

多接口多信道无线网状网中流量感知的 信道带宽调制算法

李 礼,张春元

(国防科学技术大学计算机学院,湖南长沙 410073)

摘 要: 如何合理分配使用有限的频谱资源是无线网状网研究中的一个重要议题. 近来有研究开始采用动态信道带宽调制来提升无线网络性能. 本文将最优信道带宽调制归结为“装箱压缩”问题,并结合多接口技术提出分布式流量感知的信道带宽调制算法,最后将算法应用于多接口多信道无线网状网. 模拟表明我们的算法能有效增加频谱使用效率和提升网络性能.

关键词: 无线网状网; 频谱分配; 信道带宽调制; 图的区间着色

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2010) 04-0875-07

Traffic-Aware Channel Width Adaptation for Multi-Interface Multi-Channel Wireless Mesh Networks

LI Li, ZHANG Chun-yuan

(College of Computer Science, National University of Defense Technology, Changsha, Hunan 410073, China)

Abstract: How to efficiently utilize the spectrum resource is one of the fundamental issues in wireless mesh networks. Recently some work began to explore the dynamic channel width adaptation. In this paper, we show the optimal channel width adaptation can be reduced into the “packing and compression” problem. And we propose distributed traffic-aware algorithms to jointly exploit channel width adaptation and the multi-interface technology for wireless mesh networks. Simulation shows our algorithms can significantly improve network performance.

Key words: wireless mesh networks; spectrum assignment; channel width adaptation; graph interval coloring

1 引言

多接口多信道无线网状网 (Multi-interface Multi-channel Wireless Mesh Networks)^[1,2]通过为每个结点安装多个无线传输接口,并调制到不同频段上并发传输,能极大提升网络容量,正成为研究热点之一. 如何合理分配使用频谱资源是多接口多信道网状网中一个重要议题. 传统的频谱管理往往将可用频谱条状分割成多个具有固定带宽的信道,比如 IEEE802.11b/g 标准^[3]把其工作的 2.4GHz 频段分成十一个带宽为 22MHz 的信道,其中相邻信道的中心频率间隔为 5MHz. 近来有研究^[4-6]开始采用动态信道带宽调制来提升无线网络性能.

频谱分配的目标是让负载尽可能均匀地分布在频谱上. 使用固定带宽信道并不利于充分利用频谱. 我们以图 1 为例来说明. 图 1(a)给出了一个由 10 个结点组成的链式网状网,相邻结点相距 200m,结点 10 是网关结点. 每个结点安装有两个 802.11b/g 无线传输接口,

信号传输的有效距离为 250m,干扰距离为 550m. 因此,任何距离在三跳范围内的两条链路使用同一信道进行传输会产生冲突. 假设从 1 到 9 的每个结点向结点 10 发起吞吐率为 U 的会话,中间结点将同时作为路由器转发数据. 显然,链路 $l_{6,7}, l_{7,8}, l_{8,9}$ 与 $l_{9,10}$ 构成该网络的瓶颈冲突域,限制了每个会话最大可达到的吞吐率 U .

假设整个可用频谱资源为 60MHz,且每 1MHz 的频率可以支持 1Mbps 的数据传输率. 这里我们只考虑静态频谱分配策略. 在图 1(b)中,首先假设整个 60MHz 的频谱由 3 个 20MHz 宽的正交信道组成. 显然最有效的分配策略是让 $l_{6,7}$ 与 $l_{7,8}$ 使用同一信道,而将剩余两个信道分别分配给 $l_{8,9}$ 与 $l_{9,10}$. 此时每个会话最大可达到的吞吐率 U 为 20/13Mbps. 在图 1(c)中,我们又假设整个频谱被分成 4 个 15MHz 宽的正交信道. 此时,可获得无冲突的信道分配,而最大可达到的会话吞吐率 U 为 5/3Mbps. 如果采用信道带宽调制,将获得最有效的频谱分配方式:如图 1(d)所示,每条链路所使用的频谱与其负

载相匹配,没有任何资源被浪费掉,会话吞吐率 U 可高达 2Mbps. 与前两种使用固定带宽信道的情况相比,信道带宽调制使网络性能分别提升了 30% 与 20%.

