

蜂窝下含 D2D 系统基于二部超图的资源分配

王振朝^{1,2} 赵 云¹ 薛文玲¹

(河北大学电子信息工程学院 保定 071002)¹ (河北省数字医疗工程重点实验室 保定 071002)²

摘 要 针对蜂窝下含 D2D 系统的资源分配问题,提出一种基于二部超图的资源分配算法。首先,以最大化系统和速率为目标,将该问题建模为一个整数规划问题。为求解该 NP-hard 问题,相继提出二部超图的概念、二部超图边的感知比较构造法则以及基于二部超图的链路匹配算法。仿真结果表明,与二部图算法相比,所提算法在同等条件下可将系统频谱效率提升 40b/s/Hz 左右,同时可将系统容量提升 0.5 倍左右。

关键词 D2D 通信,资源分配,图论

中图分类号 TP393 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2017.08.015

Resource Allocation for D2D Communication Underlaid Cellular Networks Using Bipartite Hypergraph

WANG Zhen-chao^{1,2} ZHAO Yun¹ XUE Wen-ling¹

(College of Electronic & Information Engineering, Hebei University, Baoding 071002, China)¹

(Key Laboratory of Digital Medical Engineering of Hebei Province, Baoding 071002, China)²

Abstract In this paper, we proposed a bipartite hypergraph based spectrum sharing algorithm in device-to-device (D2D) underlaid cellular network. Our design aims to maximize the system sum-rate assuming that each channel can be assigned to multi-links. To solve this NP-hard problem, we proposed the concept of bipartite hypergraph, construction rules of hyper-edges, and optimal matching algorithm. Simulation results show that, compared with the weighted bipartite graph based algorithm, the system sum-rate can be increased approximately by 40b/s/Hz and the system capacity can be improved about 50% through our algorithm.

Keywords Device-to-device communications, Resource allocation, Graph theory

1 引言

近年来,紧缺的频谱资源越来越难满足用户的需求。为此, JÄNIS P 等^[1]提出蜂窝下含 D2D 系统(DUCN),以进一步挖掘当前未被充分利用的信道容量。蜂窝下含 D2D 系统是一种端对端(D2D)直传通信与传统蜂窝通信两种方式并存的两层异构蜂窝网络系统,可大大提高系统的频谱利用率和吞吐量^[2]。

针对 DUCN 系统资源分配的研究是当前的热点^[3-5],旨在通过多条链路共同占用信道的方式扩展小区容量,并尽量降低同道干扰,以实现容量、吞吐量、能效、拥塞等多种系统性能指标的提升。该研究领域中,多条链路共用信道的资源分配是 NP-hard 问题^[6]。为了使问题得到简化,在场景设置方面,早期的研究工作^[7]均假设一条 CE 链路最多与一条 D2D 链路共用信道;已有的绝大多数研究工作^[3-5]均假设蜂窝链路(CE)的信道分配既定,且系统的 CE 链路全负载,即每条 CE 链路均占用一个正交信道,且信道总量等于 CE 总量,从而将资源分配问题转化为最优匹配问题。这些设置限制了系统吞吐量、容量性能最大潜能的发挥。最近相继有少量工作^[9,12]针对以上不足进行了改进。

图论是无线资源分配的有效工具^[8]。已有许多学者采用

图论进行 DUCN 系统的资源分配^[9-13]。针对文献[9]提出的基于图的干扰感知算法没有考虑累积干扰的影响的不足,文献[10]提出用超边对累积干扰进行数学建模,并提出信道分配的着色算法以保证用户服务质量(QoS)。文献[11]将系统模型构造成加权二部图,将资源分配问题转化成以最大化系统容量为优化目标的最大二元匹配问题。上述方法^[11-13]均存在两点不足:1)以系统容量为算法目标;2)仅保证了链路信噪比(SINR)高于固定门限值。这种设置既没有充分利用信道容量,也不能尽量满足用户的高速数据通信的需求。文献[12]同样采用二部图对系统建模,但不同于文献[11],该文将信道传输速率建模为边的加权值,以最大化系统和速率为优化目标,显著增加了信道的频谱效率。但是,该文仅考虑一个 CE 与一对 D2D 共用信道,设置 CE 全负载,且 D2D 的请求接入量少于 CE 总量,这种设计严重限制了系统容量性能。文献[13]用超图法将 CE、D2D 对及信道建模为点,分别提出分枝定界算法和迭代循环算法;然而该文仅考虑了一个 CE 与一对 D2D 共用信道而其他链路独占正交信道两种情况,限制了系统容量。

