

多跳中继无线网络资源复用的建模及算法设计*

郭欣¹⁺, 马文超², 郭子华², 侯紫峰^{2,3}

¹(中国科学技术大学 计算机科学与技术系,安徽 合肥 230027)

²(联想研究院,北京 100085)

³(中国科学院 计算技术研究所,北京 100190)

Modeling and Algorithm Designing of Resource Reuse for Multihop Relay Wireless Network

GUO Xin¹⁺, MA Wen-Chao², GUO Zi-Hua², HOU Zi-Feng^{2,3}

¹(Department of Computer Science and Technology, University of Science and Technology of China, Hefei 230027, China)

²(Lenovo Corporate Research & Development, Beijing 100085, China)

³(Institute of Computing Technology, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)

+ Corresponding author: E-mail: xguo@mail.ustc.edu.cn

Guo X, Ma WC, Guo ZH, Hou ZF. Modeling and algorithm designing of resource reuse for multihop relay wireless network. Journal of Software, 2009,20(2):425-436. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3204.htm>

Abstract: A graph model of the resource reuse problem for relay networks is constructed. Based on this model, an innovative approach called ARRS (adaptive resource reuse scheduling) is presented to enhance the resource utilization. Since the key process of ARRS involves in graph coloring, which is NP-hard, an approximation algorithm called ARRS_Greedy is provided for optimal resource reuse constrained coloring of vertex weighted graph $G(V,E,W)$. ARRS_Greedy is proved to obtain a tight approximation ratio of $\lceil (\Delta+1)/2 \rceil$ in time $O(|V|^2)$, where Δ is the maximum degree of vertex in graph G . Simulations demonstrate that ARRS_Greedy achieves near optimal performance in practice and prove that ARRS is dynamically adaptive to network status and thus enhances the system capacity more efficiently than previous solutions.

Key words: multihop relay; resource reuse; graph theory model; scheduling algorithm; approximation algorithm

摘要: 建立了中继网络资源复用问题的图论模型,依据该模型设计了自适应资源复用调度算法 ARRS(adaptive resource reuse scheduling),以提高中继网络资源利用率.由于 ARRS 算法的核心步骤涉及顶加权图 $G(V,E,W)$ 的染色,是 NP-hard 问题,为此给出了求解最优资源复用约束的顶加权图染色的近似算法 ARRS_Greedy.该算法被证明具有时间复杂度 $O(|V|^2)$,近似比为 $\lceil (\Delta+1)/2 \rceil$ (Δ 表示图 G 顶点度数的最大值).该近似比是紧的.仿真分析验证了近似算法 ARRS_Greedy 在应用中取得了与最优解非常接近的性能,证明了 ARRS 算法能够动态适应网络状态变化,因而与现有算法相比大幅度提高了系统容量.

关键词: 多跳中继;资源复用;图论模型;调度算法;近似算法

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

用户对高速无线多媒体服务的需求与日俱增,促进了新兴宽带无线通信技术的迅猛发展.3GPP 的 HSDPA^[1]系统以及基于 IEEE 802.16^[2]协议的 WiMax^[3]和 WiBro^[4]系统尚未发展成熟,ITU-R 组织制订 4G^[5]系统需求的工作又紧锣密鼓地展开,IEEE 802.16 随即成立 802.16m^[6]工作组提供增强版 802.16 协议来迎合 4G 系统的要求.4G 系统承诺提供游牧用户高达 1Gb/s 的数据传输速率,保证高速移动用户也能享有 100Mb/s 的速率,引起工业界和学术界的广泛关注.

无线通信技术的发展旨在屏蔽位置和移动速度等条件的影响,为用户提供性能卓越的多媒体服务体验.这一目标受到基站与用户直接通信的传统单跳(single-hop)蜂窝网络的巨大阻碍.给定功率等级,比特能量(bit energy)随数据传输率线性增加,宽带无线系统的超高传输速率使得当功率一定时,单个小区覆盖面积大幅度缩减.此外,工作所在的高频频段因穿透能力和绕射能力差,导致地形引起的阴影衰落(shadow fading)效应非常严重.在单跳蜂窝网络架构下,解决上述问题就意味着减少小区面积、增加基站数量,即采用微蜂窝(micro cell)架构,结果带来高昂的网络建设费用,是不可取的.一种经济效益高、布网便捷的多跳中继无线网络(multihop relay wireless network)带来了网络架构的革命性突破,成为宽带无线接入网的有力选择.

多跳中继无线网络,以下简称中继网络,使用一级或多级中继站通过无线方式在基站和用户之间进行信号转发,如图 1 所示.中继网络通过多级链路的方式增加小区覆盖范围,提供对地形原因(如图 1 中 RS1 的信号覆盖范围与周围区域被建筑物隔开)产生的阴影区域的覆盖,同时各级链路均采用距离较短的可视链路(line of sight,简称 LOS)既减少了发射功率又提高了链路质量.与微蜂窝架构相比,中继网络经济效益得益于两点:一方面,中继站采用无线传输,节约了有线骨干网络(wire-line backhaul)的建设成本;另一方面,中继站与基站相比省去很多网络处理能力,其复杂度和成本都得到极大的降低.此外,易于安装维护的特点和对中继站移动性的支持增强了组网的便捷性和灵活性.众多优点令中继网络备受瞩目.IEEE 802.16 成立了专门的 802.16j^[7]工作组研究中继网络,802.16m 工作组也已将中继网络的研究纳入轨道.

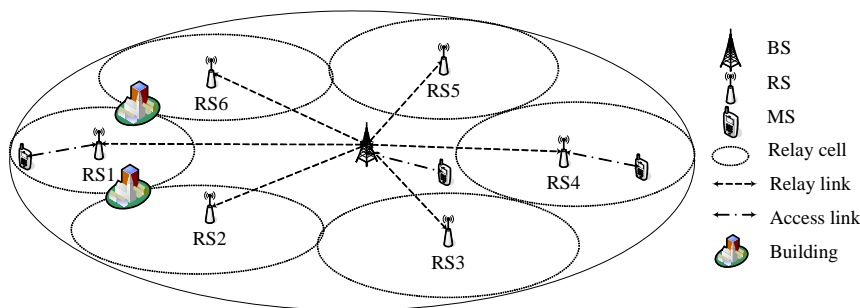


Fig.1 Multihop relay wireless network

图 1 无线多跳中继网络

本文用到的术语归纳如下(参见图 1):

- 多跳中继基站(multihop relay base station,简称 MR-BS),支持中继网络组网的基站,以下简称基站(BS).
- 移动用户(mobile subscriber,简称 MS),简称用户.
- 中继站(relay station,简称 RS),通过无线方式在基站和用户之间进行信号传输,可分为固定中继站(fixed relay station,简称 FRS)和移动中继站(mobile relay station,简称 MRS)两种.
- 中继小区(relay cell),中继站的信号覆盖区域,中继小区的编号对应其中继站的编号.
- 中继链路(relay link),中继网络中,基站、中继站和用户两两之间形成直接的通信链路.中继链路两端的通信对象不含用户,包括基站 \leftrightarrow 中继站,中继站 \leftrightarrow 中继站(出现在采用两级或更多级中继站的中继网络中)两种链路.
- 接入链路(access link),其两端的通信对象有一端为用户,包括基站 \leftrightarrow 用户、中继站 \leftrightarrow 用户两种链路.