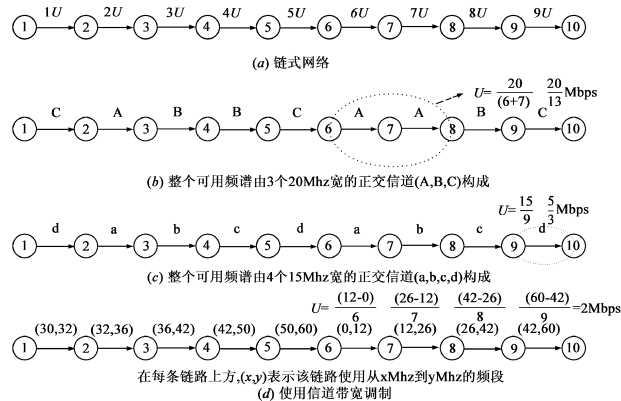


图1 信道带宽调制能更加充分利用频谱资源

简而言之,使用信道带宽调制好处有二.首先,我们能以细粒度的方式尽可能均匀的将负载分布到频谱上达到负载均衡,从而提高频谱利用率.其次,在充满干扰以及竞争的网络环境中,将可用频谱分成多个小带宽的正交信道,还能大幅减少竞争、冲突、干扰等现象,从而减少无谓的频谱使用.

无线网状网的特点^[1]非常适合采用信道带宽调制技术.首先,具有 AP 功能的网状网节点汇聚了大量客户节点的流量,因此能够基于负载的预测来分配信道带宽.其次,网关节点连接网状网与外部网络(比如 Internet),大部分流经网关节点的流量产生于客户节点与外部网络之间的交互.因此,网状网的负载分布是不均衡的,如图 1 所示,越来越多的数据流将竞争网关节点附近的带宽.因此采用信道带宽调制无疑能进一步提升网络性能.

本文将在多接口多信道无线网状网中研究如何使用信道带宽调制技术.我们将最优信道带宽调制归结为“装箱压缩”问题,并结合多接口技术提出了分布式流量感知的信道带宽调制算法.我们将算法应用于无线网状网——Hyacinth^[7].模拟表明信道带宽调制能有效提升网络性能.

2 相关工作

文献[4]通过在商用 802.11 器件上进行软件修改,实现了不同信道带宽的配置;并系统研究了在单跳网络中信道带宽调制在增加吞吐率、网络连通性以及增加公平性等方面的应用.文献[5]针对认知无线网络提出了一种动态信道带宽调制的 MAC 协议 b-SMART,并把频谱分配归结为如何有效地将“时间-频谱块”装进时间 \times 频率的二维空间.但是该协议要求底层物理硬件具有快速信道切换与带宽调制的功能;而本文提出的

则是一种网络层协议,无需改动 802.11 协议,便可以直接采用商用器件实现.文献[6]研究了在无线局域网 WLAN 中使用信道带宽调制,并基于整数规划、线性规划以及“提升—装箱策略”提出了三种集中式算法.我们的算法也基于类似的装箱思想,但我们侧重分布式实现并结合了多接口技术在无线网状网中加以应用.

多跳无线网络的一个主要问题是随着路由跳数的增加以及网络密度的增大,性能会快速衰减^[10].多接口多信道技术通过为节点配置多个接口,并使用更多的频谱资源来提高网络容量.大量工作对多接口多信道网状网展开研究^[2,7-9],但往往假设使用固定带宽的信道;而已有对信道带宽调制研究却只基于单接口.多接口技术能与信道带宽调制技术起到互补作用.本文将信道带宽调制与多接口两种技术结合起来,共同优化网状网性能.

3 网络模型及问题描述

假设系统中有 m 个用户同时竞争给定的频谱资源.频谱用户可以是网状网中一条无线链路,或者是使用相同频段一组链路的集合.假设每个用户 u 可事先获知其负载 $w(u)$,并可调节带宽来使用一段连续的频谱区间.但由于硬件限制,其可使用的信道带宽是一些离散数值^[4],于是进一步假设整个频谱被分成一系列互不重叠的小的频谱块(其集合用 \mathbf{C} 来表示).因此,信道带宽调制便转化为连续频谱块的分配问题.我们用区间 $[B(u), E(u)]$ 来表示分配给用户 u 的从 $B(u)$ 到 $E(u)$ 的频谱块集合.例如,在图 1(d)中,我们将频谱块的宽度设置为 2MHz,则整个 60MHz 频谱将被分成 30 个频谱块.链路 $l_{9,10}$ 与链路 $l_{8,9}$ 将分别使用区间 $[22,30]$ 与 $[14,21]$.根据香农定理,我们假设数据传输率与被分配的带宽(即被分配的频谱块数目)成正比.我们用 c_{unit} 表示单个频谱块可以支持的数据传输率.