考虑到以上不足,本文在系统模型设计方面假设多条链路可同时占用一条信道,系统的非 CE 链路全负载,且 D2D 与 CE 在接入网络的优先权上无差异。这种设计可充分利用距

到稿日期:2017-01-04 返修日期:2017-03-16 本文受河北省自然科学基金项目(F2014201168)资助。

王振朝(1958—),男,博士,教授,主要研究方向为下一代移动通信网和工业数据通信,E-mail:1057442101@qq.com;赵 云(1989—),男,硕士生,主要研究方向为无线资源分配和蜂窝下含 D2D 系统;薛文玲(1975—),女,博士生,副教授,主要研究方向为网络通信、无线通信。

离因素和阴影效应对同道干扰的抑制作用,使不同的 D2D 对在不过分降低通信质量的前提下多次复用同道,从而显著提高系统的和速率及容量。显然,这种设计将会增加最优资源分配问题求解的复杂度,为此本文第 3 节首次将超边思想引入到二部图理论,提出基于二部超图的资源分配算法,该算法在超边的构造与二部图的匹配等方面均不同于现有方法^[9-13],且复杂度较低。仿真结果表明,本文算法在系统和速率和容量两方面的性能均显著优于二部图法。

2 系统模型

考虑单蜂窝小区上行链路集中控制^[1]传输场景。将系统上行频谱资源分割成带宽相等且互相正交的 K 个信道,记为 $\mathbf{K}=\{1,2,\dots,K\}$ 。上行蜂窝链路 CE、D2D 对链路的相应标号集合分别用 $\mathbf{C}=\{1,2,\dots,C\}$ 和 $\mathbf{D}=\{1,2,\dots,D\}$ 表示。 $|\mathbf{K}|=K,|\mathbf{C}|=C,|\mathbf{D}|=D$,算子 $|\cdot|$ 表示向量的分量数。设 $\mathbf{L}=\mathbf{C}\cup\mathbf{D},|\mathbf{L}|\geq K$ 。

针对已有研究工作在场景设置上的不足,本文做出两点改进:1)仅通过链路接入信道可实现的信道传输速率的大小来决定是否为某条链路分配该信道;2)在保证 QoS 的前提下,允许多条链路同时共占某个信道。

分别用 $g_{i,B}^k, g_{i,j}^k$ 表示第 i 个 CE 与基站(BS)、第 j 对 D2D 发送端与接收端占用信道 k 进行单工通信时的信道增益, $g_{i,B}^k, g_{i,j}^k, g_{j_1,j_2}^k$ 分别表示第 j 对 D2D 发送端与 BS、第 i 个 CE 与第 j 对 D2D 接收端、第 j_1 对 D2D 发送端与第 j_2 对 D2D 接收端间干扰链路的信道增益。热噪声服从均值为 0、方差为 σ^2 的正态分布。设 CE 终端(CUE)、D2D 对发送端(DUE)的发射功率固定,分别为 P_c 和 P_d 。用二元变量 ρ_l^k 表示链路 l 对信道 k 的占用情况, $\rho_l^k=1$ 表示占用, $\rho_l^k=0$ 表示不占用。 $\mathbf{L}_k=\{l|l\in\mathbf{L}\text{ 且 } \rho_l^k=1\}$ 表示同时共占信道 k 的链路集, $\gamma_l^{k,L}$ 表示 L 条链路共占信道 k 时第 l 条链路的 SINR,其中 $L=|\mathbf{L}_k|$,则基站端接收到的第 i 个 CE 发送信号的正 SINR 为:

$$\gamma_i^{k,L} = \frac{P_c g_{i,B}^k}{\sum_{l \in (\mathbf{C} \cap \mathbf{L}_k) \setminus \{i\}} P_c g_{l,B}^k + \sum_{j \in (\mathbf{D} \cap \mathbf{L}_k)} P_d g_{j,B}^k + \sigma^2} \quad (1)$$