中继网络在具有众多优点的同时也面临着挑战,其中核心问题就是资源利用率^[8-14].中继网络中数据在基

站与用户之间可能经过 1 次或多次中继转发,相对于单跳网络来说需要消耗更多的资源.目前热点解决方法是利用资源的空间复用来提高整个系统的容量^[9,11-14].该研究尚处于初步阶段,大量问题有待突破和深入.

本文建立了中继网络资源复用问题的图论模型,并设计了自适应资源复用调度算法 ARRS(adaptive resource reuse scheduling),以提高资源利用率.该模型的优点是能够对中继网络的拓扑和规模自适应,适合异构的非对称的组网方式,支持移动中继站带来的网络拓扑动态改变,适应天气情况地理环境等引起的中继小区间通信干扰情况的变化.由于 ARRS 算法的核心步骤涉及顶加权图的染色,是个 NP-hard 问题,为提高算法性能,本文给出了求解最优资源复用约束的顶加权图染色问题的近似算法 ARRS_Greedy,并且证明了该算法时间复杂度为 $O(|V|^2)$,近似比为 $\lceil (\Delta+1)/2 \rceil$ (Δ 表示图顶点度数的最大值),该近似比为紧的.最后,仿真分析验证了近似算法 ARRS_Greedy 在应用中取得了与最优解非常接近的性能,证明了 ARRS 算法与现有中继网络调度算法相比能够对网络状况变化自适应,并且更有效地提高系统的吞吐量.

本文第 1 节介绍中继网络资源分配问题的研究现状.第 2 节对中继网络中的资源复用调度问题进行分析和建模,并给出 ARRS 算法描述以及 ARRS_Greedy 算法描述和性能分析.第 3 节给出仿真和分析结果.第 4 节总结全文.

1 相关工作

目前,中继网络资源分配策略主要包括分时和分频两大类.分时策略^[8-12]可以适合各种中继站的规划方法,具有灵活性强的优点,是主流研究方向.分频策略^[13,14]研究成果较少,只局限于中继站对称分布且拓扑不变的静态网络结构.

Schultz^[8]等人提出了一种简单的中继网络资源分时调度方法——等分时隙(equal time share)法,简记为 ETS.其系统设置基于曼哈顿模型,每个小区由中心处的 1 个基站和周围对称分布的 4 个固定中继站(FRS1-4)组成.在 ETS 的时间帧结构中,一部分时隙用于基站和用户之间的直接通信 BS \leftrightarrow MS;其他时隙被等分为 4 段,分别用于各中继小区的中继传输 BS \leftrightarrow FRS 和接入传输 FRS \leftrightarrow MS.ETS 中不存在资源复用,资源利用率较低.

Schultz^[9]等人基于曼哈顿模型进一步提出利用中继小区空间独立性(spatial independency,简记为 SI)提高系统容量的概念.空间独立性是指两个或多个中继小区由于地形原因完全互为阴影区域,则它们同时通信互不干扰,如中继小区 FRS1 和 FRS2 由于中间有建筑物阻隔(类似图 1 中的 RS1 和 RS6)形成了空间独立,同理,FRS3 和 FRS4 形成空间独立.SI 的时间帧结构组成如下:首先,BS 依次与 FRS1-4 通信,接着,FRS1 \leftrightarrow MS 和 FRS2 \leftrightarrow MS 由于空间独立性同时调度,然后,FRS3 \leftrightarrow MS 和 FRS4 \leftrightarrow MS 同时调度,最后,BS \leftrightarrow MS 进行调度.SI 的缺点是局限于曼哈顿模型的布网模式,且没有考虑到各中继小区带宽需求的差异.

Chen^[10]等人建立了中继小区之间通信的干扰关系的定义和生成方法.文献[11]进一步给出了基于干扰关系对中继站进行资源复用调度的思想,提出相互干扰的中继站要分时调度,在整个时间帧中,每个中继站分配到时隙段被其视为主区间(primary),而其他时隙被其视为次区间(secondary),中继站以高优先级在主区间调度,以低优先级在次区间调度.使用动态生成干扰关系的方法打破了调度对中继站布局信息的依赖.但是,该文献并未给出干扰关系和调度结果具体的映射方法和算法,也没有指出中继站的带宽需求在资源复用调度中的作用和影响.

Peter Wang^[12]提出了结合功率控制的信道复用思想.每条下行信道信号覆盖形成以中继站为中心的圆,分属相邻中继站的两个信道的信号覆盖可能产生交叠,交叠面积越大表示干扰越大.文献[12]提出通过控制中继站功率以减少信号覆盖范围,通过协调相邻中继小区调度来减少干扰.尽管信道级别的资源复用可能会带来大幅度的系统吞吐量提升,但功率控制复杂,相邻的中继小区之间信息交互开销大.

文献[13,14]中采用了分频复用的方式.文献[13]给出了 1 个基站以及周围分别有 3 个和 6 个对称分布的固定中继站的两种组网方案.文献[14]就后一种方案分析了频率复用因子(frequency reuse factor,简称 FRF)分别为 1,2,3,6 的资源利用率.

2 中继网络自适应资源复用调度算法(ARRS)

本节首先简要介绍所研究的中继网络的系统配置,接着对中继网络资源复用问题进行分析和建模,然后详细描述基于该模型设计的自适应资源复用调度算法 ARRS 及其核心步骤的算法 ARRS_Greedy,最后对 ARRS_Greedy 进行性能分析.

2.1 中继网络的系统配置

中继网络的小区规划直接决定了其调度算法的设计难度和性能.规划主要涉及中继跳数、中继站布局(个数和位置)以及链路资源分配 3 个方面的设置,下面逐一加以介绍.

中继跳数(hop-count)是基站与用户之间通信所需的最大链路级数,与小区的地形、覆盖面积以及基站、中继站的发射功率有关.Schultz 等人^[15]研究指出,中继跳数的增加不仅会带来数据时延的增大,还会减少系统的吞吐量.所以,IEEE 802.16j 协议把支持两跳作为中继系统的必选需求,而支持更多跳仅作为可选需求.因此,本文的研究集中在两跳(2-hop)中继系统(如图 1 所示).

中继站布局同样取决于小区的地形、面积以及功率控制.地形地貌多样性导致不同小区之间中继站布局的异构性,即个数及放置位置有所不同.同时,对移动中继站的支持使得中继网络拓扑动态变化.为此,本文设计了对中继站布局能够自适应调整的调度方法.

无线资源包括频域资源和时域资源.中继网络中的链路资源分配可以采用频分、时分及其组合.从信息论的角度来看,不同类型资源的分配方法是相通的.本文以各链路使用相同频率进行分时传输为例进行算法描述.该算法可以扩展用于其他类型的资源分配.