我们用顶点带权冲突图 $G(V, E)$ 来表示用户之间潜在的冲突:每个用户 u 被表示成 V 中一个带有权重 $w(u)$ 的结点,如果用户 u 与 v 之间存在潜在冲突,则边 $(u, v) \in E$.冲突图中最大加权团(maximal weighted clique)代表了网络中最拥塞的区域.我们用 $\bar{\omega}(G)$ 来表示最大加权团中所有顶点的权重之和.

本文中我们考虑无冲突的频率分配,即对于用户 $u, v \in V$ 并且 $(u, v) \in E, [B(u), E(u)] \cap [B(v), E(v)] = \emptyset$ (假设使用部分重叠的信道会引发冲突).因此在给定的频谱分配策略下,用户 u 最多能够获得 $(E(u) - B(u) + 1)c_{unit}$ 的数据吞吐率.同时我们定义用户 u 的满意度 $S(u)$ 为其负载 $w(u)$ 被满足的比率,即 $S(u) = \min(1, (E(u) - B(u) + 1)c_{unit}/w(u))$. 我们的

目标是在保持一定公平性的前提下尽可能最大化所有用户的满意度. 在这里我们采用“最大最小”(max-min)的公平原则, 即 $\max\text{-}\min_{u \in V} S(u)$.

4 分布式信道带宽调制算法

传统的信道分配算法往往归结为图着色(如顶点着色或边着色)问题^[11]. 在我们的问题中, 需要把信道(颜色)的概念从离散值扩展为连续区间, 并且我们要最大化最小的用户满意度, 而非寻找最少的频谱资源来满足所有用户的流量需求. 因此, 我们可以将信道带宽调制问题形象地视为“装箱压缩”问题. 图 2 给出了相应的说明.

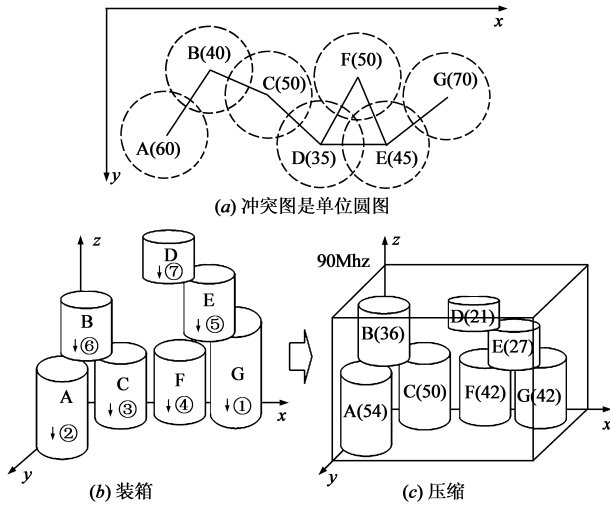


图2 装箱压缩问题, 假设冲突图是单位圆图(unit disk graph)

图2(a)括号内的数字表示用户的频谱需求, 图2(c)括号内的数字则表示用户最后获得的频谱资源. 在图2(b)中, $\downarrow ①, \downarrow ②, \downarrow ③$ 表示装箱顺序.

文献[6]中的集中式算法亦基于类似的“装箱”策略, 但其在装箱之前要对用户的频谱需求依次调整以便最后能够直接装进“箱子”. 在分布式实现中, 在没有全局信息的情况下, 用户难以事先确定调整的幅度, 所以在我们的分布式算法中, 先进行装箱, 然后一起压缩. 在装箱的过程中, 要尽可能紧致的将用户“装”在一起, 这使得在随后的压缩过程中, 最小压缩率(用户满意度)能尽可能的大.

4.1 装箱算法

最优的装箱问题可以归结为图的区间着色.