其中, $i \in \{\mathbf{C} \cap \mathbf{L}_k\}$ 。

第 j 对 D2D 接收端接收到的发送端发送信号的正 SINR 为:

$$\gamma_j^{k,L} = \frac{P_d g_{i,j}^k}{\sum_{i \in (\mathbf{C} \cap \mathbf{L}_k)} P_c g_{i,j}^k + \sum_{l \in (\mathbf{D} \cap \mathbf{L}_k) \setminus \{j\}} P_d g_{l,j}^k + \sigma^2} \quad (2)$$

其中, $j \in \{\mathbf{D} \cap \mathbf{L}_k\}$ 。

带宽归一化的信道传输速率可用 $R = \log_2(1 + \gamma)$ 计算。因此,以最大化系统和速率为目标的信道最优分配问题可表达为:

$$\max_{\mathbf{P}} \sum_{k \in \mathbf{K}} \sum_{l \in \mathbf{L}} (\rho_l^k R_l^{k,L}) \quad (3)$$

$$\text{s. t. } \sum_{k \in \mathbf{K}} \rho_l^k \leq 1, \forall l \in \mathbf{C} \quad (3-a)$$

$$\sum_{k \in \mathbf{K}} \rho_l^k \leq 1, \forall l \in \mathbf{D} \quad (3-b)$$

$$\gamma_l^k \geq \gamma_{th}^C, \forall l \in \mathbf{C} \quad (3-c)$$

$$\gamma_l^k \geq \gamma_{th}^D, \forall l \in \mathbf{D} \quad (3-d)$$

其中, \mathbf{P} 是以 ρ_l^k 为元素的信道分配矩阵, γ_{th}^C 和 γ_{th}^D 分别是 CE 链路接收端、D2D 对接收端的 SINR 门限值,只有高于相应门限值时才能正常通信;式(3-a)、式(3-b)分别表示每条链路最

多占用一个信道,式(3-c)、式(3-d)表示只有 SINR 高于门限值时才为该链路分配信道。该式是一个 NP-hard 问题^[6],无法在多项式时间内取得最优解。为了使问题简化,提出如下定理。

定理 1 假设系统的链路总量大于信道总量,忽略不同载频信道传输质量的微弱差异,只有系统全负载时,系统和速率才能达到最大。

定理 2 若系统全负载,当且仅当任意信道的传输速率最大时,系统和速率达到最大。

定理 1 和定理 2 的证明从略。根据定理 1 和定理 2,该最优化问题可转化为以下形式:

$$\begin{aligned} \max_{(\rho, \mathbf{L}_k)} \sum_{l \in \mathbf{L}_k} (\rho_l^k R_l^{k,L}) \\ \text{s. t. (3-a)(3-b)(3-c)(3-d)} \end{aligned} \quad (4)$$

其中, ρ 是以 ρ_l^k 为元素的信道分配向量。该问题的求解仍是一个 NP-hard 问题。下节采用二部超图理论对该问题进行求解,并提出链路匹配算法。

3 基于二部超图的链路匹配算法

本节相继提出二部超图的定义、超边的构造法则以及基于二部超图的链路匹配算法。

3.1 二部超图的定义

用图论对资源分配进行建模的方法是用顶点 v 表示链路,边 $E(v_i)$ 表示共用信道链路子集,不在同一子集中的链路不能同时占用同一条信道。为了建立多条链路同时占用一条信道的数学表达式,首先提出二部超图及匹配的定义。

定义 1 设 $G=(V,E)$ 是一个无向超图^[12], $V(e_i)$ 表示与超边 e_i 连接的顶点的集合。若顶点集可分成两个满足下述条件的子集 X, Y : ① $X \cup Y = V, X \cap Y = \emptyset$; ② $(V(e_i) \cap X) \cup (V(e_i) \cap Y) = V(e_i)$; ③ 当 $|V(e_i)| > 1$ 时, $V(e_i) \cap X \neq \emptyset$, 且 $V(e_i) \cap Y \neq \emptyset$, 则称 G 为一个二部超图。

定义 2 对于二部超图 $G=(V,E)$, 设 M 是 $E(G)$ 的一个子集,若对于 M 中任意两条边 e_i 和 $e_j, V(e_i) \cap V(e_j) = \emptyset$, 则称 M 是 G 的一个匹配。