本文研究的中继网络和 IEEE 802.16j 一样,采用 IEEE 802.16 标准中定义的 5 种业务类型(见表 1):主动授权业务(UGS)提供实时常速率(constant-bit rate,简称 CBR)业务,周期性地产生固定大小的数据包;实时轮询业务(rtPS)支持实时变速率(variable-bit rate,简称 VBR)业务,提供视频音频类型的应用;扩展的实时轮询业务(ErtPS)支持与 rtPS 有相同 QoS 需求的业务,因此本文对两者不加区分;非实时轮询业务(nrtPS)提供非实时变速率业务;尽力而为业务(BE)用于非实时的数据传输和 Web 浏览.影响调度的 3 个关键 QoS 参数:最大持续速率(maximum sustained traffic rate,简称 MSR)和最小保证速率(minimum reserved traffic rate,简称 MRR)分别对应各业务带宽分配的上、下界,最大时延(maximum latency,简称 ML)是实时业务可容忍的时延的上界.

Table 1 IEEE 802.16 QoS requirements and applications

表1 IEEE 802.16 业务QoS需求和应用

Service class	Key QoS parameter	Application
UGS (unsolicited grant service)	<ul style="list-style-type: none"> • Maximum sustained traffic rate • Maximum latency • Jitter tolerance 	VoIP
rtPS (real-time polling service) (ErtPS (extended real-time polling service))	<ul style="list-style-type: none"> • Minimum reserved traffic rate • Maximum sustained traffic rate • Maximum latency 	Streaming audio or video
nrtPS (non-real-time polling service)	<ul style="list-style-type: none"> • Minimum reserved traffic rate • Maximum sustained traffic rate 	FTP
BE (best effort)	<ul style="list-style-type: none"> • Maximum sustained traffic rate 	Data transfer, Web browsing

2.2 资源复用调度问题的分析与建模

对于无线系统来说,无线资源始终是十分稀缺的.尤其是中继网络,数据在基站与用户之间可能经过 1 次或多次中继转发,降低了系统容量.资源复用是提高资源利用率的必由之路.本文利用多个中继站与用户同时同频通信,实现资源复用:将小区内的各中继小区划分为若干组,同属一组的中继小区之间通信可以互不干扰,同时调度,该组占用的资源等同于其中消耗最多时隙的那个中继小区,组与组之间相互干扰要分时调度.划分结果称为中继网络的资源复用划分(reuse partition),划分目标是各组占用的资源总和最少.

影响中继网络资源复用的关键因素有两个:其一是中继小区间的干扰关系,它决定了不同的中继小区可否同时调度;其二是各中继小区的带宽需求,它决定了调度结果所需的资源数量.中继小区间干扰关系的确定,本

文采用文献[10]的动态测量方法:基站周期性地为每个中继站分配专属时隙用来发送信号,同时,其他中继站测量该信号对各自通信是否干扰,并把测量结果报告给基站,基站由此获得整个小区内各中继小区间干扰的全局情况.中继小区的带宽需求由该中继小区内所有用户的总带宽需求表示.

对于拥有 n 个中继站的中继网络小区,已知中继小区之间干扰关系及其各自的带宽需求,可以用顶加权图(本文提及的图均为无向图)为该小区的资源调度建立图论模型:给定顶加权图 $G(V,E,W)$,其中顶点个数 $|V|=n$,每个顶点 $v \in V$ 的权值为 $W(v)$,图 G 的顶点与小区内的中继站一一对应,顶点的权值表示该顶点对应的中继小区的带宽需求,两顶点间有边相连表示对应的中继小区的通信相互干扰,否则表示无干扰.图 2 是与图 1 的网络拓扑对应的资源复用调度模型,图 2(a)表示顶加权图,其中圆圈对应中继站,括号中的数值表示该中继站的带宽需求,图 2(b)中虚线椭圆标注的部分是一种资源复用划分结果.抽象成顶加权图,求中继网络的资源复用划分就转化为以下两个子问题:

1. 在图内划分连通片(connectivity component).考虑到中继站的作用之一是提供对阴影区域的覆盖,该中继小区很可能与周围区域被物理隔开(如图 1 中继站 RS1 覆盖区域),因此对周围中继小区的通信都不构成影响,从而形成顶加权图中的孤立点(如图 2(a)中的顶点 R1(9)).这个孤立点可以与任何中继小区同时调度,以减少整个小区对时隙资源的占用(如图 2(b)中复用划分结果).所以,我们先将顶加权图划分成若干个连通片,连通片之间的调度完全独立,互不影响.
2. 在连通片内划分独立集(independent set).每个独立集内的成员因为可以同时调度,所以它们占用的时隙资源是该独立集中所有成员的权值最大者;不同独立集要分时调度,因此所有独立集占用的资源为各独立集占用时隙资源的总和.

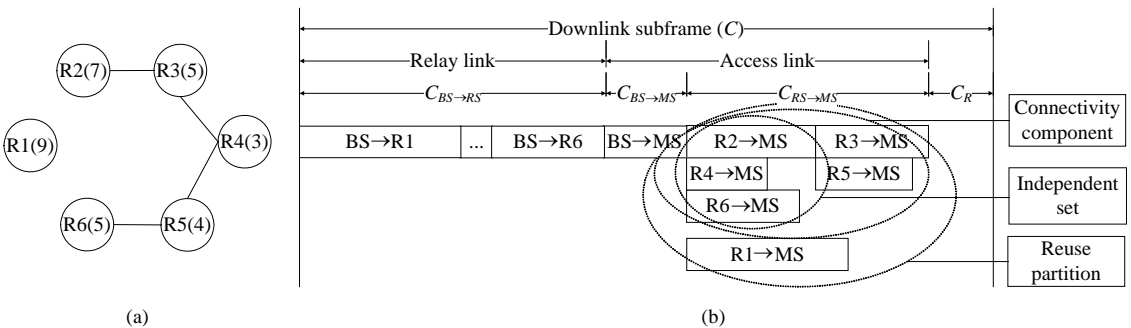


Fig.2 Model of resource reuse scheduling

图 2 资源复用调度模型

下面我们给出资源复用问题的数学描述.首先给出顶加权图的独立集权值的定义.

定义 1. 给定一个顶加权图 $G(V,E,W)$,其中 $W:V \rightarrow \mathbb{R}$ 是 G 的顶点集上的权函数, \mathbb{R} 是实数集,任意顶点 $v \in V$ 的权值记作 $W(v)$.设集合 U 为 G 的一个独立集,则 U 的权值记作 $W(U)$,定义为 U 包含的所有顶点的权值的最大值,即 $W(U) = \text{Max}_{v \in U} W(v)$.

基于定义 1,可以给出一个连通的顶加权图的最优复用划分的定义.

定义 2. 给定一个连通的顶加权图 $G(V,E,W)$,其中任意顶点 $v \in V$ 的权值记作 $W(v)$.对该图的顶点进行正常染色,将顶点集合 V 划分为独立集序列 S_1, S_2, \dots, S_l ,该序列称为 G 的一个复用划分,其权值定义为这些独立集的权值之和 $\sum_{1 \leq i \leq l} W(S_i)$.若已不存在复用划分 S'_1, S'_2, \dots, S'_j ,使得 $\sum_{1 \leq j \leq l} W(S'_j) < \sum_{1 \leq i \leq l} W(S_i)$,则称 S_1, S_2, \dots, S_l 是图 G 的最优复用划分,其权值记作 $W(G) = \sum_{1 \leq i \leq l} W(S_i)$.

