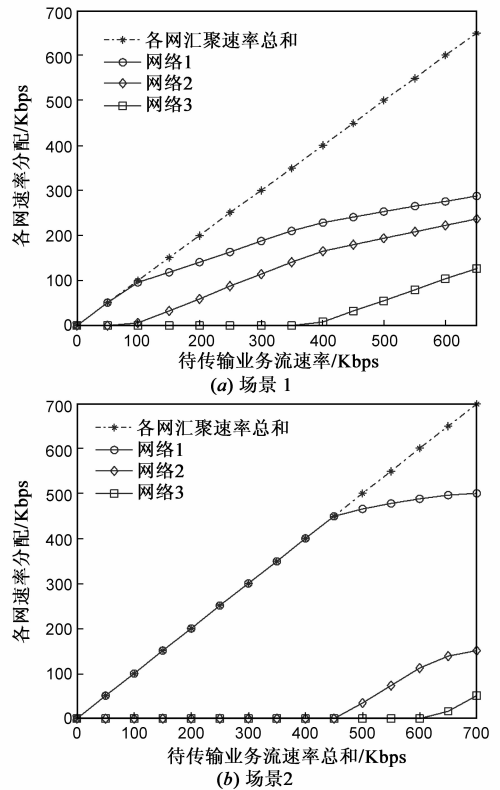


图1 本文算法速率分配结果

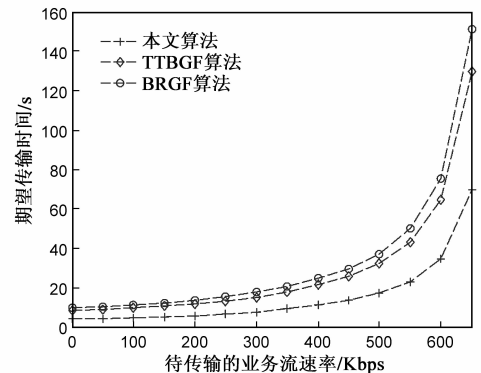


图2 期望传输时间

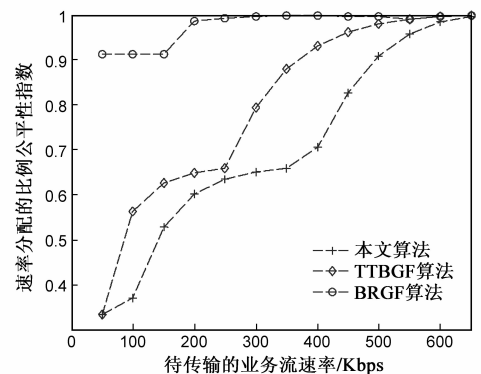


图3 速率分配的比例公平性指数

5 结论

为了解决高速传输问题,本文以最小传输时间作为优化目标,用加权协商对策论对速率分配进行了建模;根据凸优化理论,用拉格朗日乘数法推导出 Nash 协商对策解,并提出了一种在终端可实现的速率分配算法.实验表明,该算法可以根据传输能力进行网络选择和相应的速率分配.性能比较结果说明,该算法把更多的业务流分配给传输能力大的网络,牺牲公平性获得了最小传输时间,特别适用于应急通信等场景.

参考文献

- [1] A Sehgal, R Agrawal. QoS based network selection scheme for 4G systems[J]. IEEE Transactions on Consumer Electronics, 2010, 56(2): 560 – 565.
- [2] 孙毅, 葛雨明, S Herborn, E Dutkie-Wicz. 异构网络中多模终端业务流分发技术研究[J], 计算机学报, 2010, 33(6): 1004 – 1013.
Sun Yi, Ge Yu-Ming, S Herborn, E Dutkie-Wicz. Research on flow distribution technology for multimode terminals in heterogeneous networks[J]. Chinese Journal of Computers, 2010, 33(6): 1004 – 1013. (in Chinese)
- [3] 刘志新, 申妍燕, 关新平. 一种基于 VCG 拍卖的分布式网络资源分配机制[J]. 电子学报, 2010, 38(8): 1929 – 1934.
Liu Zhi-xin, Shen Yan-yan, Guan Xin-ping. A VCG-Auction Based Distributed Mechanism for Network Resource Allocation [J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1929 – 1934. (in Chinese)
- [4] T Alpcan, J P Singh, and T Basar. Robust rate control for heterogeneous network access in multihomed environments [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(1): 41 – 51.
- [5] Y S Zhang, Y F Zhang, S X Sun, S Y Qin, Z H He. Adaptive resource allocation with SVM-based multi-hop video packet delay bound violation modeling [J]. Chinese Journal of Electronics, 2011, 20(2): 261 – 267.
- [6] H Yaiche, R R Mazumdar. A game theoretic framework for bandwidth allocation and pricing in broadband networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2000, 8(5): 667 – 678.
- [7] D Niyato, E Hossain. A noncooperative game-theoretic framework for radio resource management in 4G heterogeneous wireless access networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(3): 332 – 345.

- [8] D Niyato, E Hossain. A cooperative game framework for bandwidth allocation in 4G heterogeneous wireless networks [A]. IEEE International Conference on Communications [C]. Istanbul, Turkey: IEEE, Inc, 2006. 4357 – 4362.
- [9] J Nash. The bargaining problem [J]. Econometrica, 1950, 18(2): 155 – 162.
- [10] C Touati, E Altman, J Galtier. Generalized Nash bargaining solution for bandwidth allocation [J]. Computer Networks, 2006, 50(17): 3242 – 3263.
- [11] A Muthoo. Bargaining Theory with Applications [M]. England: Cambridge Univ. Press, 1999. 40 – 72.
- [12] E Rasmusen. Game and Information: An Introduction to Game Theory [M]. Oxford: Basil Blackwell Publishing, 2007. 294 – 317.
- [13] D Grosu, A T Chronopoulos, M Y Leung. Load balancing in distributed systems: An approach using cooperative games [A]. Proceedings of the International Parallel and Distributed Processing Symposium [C]. Florida, USA; IEEE CS, 2002. 52 – 61.
- [14] A Mohamed, H Alnuweiri. Cross-layer distributed approach for optimal rate allocation for homogeneous wireless multicast [J]. IET Communications, 2007, 10(1): 838 – 845.
- [15] L Kuheli, H Jung, P A Dharma. Exploring load balancing in heterogeneous networks by rate distribution [J]. International Journal of Autonomous and Adaptive Communication Systems, 2010, 3(3): 284 – 307.

作者简介



刘娇蛟 女, 1976 年生于江西南昌. 华南理工大学讲师、博士研究生. 研究方向为异构无线网络的协作传输.

E-mail: jjliu@scut.edu.cn



韦岗 男, 1963 年生于广西宾阳. 华南理工大学教授、博导, 研究方向为通信和数字信号处理.