3.2 二部超图的构造

DUCN 系统中多条链路同时占用一条信道的信道复用方式不仅会产生累积干扰,还会增加算法的复杂度。对此,文献[10]指出,信道复用率每增加 1,构造图的算法的复杂度的增幅将显著高于系统容量的增幅;文献[4]指出,DUCN 系统资源分配的信道复用率与信道同时容纳的通信用户量之间存在折中效应。基于此,并且为了保证 CE 链路的传输质量^[1],本文考虑以下 3 种复用情况:1)一条 CE 链路与一条 D2D 链路共占信道;2)两条 D2D 链路共占信道;3)3 条 D2D 链路共占信道。本文分别考虑情况 2)和 3),是因为在分配信道时虽然情况 3)能产生更大的系统容量,但受累积干扰的影响,在两条 D2D 链路共占信道的某些情况下可能产生高于 3 条 D2D 链路共占信道的信道容量。

虽然本文以最大化系统和速率为优化目标,但由于当 $\gamma \gg 0$ 时, $R = \log_2(1 + \gamma) \approx \log_2(\gamma)$, 即 SINR 与信道传输速率近似满足简单的对数关系,故此处用 SINR 建立相对简化的关系式。构造二部图之前,首先提出如下命题:

命题 1 用 $l \in \mathbf{L}_k$ 表示所有复用信道 k 的链路 l 的集合,

γ_l^k 和 $\gamma_l^{k,L}$ 分别表示链路 l 独占与复用信道 k 时可实现的 SINR, 则 $\gamma_l^k > \gamma_l^{k,L}$ 。

命题 2 在用户随机分布的小区中, 设 γ_l^k 和 $\gamma_l^{k,L}$ 分别表示链路 l 独占与复用信道 k 时的 SINR, 若 $L \leq 3$, 则存在链路子集 L_k 使得 $\sum_{l \in L_k} \gamma_l^{k,L} > (|L_k| - 1) \max_{l \in L_k} (\gamma_l^k)$ 。

根据命题 1 和命题 2, 可采用组合感知比较法来确定链路复用子集。若 CE 链路 i 与 D2D 链路 j 同时共占信道 k 时接收端的 SINR 与它们各自独占信道 k 时接收端的 SINR 满足式(5), 则二者可用一条超边连接。

$$\gamma_i^{k,2} + \gamma_j^{k,2} > \max(\gamma_i^k, \gamma_j^k) \quad (5)$$

$\gamma_i^{k,2} + \gamma_j^{k,2}$ 为该超边的权重。

类似地, 若两条 D2D 链路 j_1 和 j_2 共占信道 k 时接收端的 SINR 与它们各自独占信道 k 时接收端的 SINR 满足式(6), 则二者可用一条超边连接。

$$\gamma_{j_1}^{k,2} + \gamma_{j_2}^{k,2} > \max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k) \quad (6)$$

若 3 条 D2D 链路 j_1, j_2 和 j_3 共占信道 k 时接收端的 SINR 与它们各自独占信道 k 时接收端的 SINR 满足式(7), 则它们可用一条超边连接。

$$\gamma_{j_1}^{k,3} + \gamma_{j_2}^{k,3} + \gamma_{j_3}^{k,3} > 2 \max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k, \gamma_{j_3}^k) \quad (7)$$

相应的和 SINR 为各超边的权重。

以上 3 个判别式具有如下特点: 1) 若不满足判别式, 则反映出链路间相互干扰严重, 不适合共用信道; 2) 将判决门限值设置为 $(|L_k| - 1) \max(\dots)$, 不仅充分利用了空间距离和阴影效应对共道干扰的抑制作用, 而且显著降低了链路的匹配率, 从而加快了算法速度。

构造完子图后, 一个点可能邻接多条边, 因此需对子图进行一次匹配。子图的最优匹配方法为: 若 $\cap \{V(e_{i1}), \dots, V(e_{im})\} = v_j$, 且 $\gamma_{V(e_{ir})} = \max\{\gamma_{V(e_{i1})}, \dots, \gamma_{V(e_{im})}\}$, 则打断 v_j 与 $\{V(e_{i1}), \dots, V(e_{im})\} \setminus V(e_{ir})$ 中所有边的连接。其中 $\gamma_{V(e_{...})}$ 表示与边 $e_{...}$ 邻接的点同时共占信道可实现的和 SINR。分别用直线和域表示度为 2 和度大于 2 的超边, 由 CE 链路、两条 D2D 对链路、3 条 D2D 对链路构造的匹配子图示意图如图 1 所示。