基于定义 2,最终给出一个非连通的顶加权图的最优复用划分的定义.

定义 3. 给定一个非连通的顶加权图 $G(V,E,W)$,其中任意顶点 $v \in V$ 的权值记作 $W(v)$.首先将该图划分成若干个连通片 S_1, S_2, \dots, S_k ,则每个连通片构成一个连通的顶加权图.按照定义 2 求出每个连通片的最优复用划分,

就构成整个图 G 的最优复用划分.若各连通片的最优复用划分的权值依次为 $W(B_1), W(B_2), \dots, W(B_k)$, 则图 G 的最优复用划分的权值为各连通片最优复用划分的权值的最大值, 记作 $W(G) = \text{Max}_{1 \leq k \leq K} W(B_k)$.

由以上定义, 求中继网络的最优资源复用调度问题就转化为求顶加权图的最优复用划分, 中继网络最优资源复用调度所需的时隙资源就是顶加权图的最优复用划分的权值.

2.3 自适应资源复用调度算法ARRS的描述

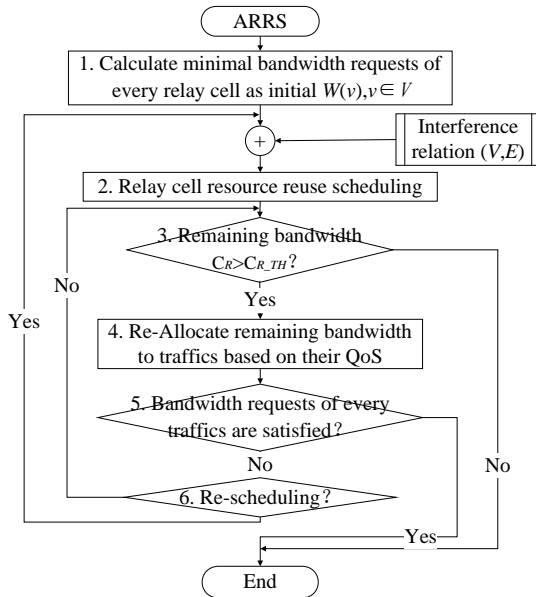


Fig.3 ARRS algorithm flowchart

图3 ARRS 算法流程图

算法 1. 自适应资源复用调度算法 ARRS.

1. 计算每个中继小区的最小带宽需求.由中继小区内所有业务的最小保证速率(MRR)相加得到,并且该值作为 $W(v), v \in V$ 的初值.由中继小区的带宽需求 $W(v), v \in V$ 和系统周期测量所得的中继小区间的干扰关系 (V, E) 按照第 3.2 节的映射方法形成顶加权图 $G(V, E, W)$.
2. 中继小区的资源复用调度.先按照定义 3 将 G 划分成若干连通片 B_1, B_2, \dots, B_k , 再按定义 2 分别求各连通片的最优复用划分, 最终得到整个小区的最优复用划分, 其权值就是 $C_{RS \rightarrow MS}$. 求连通片可以对图 G 进行广度或深度优先搜索在 $O(n+e)$ 时间内得出, 其中 n 和 e 分别是图的顶点数和边数; 求连通片内的最优复用划分即以定义 2 的最优复用划分为约束条件的图染色, 是一个 NP-hard 问题, 本文给出了求解该问题的近似算法 ARRS_Greedy, 将在算法 2 中详细介绍.
3. 计算剩余带宽 $C_R = C - (C_{BS \rightarrow RS} + C_{BS \rightarrow MS} + C_{RS \rightarrow MS})$. 其中中继链路因为不存在资源复用, 所以分配到的带宽是各中继小区所需带宽之和, 即 $C_{BS \rightarrow RS} = \sum_{v \in V} W(v)$. 设剩余带宽的阈值记作 $C_{R, TH}$, 表示剩余带宽过少, 不足以再分配的门槛. 若 $C_R \leq C_{R, TH}$ 则算法结束; 否则, 若 $C_R > C_{R, TH}$ 则转向步骤 4.
4. 剩余带宽 C_R 的再分配. 取 $C_R/2$ 给各业务分配以保证接入链路和中继链路总的增加带宽不超过 C_R . 分配原则是前述接入分配层次中的剩余带宽分配策略. 各中继小区本次再分配得到的带宽与之前分配的带宽相加, 就得到了新的分配带宽 $W(v), v \in V$. 判断当前分配带宽 $W(v), v \in V$ 是否已经满足各业务的带宽需求, 若满足, 则算法结束; 否则, 转向步骤 5.
5. 判断是否需要重新进行资源复用调度. 剩余带宽再分配的结果可能导致各连通片的带宽需求排序以及

基于第 2.2 节的图论模型, 本文设计了中继网络的自适应资源复用调度算法 ARRS. 为简单起见, 本节以下行链路为例进行算法描述, 上行链路的调度算法同理可得.

假设中继网络的系统总带宽为 C , 小区内中继站集合记作 V , 各中继小区的带宽需求为 $W(v), v \in V$. ARRS 算法的主要思想是按中继分配和接入分配两个层次进行带宽分配. 中继分配层次, 将下行链路子帧分为 3 部分(如图 2(b)所示)分别用于: 基站与中继站通信、基站与其直接服务的用户通信、中继站按照复用划分结果分组与其用户通信, 带宽依次记作: $C_{BS \rightarrow RS}, C_{BS \rightarrow MS}$ 和 $C_{RS \rightarrow MS}$. 接入分配层次, 基站(中继站)给其直接服务的各用户分配带宽, 可以沿用传统的单跳网络的带宽分配策略, 本文采用文献[16]中的 IEEE 802.16 系统的多类型业务的调度方法: 先按 UGS, rtPS, nrtPS, BE 的优先级顺序满足各业务的最小带宽需求; 再将剩余带宽按 rtPS, nrtPS, BE 的顺序, 根据其最大延迟或业务权重进行分配, 以进一步满足它们的 QoS 需求. 算法流程如图 3 所示, 具体描述如下:

连通片内各独立集的成员中继站的带宽需求排序变化.如果排序变化,则需要重新进行资源复用调度,转向步骤 2;否则,转向步骤 3.

ARRS 算法的核心是步骤 2 的求连通片内的最优复用划分问题.该问题即以定义 2 最优复用划分为约束条件的顶加权图染色,这是个 NP-hard 问题,无法在多项式时间内求解.因为调度算法需要频繁地调用,为降低求解的时间复杂度,本文设计了近似算法 ARRS_Greedy.其主要思想是:按照权值的降序依次考察顶点,将顶点集合划分成极大独立集序列.生成极大独立集的目的是减少独立集的个数,权值降序的目的是减少独立集序列中排在当前独立集之后的独立集的权值.算法代码如图 4 所示,具体描述如下:

算法 2. 以定义 2 的最优资源复用为约束条件的顶加权图染色的近似算法 ARRS_Greedy.