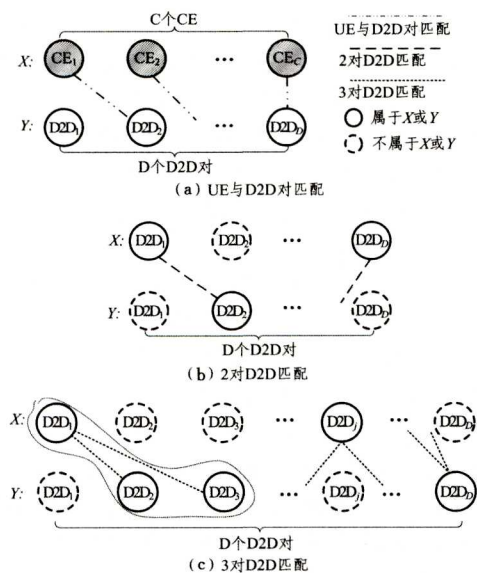


图 1 基于二部超图的匹配子图

为了降低构造图的算法复杂性, 提出如下定理:

定理 3 若 D2D 链路 j_1, j_2 的 SINR 关系不满足式(6), 则不存在 $j_3 \in (D \setminus \{j_1, j_2\})$, 使得 j_1, j_2, j_3 满足式(7)。

证明: 根据命题 1, $\gamma_{j_3}^{k,3} < \gamma_{j_3}^k$, 又因为 $\gamma_{j_1}^{k,2} + \gamma_{j_2}^{k,2} \leq \max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k)$, 若 $\max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k, \gamma_{j_3}^k) = \max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k)$, 则 $\gamma_{j_3}^{k,3} < \max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k)$, 故结论成立。若 $\max(\gamma_{j_1}^k, \gamma_{j_2}^k, \gamma_{j_3}^k) = \gamma_{j_3}^k$, 则 $\gamma_{j_1}^{k,3} + \gamma_{j_2}^{k,3} < \gamma_{j_3}^k$, 故结论成立。证毕。

定理 3 表明, 可在两条 D2D 链路匹配子图的基础上进一步构造 3 条 D2D 链路二部超图子图, 从而加快算法速度。

3.3 链路匹配算法

用 Ψ_1, Ψ_2, Ψ_3 分别表示根据式(5)一式(7)等边的构造法则得到的二部超图子图的边集, Ψ 表示最佳匹配边集, 本文提出的基于二部超图的链路匹配算法如算法 1 所示。其中, 第 2—11 行是图的构造算法, 第 12—20 行是全局最优匹配算法。在构造算法中, 每次需调用 Process 依据 SINR 大小对各子图进行一次匹配, 以避免全局匹配算法的复杂度过大。

算法 1 基于二部超图的链路匹配算法

1. 初始化: input $C, D, K; \Psi = \emptyset, \Psi_1 = \emptyset, \Psi_2 = \emptyset, \Psi_3 = \emptyset;$
2. Process: 按 SINR 大小对每个子图进行最佳匹配。
3. for $i \in C, j \in D$
4. $\Psi_1 \leftarrow \Psi_1 \cup \{\{i, j\}\}$, if 式(5)满足
5. call Process;
6. for $j_1 \in D, j_2 \in D$
7. $\Psi_2 \leftarrow \Psi_2 \cup \{\{j_1, j_2\}\}$, if 式(6)满足
8. call Process;
9. for $\varphi_i \in \Psi_2, j \in D \setminus \varphi_i$
10. $\Psi_3 \leftarrow \Psi_3 \cup \{\varphi_i \cup \{j\}\}$, if 式(7)满足
11. call Process;
12. repeat
13. if $\varphi = \operatorname{argmax}\{\max\{\gamma_{\varphi_1 \in \Psi_1}\}, \max\{\gamma_{\varphi_2 \in \Psi_2}\}, \max\{\gamma_{\varphi_3 \in \Psi_3}\}\}$
14. $\Psi \leftarrow \Psi \cup \{\varphi\}, K \leftarrow K - 1;$
15. 移除 Ψ_1, Ψ_2, Ψ_3 中所有与 φ 有交集的元素;
16. until $(\Psi_1 \cup \Psi_2 \cup \Psi_3) = \emptyset$, or $K = 0;$
17. if $K \neq 0$
18. repeat;
19. $\varphi = \operatorname{argmax}\{\{\gamma_i \in C\}, \max\{\gamma_j \in D\}\};$
20. until $K = 0$