输入为顶加权图 $G(V,E,W)$,输出为独立集序列 S_1, S_2, \dots, S_i .

程序主体为两层循环:内层循环(步骤 6~步骤 11)为一个独立集的生成过程,外层循环(步骤 3~步骤 14)为独立集序列的生成过程.步骤 1 中 i 为独立集的序列号,初值为 0.步骤 2 中 T 为每一轮生成独立集的备选顶点集合,初值为 V ,即包含图 G 的所有顶点.内层循环,步骤 7 表示在备选顶点集 T 中按顶点 $v \in T$ 权值 $W(v)$ 降序和度数 $d(v)$ 升序依次考察各顶点;步骤 8、步骤 9 表示若 v 不与当前 S_i 中任何顶点相邻,则将 v 加入 S_i , $N(v)$ 表示与 v 相邻的顶点的集合;步骤 10 表示生成新的备选集 T .外层循环考察备选顶点集 T 中每个顶点,直到所有顶点都加入到某个独立集中为止.步骤 4 生成新的独立集的序号 i .步骤 5 初始化新的独立集 S_i 为空集.然后进入内层循环生成独立集 S_i .步骤 12 表示进入下一次生成独立集的循环前,删除所有属于 S_i 的顶点及与其相关联的边得到新的图 G ,步骤 13 表示新的备选顶点集 T 为新的图 G 的所有顶点.当 T 为空集时,求独立集序列的过程结束.最后,步骤 15 返回所生成的独立集序列 S_1, S_2, \dots, S_i ,整个算法结束.

```
ARRS_Greedy(G(V,E,W))
1  i ← 0;
2  T ← V(G);
3  while (T ≠ ∅) do
4    i ← i + 1;
5    Si ← ∅;
6    while (T ≠ ∅) do
7      choose v ∈ T with maximum W(v)
        and minimum d(v);
8      if (Si ∩ N(v) = ∅)
9        Si ← Si ∪ {v};
10     T ← T - {v};
11   end of while
12  G ← G \ Si;
13  T ← V(G);
14 end of while
15 return S1, S2, ..., Si.
end
```

Fig.4 A description of ARRS_Greedy algorithm

图 4 ARRS_Greedy 算法描述

2.4 算法性能分析

影响 ARRS 算法性能的是步骤 2,其中求连通片的时间复杂度为 $O(n+e)$, n 和 e 分别为图的顶点数和边数,所以整个 ARRS 算法的性能取决于近似算法 ARRS_Greedy,本节对其进行性能分析.对于一个规模为 n 的 NP-hard 问题,其近似解应满足两个基本要求:首先,算法的时间复杂度应是关于 n 的多项式;其次,算法得到的近似解达到一定的精度,由近似比表征.设最小化问题的最优解为 Ψ^* ,近似算法得到的解为 Ψ ,则该近似算法的近似比定义为 Ψ/Ψ^* .近似算法 ARRS_Greedy 的分析可以得到如下两个定理:

定理 1. ARRS_Greedy 算法的时间复杂度为 $T(n)=O(n^2)$,其中 n 表示图的顶点数.

证明:首先用 $n \log n$ 的时间完成对顶点按权值和度数排序,则算法基本操作仅为判断顶点是否相邻.

设 ARRS_Greedy 算法按顺序得到独立集序列 S_1, S_2, \dots, S_i .考虑求独立集 $S_i, 1 \leq i \leq I$ 过程中判断顶点相邻操作的次数:当求 S_i 时,属于独立集 S_1, S_2, \dots, S_{i-1} 的顶点都不在考察范围内,所以这时需要考察的顶点总数为 $n - \sum_{1 \leq j < i} |S_j|$,其中 $|S_j|$ 表示独立集 S_j 中顶点个数.每个顶点最多只需与 $|S_i|$ 个顶点进行比较,所以总的比较次数最多为 $(n - \sum_{1 \leq j < i} |S_j|)|S_i|$.于是得到:

$$T(n) \leq \sum_{1 \leq i \leq I} \left(n - \sum_{1 \leq j < i} |S_j| \right) |S_i| \leq \sum_{1 \leq i \leq I} n |S_i| = n \sum_{1 \leq i \leq I} |S_i| = n^2 = O(n^2) \quad (1)$$

所以,算法 ARRS_Greedy 的时间复杂度为 $O(n^2)$. \square

定理 2. ARRS_Greedy 算法的近似比为 $\lceil (\Delta+1)/2 \rceil$, 并且该近似比是紧的. 其中, Δ 表示图顶点度数 $d(v)$ 的最大值, 即 $\Delta = \text{Max}_{v \in V} d(v)$, $\lceil x \rceil$ 表示上取整函数, 即取不小于 x 的最小整数.

证明: 设 ARRS_Greedy 算法得到的所有独立集按权值降序排列为 S_1, S_2, \dots, S_I , 权值为 Ψ ; 最优解所得独立集按权值降序排列为 V_1, V_2, \dots, V_{I^*} , 权值为 Ψ^* .

首先 ARRS_Greedy 得到的独立集个数 $I \leq \Delta + 1$. 给任意一个顶点 $v \in V$ 染上与其邻项不同的颜色, 因为 $d(v) \leq \Delta$, 故 v 的邻项的颜色最多为 Δ 种, 又由 ARRS_Greedy 算法的贪心性每次找独立集都是尽可能地达到顶点数最多, 即一种颜色染尽可能多的顶点, 所以, $\Delta + 1$ 种颜色中至少有 1 种可以用于 v 的染色.

若 $I^* = 1$, 则所有顶点构成独立集, 即 $\Delta = 0$. 易知, 由算法 ARRS_Greedy 可以得出最优解, 所以:

$$\frac{\Psi}{\Psi^*} = 1 \leq \left\lceil \frac{0+1}{2} \right\rceil = 1 \quad (2)$$

若 $I^* \geq 2$, 因为 S_1 和 V_1 的权是所有顶点的权值最大值, 所以 $W(S_1) = W(V_1)$. 而且可证明 $W(S_2) \leq W(V_2)$. 设 $W(S_1)$ 值对应的顶点为 v_i , $W(S_2)$ 值对应的顶点为 v_j , $W(V_2)$ 值对应的顶点为 v_k . 假设 $W(S_2) > W(V_2)$, V_2 的权值为 $W(V_2) = W(v_k)$ 说明大于 $W(v_k)$ 的权值对应的点都可以和 v_i 构成独立集, 根据 ARRS_Greedy 按权值降序考察顶点的特性必然得到 $W(S_2) \leq W(v_k) = W(V_2)$, 与假设相矛盾, 所以 $W(S_2) \leq W(V_2)$. 于是得到:

$$W(S_1) + W(S_2) \leq W(V_1) + W(V_2) \leq \Psi^* \quad (3)$$

又 S_1, S_2, \dots, S_I 按权值降序排列, 所以得到:

$$\begin{aligned} \Psi &= \sum_{1 \leq i \leq I} W(S_i) \leq (W(S_1) + W(S_2)) \left\lceil \frac{I}{2} \right\rceil \leq (W(S_1) + W(S_2)) \left\lceil \frac{\Delta+1}{2} \right\rceil \\ &\leq (W(V_1) + W(V_2)) \left\lceil \frac{\Delta+1}{2} \right\rceil \leq \Psi^* \left\lceil \frac{\Delta+1}{2} \right\rceil \end{aligned} \quad (4)$$

综合式(2)和式(4), 对于所有的 I^* , 可以得到:

$$\frac{\Psi}{\Psi^*} \leq \left\lceil \frac{\Delta+1}{2} \right\rceil \quad (5)$$

成立, 即 ARRS_Greedy 算法的近似比为 $\lceil (\Delta+1)/2 \rceil$. 并且由式(2)可知, 该近似比是紧的. \square

定理 2 说明近似算法 ARRS_Greedy 的近似比随着 Δ 的增加而增加, 通常中继网络的干扰关系图中的 Δ 值不会太大, 保证了该算法在实际应用中会得到非常接近最优解的结果. 此外, 由分析可知, 该近似比是比较保守的上界估计, 所以还可能得到拟合度更高的近似比, 这也是本文进一步的工作之一.

3 仿真分析

本节给出仿真结果, 一方面验证前述分析的正确性, 另一方面证明 ARRS 与现有算法相比的优越性. 为了验证分析的正确性, 比较对象是通过穷举所有染色结果给出该染色问题的最优解的方法, 记作 Opt. 为体现优越性, 比较对象是第 1 节中介绍的现有的两种中继网络调度算法: 无资源复用的等分时隙方法 ETS 和运用空间独立性的 SI. 因为这两种算法都是基于曼哈顿模型设计的, 无法适用于任意的干扰拓扑情形, 所以仿真中对它们作一些改进: ETS 根据中继站的个数作等分时隙的分配; SI 中的调度分别采用 ARRS, Opt 的分组方法, 记作 SI_A 和 SI_O, 不同之处在于 SI_* 方法中的带宽分配也是等分时隙, 即中继链路中各中继站分得的时隙相同, 接入链路中各调度组分得的时隙相同, 此外, SI_* 方法没有自适应能力, 调度结果一旦确定就不会随干扰关系的变化而改变.

3.1 参数配置

本文的仿真平台基于 NS-2 搭建, 通过用户配置或随机方法生成中继网络及其干扰关系, 通过添加(移除)干扰边的操作来模拟干扰关系动态变化. 平台支持的业务类型见表 2, 业务流按照以下假设生成: 各种不同类型的业务流独立产生, 服从泊松分布, 具有不同的到达率 λ_i ; 各种不同类型的业务流的带宽保持时间服从独立的指数分布, 具有不同的期望值 $1/\mu_i$. 通过改变这些参数, 并根据产生的新业务属于哪个中继小区, 可以调整各中继小区的带宽需求差异. 系统总带宽归一化的值为 $C=200\text{unit/s}$, 各业务带宽需求的最小值 MRR_i , 最大值 MSR_i , 以及最大

延迟 ML_i 的均值见表 2, 实际值在 $(1 \pm 20\%) \times$ 均值的范围内均匀分布^[17]. 其中, nrtPS 业务并没有延迟参数, 表中给出的 ML_i 是第 2.3 节提到的给该业务预分配的权重.

Table 2 Parameters configuration

表 2 参数配置

Service class	i	MRR_i (unit/s)	MSR_i (unit/s)	ML_i (ms)
UGS	1	–	5	20
rtPS	2	8	12	40
nrtPS	3	4.8	7.2	80
BE	4	0	2	–

通过系统吞吐量来考察调度算法的性能. 吞吐量的计算作了适当的简化: 设定各信道质量相同, 当不发生干扰时, 吞吐量为分配的带宽之和, 发生干扰的双方在发生干扰过程中吞吐量都为 0. 这样简化出于以下考虑: 首先, 被比较的算法在同等条件下进行, 信道质量相同不会影响各算法仿真环境的公平性, 而且信道质量相同的条件下得到的吞吐量表示各种信道质量差异可能情况下吞吐量的中值; 其次, 我们的算法并不局限于中继网络的调度, 可以适用于所有具有类似约束条件的调度问题, 简化信道质量的差异可以研究这一类问题的性能.

影响系统吞吐量的两个主要因素为中继小区干扰关系和带宽需求. 干扰关系及其变化是通过几个典型的系统场景来表现, 将在第 3.2 节加以介绍. 在干扰关系给定以及各中继小区带宽需求之和(即系统总的带宽需求)一定的情况下, 各中继小区带宽需求不同会导致复用划分的分组结果的不同, 进而影响整个系统吞吐量. 为了考察这一性质对于系统吞吐量的影响, 我们定义了变量带宽方差因子(bandwidth variance ratio, 简称 BWVR), 以表征各中继小区带宽需求的差异程度:

$$BWVR = \frac{\sqrt{\text{Var}(BW)}}{E(BW)} = \frac{\sqrt{E(BW - E(BW))^2}}{E(BW)} \quad (6)$$

其中, 变量 BW 表示各中继小区所需的带宽, $\sqrt{\text{Var}(BW)}$ 和 $E(BW)$ 分别表示 BW 的标准方差和期望, 两值相除是对标准方差作规格化处理. 由定义可知, BWVR 值越大, 表明中继小区带宽需求差异越大, 反之亦然.

3.2 仿真结果和分析

图 5~图 7 给出了小区内中继站个数分别为 4, 6, 9 三种干扰关系下, 各种算法对应的系统吞吐量随 BWVR 变化的情况. 各图中(a)是中继小区间的干扰关系图, 圆圈表示中继小区, 边表示存在干扰, (b)是吞吐量的仿真结果. 图 5(a)和图 6(a)给出的是目前中继小区研究经常考虑的两种组网情形, 图 7(a)是一种更为复杂的组网情形. 图 8、图 9 给出了图 7(a)的干扰关系发生变化对各种算法的系统吞吐量产生的影响.

在图 5、图 6 两种情形下, 干扰关系图顶点度数的最大值 Δ 都为 2, 仿真给出 ASSR 得到的调度方案与 Opt 的最优调度方案性能非常接近; 图 7 中的 Δ 值为 5, 仿真给出 ASSR 的性能略低于 Opt, 但降低不超过 4%. 仿真结果显示, 各情形的近似比都在第 2.4 节定理 2 给出的保守估计上界范围内, 同时近似比有随着 Δ 值的增加而增加的趋势. 结果表明前文分析的正确性, 同时验证了 ASSR 在实际应用中能够得到很好的性能.