不同链路同时共占信道时可最大化发挥信道容量能力, 即实现最优链路匹配。定理 2 已表明, 对于全负载系统, 当任意信道传输速率最大时, 系统和速率达到最大。因此, 全局最优匹配算法的目标是逐次选择最大化信道传输速率的超边, 相应的函数表达式为:

$$\varphi = \operatorname{argmax}\{\max\{\gamma_{\varphi_1 \in \Psi_1}\}, \max\{\gamma_{\varphi_2 \in \Psi_2}\}, \max\{\gamma_{\varphi_3 \in \Psi_3}\}\} \quad (8)$$

对于算法 1 的第 12—16 行构成的循环体, 根据式(8)在每次循环中都筛选出一个最优匹配边, 直到信道全被占用或

所有超边均分配到信道。若所有超边都分配到信道后仍有空闲信道,则进入第 17—20 行构成的循环体,按 SINR 的优劣依次从未被分配到信道的链路中选择通信状况最佳的链路,并为其分配正交信道,直到所有信道分配完毕。

3.4 复杂度分析

构造 Ψ_1, Ψ_2 的复杂度分别为 $O(CD), O(D^2)$; 构造 Ψ_3 的复杂度与 Ψ_2 的匹配图有关,最坏的情况下为 $O(D^3)$ 。各子图匹配算法的复杂度均小于相应的构造算法,可忽略不计。因为 Ψ_1, Ψ_2, Ψ_3 的匹配子图包含的元素较少,所以全局最优匹配算法的复杂度可忽略不计。因此,最差情况下本文所提算法的复杂度为 $O(CD+D^3)$ 。

4 仿真结果与分析

考试系统带宽为 10MHz,中心频率为 2.3GHz。上行频率资源被均分为 $K=10$ 个信道。蜂窝用户数量与信道数量相等。蜂窝网用户和 D2D 用户在小区中均匀分布。D2D 接收用户均匀分布于发射用户周围 50m 的范围内。所有链路互相独立,且服从瑞利平坦衰落。基于 MATLAB 平台进行仿真实验的具体参数如表 1 所列。

表 1 仿真参数

小区布局	孤立小区
小区半径/m	500
D2D 对数量	0,1,3,6,10,20,30,40,50,60,70,80,90
CUE 和 DUE 的发射功率/dBm	23
噪声/dBm	-114
路径损耗	$Uml^{[14]}$
阴影衰落	

利用本文算法统计得到的系统频谱效率和容量与小区中 D2D 对数量的关系分别如图 2 和图 3 中的实线所示,对比曲线为文献[13]的加权二部图(WBG)法。

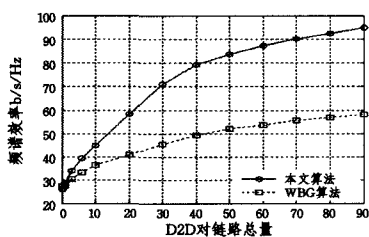


图 2 系统频谱效率

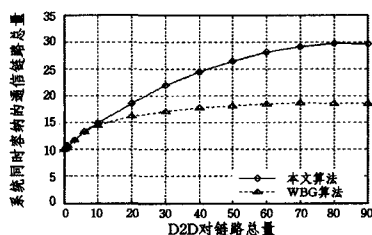


图 3 系统容量

由图 2 和图 3 可以看出,当小区中的 D2D 对数量小于蜂窝用户总量时,本文算法与 WBG 算法实现的系统容量相差不大,有些情况下本文算法甚至略低于 WBG 算法;但本文算