分别分析图 5~图 7 的吞吐量变化趋势, 得到了一些相似的结果. 首先, 3 种情形下, ASSR 得到的调度方案性能接近或略低于 Opt 的最优调度方案, 而分别与它们采用相同分组方案的 SI_A 和 SI_O 也具有前者性能接近或略低于后者的结果, 这进一步说明, 只要其他条件(如是否考虑带宽需求差异)都相同, ASSR 就能取得非常好的近似最优性能. 其次, 采用资源复用的算法中考虑带宽需求差异的方案(ASSR 和 Opt)的吞吐量远远高于等分时隙的方案(SI_O 和 SI_A); 而既没有考虑带宽差异, 又没有采用资源复用的算法 ETS 的吞吐量最低. 最后, 所有算法的吞吐量随着 BWVR 值的增大(即各中继小区带宽需求差异程度的增加)都有降低的趋势, 但比较而言, 考虑带宽需求差异的方案的吞吐量的下降速度慢, 等分时隙方案的下降速度快, 所以随着 BWVR 值的增大, 两种类型的方案的吞吐量之差越来越大. 分析结果表明, 对任何一种干扰关系, 采用资源复用并且考虑中继小区带宽需求差异的算法吞吐量性能最好, 且吞吐量在 BWVR 为 0(即中继小区带宽需求相同)时达到最大值.

通过图 5~图 7 相互比较, 进一步发现: 3 种干扰关系的吞吐量最大值分别为 134, 150 和 150; 3 种干扰关系对应的考虑带宽需求差异的方案(ASSR 和 Opt)和等分时隙的方案(SI_O 和 SI_A)的吞吐量之差上也是前一种干

扰关系中幅度最小,后两种情形较大.分析调度方案我们发现,图 5 的复用分组为两组,每组 2 个中继小区;图 6 的复用分组平均为两组,每组 3 个中继小区;图 7 的复用分组平均为 3 组,每组 3 个中继小区.每个资源复用组平均包含的中继小区个数越多,组数就越少,资源利用率也就越高,系统吞吐量也越高.

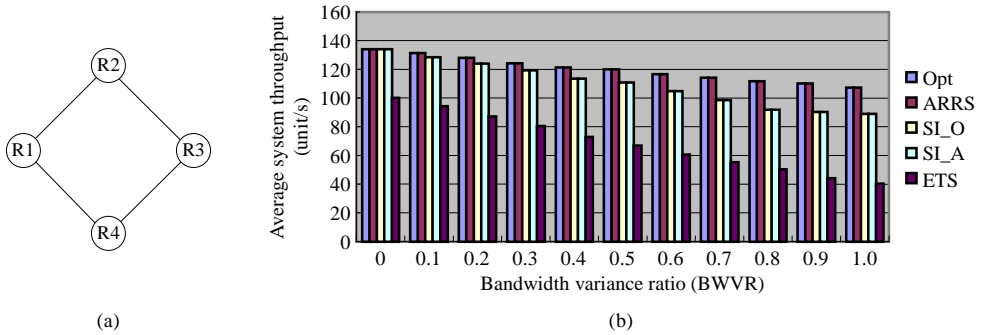


Fig.5 Four relay stations scenario

图 5 4 个中继站的场景

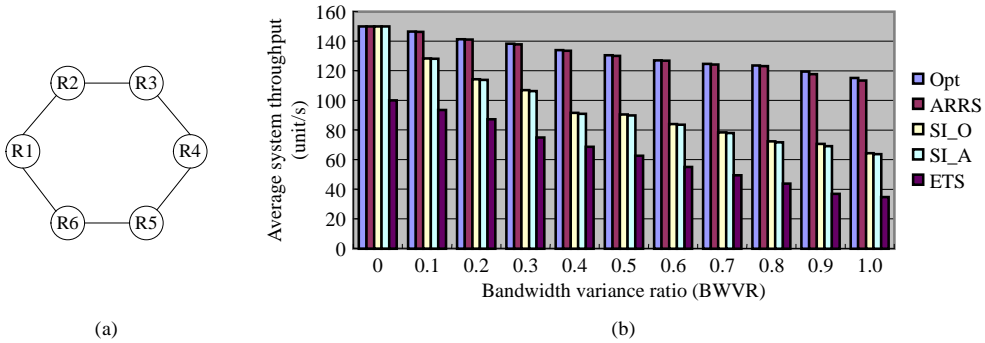


Fig.6 Six relay stations scenario

图 6 6 个中继站的场景

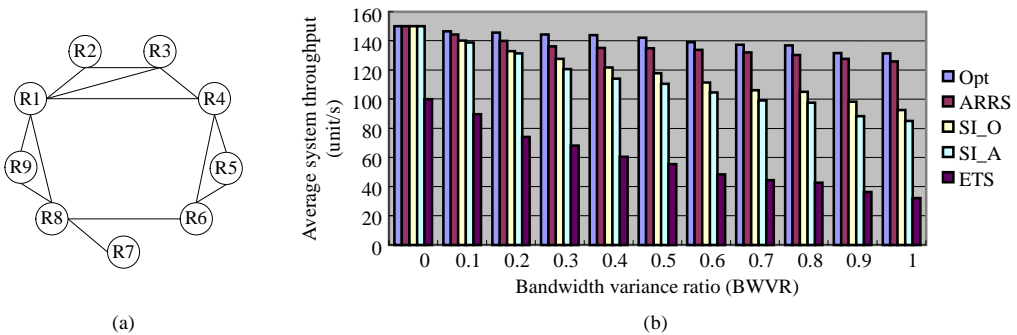


Fig.7 Nine relay stations scenario

图 7 9 个中继站的场景

图 8 对应图 7(a)中移除一条干扰边(即 R6 和 R8 之间的边),如图 8(a)所示,这种情形可能出现在有新的建筑物在两中继站间形成了物理遮挡时.在图 8(b)中,ARRS 和 ARRS_new 分别对应于干扰关系改变前后 ARRS 算法的吞吐量,结果显示 ARRS 算法因为可以自适应地调整调度方案,因此在部分干扰消除后获得了吞吐量的提升.SI_A 和 SI_A_new 对应于干扰关系改变前后 SI_A 算法的吞吐量,由于该算法没有自适应的能力,所以干扰

变化后吞吐量不改变.

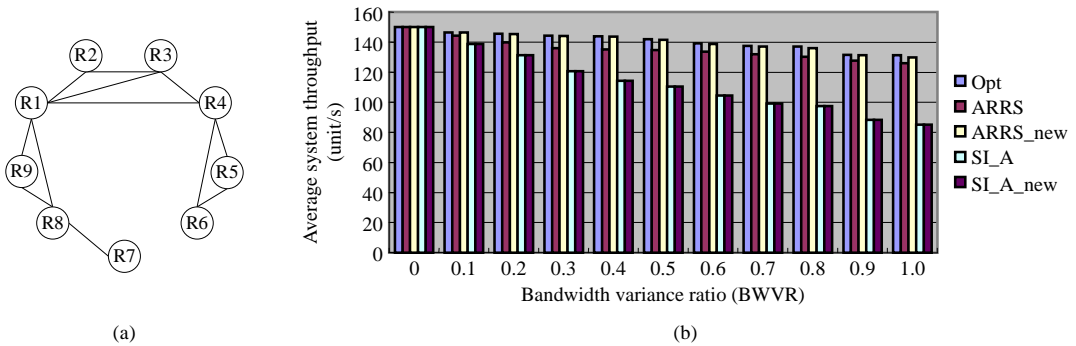


Fig.8 Remove an interference edge

图 8 移除一条干扰边

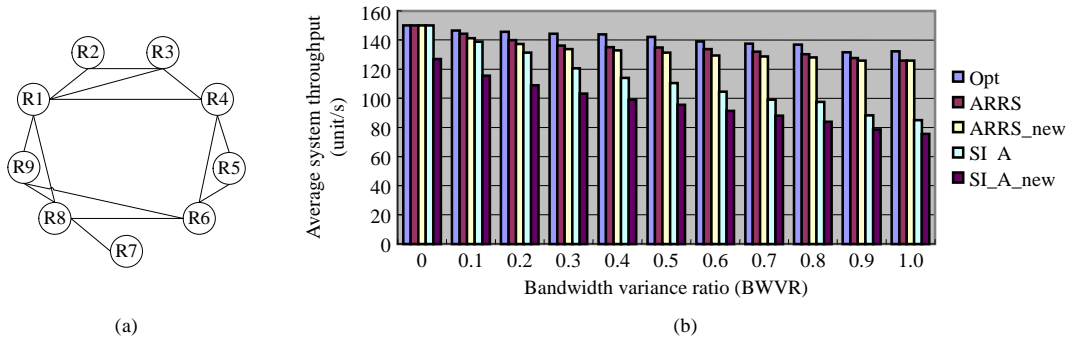


Fig.9 Add an interference edge

图 9 增加一条干扰边

图 9 对应图 7(a)中增加一条干扰边(即 R6 和 R9 之间的边),如图 9(a)所示,这种情形可能出现在两中继站间物理遮挡消除时.在图 9(b)中,ARRS 和 ARRS_new 分别对应于干扰关系改变前后 ARRS 算法的吞吐量,结果显示,ARRS 算法通过自适应地调整调度方案,虽然容量因为干扰的增加有所降低,但降低幅度不超过 3%.SI_A 算法的调度方案固定,不能随干扰关系变化而变更调度策略,由于中继站 6,9 在原调度方案下出现在同一调度组,它们之间的干扰导致吞吐量比干扰关系改变前下降,如 SI_A_new 所示,降低幅度平均高达 15%.图 8、图 9 充分说明,ARRS 算法随着干扰关系的变化自适应地调整调度方案,能够有效利用资源,确保较高的系统吞吐量.

4 结论和展望

随着中继网络的兴起,其资源利用率问题的研究已提到日程上来.本文建立了中继网络资源复用问题的图论模型,为中继网络资源分配问题的理论研究奠定了基础.基于该模型,我们设计出自适应资源复用调度算法 ARRS,并通过仿真证明了该算法与现有中继网络调度算法相比能够随网络状况变化动态调整调度策略,有效地利用资源,大幅度提高了系统的吞吐量.此外,仿真结果分析给出一些有益的启发,其中最重要的一点是中继网络随着各中继小区带宽需求差异的增大,系统吞吐量有降低的趋势.如何在各中继小区负载不均衡时保证系统的吞吐量是我们进一步的工作.

References:

[1] 3GPP TS 25.308 v5.7.0, High speed downlink packet access: Overall description. Stage2[S]. http://www.arib.or.jp/IMT-2000/V710Dec08/5_Appendix/Rel5/25/25308-570.pdf

- [2] Air interface for fixed broadband wireless access systems. IEEE Std 802.16-2004, 2004. <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.16-2004.pdf>
- [3] Ghosh A, Wolter DR, Andrews JG, Chen R. Broadband wireless access with WiMax/802.16: Current performance benchmarks and future potential. IEEE Communications Magazine, 2005,43(2):129–136.
- [4] Telecommunications Technology Association 2.3GHz Portable Internet Project Group (PG302). 2.3GHz portable Internet (WiBro) overview. 2004. <http://www.tta.or.kr/English/new/main/index.htm>
- [5] Recommendation ITU-R M.1645, Framework and overall objectives of the future development of IMT-2000 and systems beyond IMT-2000. 2003. <http://www.itu.int/rec/R-REC-M.1645/e>
- [6] Project authorization request: Advanced IEEE 802.16 air interface. IEEE 802.16-06/054r4, 2006. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [7] Project authorization request: Amendment to IEEE standard for local and metropolitan area networks—Part 16: Air interface for fixed and mobile broadband wireless access systems—Multihop relay specification. IEEE P802.16j/D1, 2007. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [8] Irnich T, Schultz D, Pabst R, Wienert P. Capacity of a relaying infrastructure for broadband radio coverage of urban areas. In: Proc. of the IEEE Vehicular Technology Conf. Fall 2003 (VTC'F 2003), Vol.5. 2003. 2886–2890.
- [9] Schultz D, Walke B, Pabst R, Irnich T. Fixed and planned relay based radio network deployment concepts. In: Proc. of the 10th Wireless World Research Forum 2003 (WWRF 2003). New York: WWRF, 2003.
- [10] Chen WP, Zhu CX, Su CF, Agre J. Estimation of the initial interference matrix. IEEE C802.16j-06/148, IEEE 802.16 meeting #46, Dallas, 2006. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [11] Chen WP, Zhu C, Su CF, Agre J. Resource reuse and interference management mechanism. IEEE C802.16j-06/149, IEEE 802.16 meeting #46, Dallas, 2006. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [12] Wang P, Reid T. Relay-Station power control and channel reuse. IEEE C802.16j-06/216, IEEE 802.16 meeting #46, Dallas, 2006. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [13] Rizvi KA, Sun Y, Basgeet D, Fan Z, Strauch P. Fractional frequency reuse for IEEE802.16j relaying mode. IEEE C802.16j-06/223, IEEE 802.16 meeting #46, Dallas, 2006. <http://www.ieee802.org/16/relay/>
- [14] Park WH, Bahk S. Resource management policies for fixed relays in cellular networks. In: Proc. of the IEEE Global Telecommunications Conf. 2006 (GLOBECOM 2006). 2006. 1–5.
- [15] Schultz D, Pabst R, Irnich T. Multi-Hop based radio network deployment for efficient broadband radio coverage. In: Proc. of the 6th Int'l Symp. on Wireless Personal Multimedia Communications 2003 (WPMC 2003), Vol.2. 2003. 377–381.
- [16] Sun J, Yao YL, Zhu HF. Quality of service scheduling for 802.16 broadband wireless access systems. In: Proc. of IEEE the 63rd Vehicular Technology Conf. 2006 (VTC 2006-Spring), Vol.3. 2006. 1221–1225.
- [17] Chen JF, Jiao WH, Wang HX. A service flow management strategy for IEEE 802.16 broadband wireless access systems in TDD mode. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications 2005 (ICC 2005), Vol.5. 2005. 3422–3426.



郭欣(1979—),女,安徽淮南人,博士,主要研究领域为计算机体系结构,宽带无线网络.



郭子华(1971—),男,博士,主要研究领域为4G/B3G无线通信技术,无线网络.



马文超(1972—),男,博士,主要研究领域为无线通信,移动IP,宽带无线接入技术.



侯紫峰(1955—),男,博士,研究员,博士生导师,CCF高级会员,主要研究领域为计算机体系结构,数字技术,无线通信.