法的频谱效率明显高于 WBG 算法,这是因为本文在场景设置上考虑了 CE 链路的信道分配非既定,完全通过链路性能的优劣决定信道分配,这使得一些通信状况不佳的 CE 链路没有被分配到信道,而系统的和速率得到显著提升。由图 2 可以看出,随着 D2D 数量的增加,本文算法得到了系统频谱效率的增加速度明显快于 WBG 算法,最大可提升 40b/s/Hz 左右,这是因为本文不仅通过考虑基于信道和速率最大化来设计算法,而且基于超图理论提出了超边的感知比较构造法则和链路匹配算法,充分发掘了系统的频谱效率增长潜力。由图 3 可以看出,本文算法得到的系统容量明显大于 WBG 算法,最大可增加 0.5 倍左右,这是因为本文不仅考虑了一条 D2D 链路和一条 CE 链路同时共占信道的情况,还考虑了多条 D2D 链路同时共占信道的情况,有效利用了距离因素和阴影效应等对同道干扰的抑制作用,使得系统同时容纳的通信用户量得到极大提升。仿真结果从侧面验证了第 3 节所提命题的正确性。

结束语 鉴于蜂窝下含 D2D 系统多条链路同时共占信道的资源分配是 NP-hard 问题,本文提出二部超图算法,最差情况下算法的复杂度仅为 $O(CD+D^3)$ 。文中给出了以最大化系统和速率为目标的超边构造法则,提出了链路匹配算法。通过仿真发现,本文算法得到的系统频谱效率和容量性能均显著优于二部图算法。

参考文献

- [1] JÄNIS P, CHIAHAO Y U, DOPPLER K, et al. Device-to-device communication underlying cellular communications systems [J]. International Journal Communications, Network and System Sciences, 2009, 2(3): 169-178.
- [2] QIAN Z H, WANG X. Reviews of D2D technology for 5G communication networks [J]. Journal on Communications, 2016, 37(7): 1-14. (in Chinese)
钱志鸿,王雪. 面向 5G 通信网的 D2D 技术综述[J]. 通信学报, 2016, 37(7): 1-14.
- [3] KAZMI S M A, TRAN N H, TAI M H, et al. Decentralized spectrum allocation in D2D underlying cellular networks [C] // 18th Asia-Pacific Network Operations and Management Symposium. Kanazawa, 2016: 1-6.
- [4] LI Y, JIANG T, SHENG M, et al. QoS-aware admission control and resource allocation in underlay device-to-device spectrum-sharing networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2016, 34(11): 2874-2886.
- [5] ISLAM M, TAHAA E M, AKL S, et al. A two-phase auction-based fair resource allocation for underlying D2D communications [C] // IEEE International Conference on Communications. Kuala Lumpur, 2016: 1-6.
- [6] PLAISTDI D A. Some polynomial and integer divisibility problems are NP-hard [C] // Annual Symposium on Foundations of Computer Science. 1976: 264-267.

行计算,计算复杂度与迪杰斯特拉(dijkstra)算法相当,与启发式算法相比其性能有所改善。通过实验结果表明,优化代价最小贪婪算法(OCMG)无论对于较小规模网络,还是较大网络规模,都是近似最优的。

结束语 网络功能虚拟化和软件定义网络等新技术的出现,为我们提供了一系列传输监控和安全管理工具。DPI引擎可以进行虚拟化,并作为一个软件功能部署到通用设备上。虚拟化DPI在网络中的部署需要确定合适的部署位置,但在部署过程中需要考虑软件许可费用、节能和网络带宽等开销,存在部署代价约束。本文根据这些不同的约束条件,将虚拟化DPI部署问题形式化为代价最小问题,按照线性规划问题进行形式化,提出了一个基于代价最小的贪婪算法。最后,在算法有效性和可计算性方面,将其与线性规划进行了比较。提出的算法在DPI部署代价和网络链路带宽开销之间进行折衷,实验结果表明该算法可有效实现网络中DPI引擎的部署。

网络功能虚拟化使业务部署具有极大的灵活性。下一步的工作主要包括在测试床或者真实的网络环境中进行验证,充分考虑实际链路中带宽约束、DPI处理能力的影响,进一步验证算法的有效性;同时,对近似算法的健壮性进行研究,在进行数据流重定向时,增加数据流时延的约束。

参考文献

- [1] AQAZI Z, TU C C, CHIANG L, et al. SIMPLE-fying middlebox policy enforcement using SDN[J]. *ACM Sigcomm Computer Communication Review*, 2013, 43(4): 27-38.
- [2] BREMLER-BARR A, HARCHOL Y, HAY D, et al. Deep Packet Inspection as a Service[C]// *The 10th International Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies*. Sydney, Australia, 2014: 271-282.
- [3] COTRONEO D, DE SIMONE L, IANNILLO A K, et al. Network Function Virtualization: Challenges and Directions for Reliability Assurance [C]// *IEEE International Symposium on Software Reliability Engineering Workshops*, 2014. Naples, Italy, 2014: 37-42.
- [4] ETSI. Network functions virtualization introductory white paper [OL]. http://portal.etsi.org/NFV/NFV_White_Paper.pdf.
- [5] JIANG W J, LAN T, HA S, et al. Joint VM placement and routing for data center traffic engineering[J]. *Infocom Proceedings IEEE*, 2012, 131(5): 2876-2880.
- [6] RAJAGOPALAN S, DAN W, JAMJOOM H, et al. Split/merge: System support for elastic execution in virtual middleboxes[C]// *Usenix Conference on Networked Systems Design & Implementation*, 2013. Lombard, Italy, 2013: 227-240.
- [7] GEMBER A, PRABHU P, GHADIYALI Z, et al. Toward software-defined middlebox networking[C]// *11th ACM Workshop on Hot Topics in Networks*, 2012. New York, USA, 2012: 7-12.
- [8] SHERRY J, HASAN S, SCOTT C, et al. Making middleboxes someone else's problem: network processing as a cloud service [J]. *ACM Sigcomm Computer Communication Review*, 2012, 42(4): 13-24.
- [9] LU G H, MIAO R, XIONG Y Q, et al. Using CPU as a traffic coprocessing unit in commodity switches[C]// *First Workshop on Hot Topics in Software Defined Networks*, 2012. Levin, New Zealand, 2012: 31-36.
- [10] GRINGOLI F, ESTE A, SALGARELLI L. MTCLASS: Traffic classification on high-speed links with commodity hardware[C]// *IEEE International Conference on Communications*, 2012. Ottawa, Canada, 2012: 1177-1182.
- [11] MEHRAGHDAM S, KELLER M, KARL H. Specifying and placing chains of virtual network functions[C]// *IEEE 3rd International Conference on Cloud Networking*, 2014. Luxembourg, 2014: 7-13.
- [12] BOUET M, LEGUAY J, CONAN V. Cost-Based Placement of Virtualized Deep Packet Inspection Functions in SDN [C]// *IEEE Military Communications Conference*, 2013. San Diego, Canada, 2013: 992-997.
- [13] CHAUDET C, FLEURY E, RIVANO H, et al. Optimal positioning of active and passive monitoring devices[J]. *IEEE Review*, 2005, 51(10): 71-82.
- [7] YU C H, DOPPLER K, RIBERIRO C B, et al. Resource sharing optimization for device-to-device communication underlying cellular networks[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2011, 10(8): 2752-2763.
- [8] TAMURA H, SENGOKU M, NAKANO K, et al. Graph theoretic or computational geometric research of cellular mobile communications[C]// *IEEE International Symposium on Circuits and Systems*. Orlando, 1999: 153-156.
- [9] ZHANG R, CHENG X, YANG L, et al. Interference-Aware graph based resource sharing for device-to-device communications underlying cellular networks[C]// *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*. Shanghai, China, 2013: 140-145.
- [10] ZHANG H, SONG L, HAN Z. Radio resource allocation for device-to-device underlay communication using hypergraph theory [J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2016, 15(7): 4852-4861.
- [11] ZHANG H, WANG T, SONG L, et al. Graph-based resource allocation for D2D communications underlying cellular networks [C]// *IEEE/CIC International Conference on Communications in China-Workshops*. Xi'an, China, 2013: 187-192.
- [12] QIAN C, QIAN L P, WU H, et al. System throughput optimization for hybrid device-to-device cellular networks[J]. *Computer Science*, 2016, 43(1): 145-148, 177. (in Chinese)
钱程, 钱丽萍, 武航, 等. 混合 D2D 蜂窝网络的系统吞吐量优化 [J]. *计算机科学*, 2016, 43(1): 145-148, 177.
- [13] HOANG T D, LE L B, LE-NGOC T. Resource allocation for D2D communication underlaid cellular networks using graph-based approach[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2016, 15(10): 7099-7113.
- [14] ITU-R. Guidelines for Evaluation of Radio Interface Technologies for IMT-Advanced; ITU-R M. 2135[R]. 2008.

(上接第 85 页)