定义 1 图的区间着色: 给定顶点带权图 $G(V, E)$, 其中顶点 $u \in V$ 的权重为 $w(u) \in \mathbb{R}^+$, 区间着色要为每个顶点 $u \in V$ 分配一个区间 $I(u) = (b(u), e(u))$, 并同时满足以下两个条件: (1) 对 $\forall u \in V, |I(u)| = e(u) - b(u) = w(u)$; (2) 对 $\forall u, v \in V$ 并且 $(u, v) \in E, I(u) \cap I(v) = \emptyset$. 区间着色的目标是 minimized 跨度 $|\bigcup_{u \in V} I(u)|$. 称可达到的最小跨度为图 G 的区间色素

(interval-chromatic number), 并用 $\tilde{\chi}(G)$ 表示.

图的区间着色被证明为 NP 完全问题, 常用于编译时连续存储空间的分配^[12]. 其中最重要的问题是避免碎片(fragmentation), 过多的碎片会导致资源利用率低下. 因此, 区间着色的算法往往基于启发式的装箱方法. 显然, 应将权重大的用户优先装入箱中, 并寻找最低的位置来安放他们. 基于以上想法, 我们给出分布式装箱算法(算法 1).

算法 1 基于区间着色的装箱算法(在每个用户 u 上执行)

```

输入:  $N(u); N(u) = \{v | v \in V, (u, v) \in E \text{ or } v = u\}$ ;
       $ID(v)$ ; 任意用户  $v \in N(u)$  的 ID;
       $w(v)$ ; 任意用户  $v \in N(u)$  的权重(负载)
输出:  $I(v) = (b(v), e(v))$ ; 用户  $v \in N(u)$  被分配的区间(装箱位置)
1:  $b(v) = e(v) = 0, \text{ for } \forall v \in N(u)$ ;
2: While  $\{v | v \in N(u), e(v) = 0\} \neq \emptyset$ . do
3:   If  $e(u) = 0$  and  $\{v | v \in N(u), e(v) = 0, \langle w(v), ID(v) \rangle > \langle w(u), ID(u) \rangle\} = \emptyset$ . then
4:      $r(u) = \min \{2^k | 2^k \geq w(u), k \in \mathbb{Z}\}$ ;
5:      $b(u) = \min \{x | x \geq 0, (\bigcup_{v \in N(u)} I(v)) \cap (x, x + r(u)) = \emptyset\}$ ;
6:      $e(u) = b(u) + r(u)$ ;
7:     向所有邻居  $N(u)$  广播消息  $I(u) = (b(u), e(u))$ ;
8:   Else
9:     从某一邻居  $v \in N(u)$  处收到消息  $I(v) = (v_b, v_e)$ ;
10:     $b(v) = v_b$ ;
11:     $e(v) = v_e$ ;
12:   End If
13: End While

```

在算法 1 中, 我们假设每个用户 u 知道其所有邻居用户的 ID 与权重信息. 用户 ID 可以是 MAC 或者是 IP 地址. 权重大的用户优先装箱, 当相邻用户权重出现一样时, ID 大的优先级高. 装箱的用户首先将其权重向上取整为最近的 2 的幂次, 并在尽可能低的位置寻找可用区间; 然后再将其决定告知周围邻居结点. 每个用户仅利用邻居结点的信息进行操作, 因此在同一时刻, 可能有多个用户并行进行装箱, 从而加速了算法的执行.

引理 1 算法 1 获得的区间着色满足以下不等式:

$$\bar{\omega}(G) \leq \tilde{\chi}(G) \leq |\bigcup_{u \in V} I(u)| \leq 2 \max_{u \in V} \sum_{v \in N(u)} w(v)$$

证明 显然, 最大加权团中所有顶点权重之和 $\bar{\omega}(G)$ 是区间色素 $\tilde{\chi}(G)$ 的下界, 即 $\bar{\omega}(G) \leq \tilde{\chi}(G)$.

算法 1 中用户按照 $\langle w(u), ID(u) \rangle$ 降序的顺序依次装箱. 由于 $\forall u \in V, r(u)$ 都是 2 的幂次, 采用数学归纳法^[6, 12], 可以证明当用户 u 装箱完毕, 所有可用区间长度至少都是 $r(u)$. 因此, 任何可用区间都能容纳下一装箱用户 u' , 因为 $r(u) \geq r(u')$. 所以对 $\forall u \in V, e(u) \leq \sum_{v \in N(u)} r(v) \leq 2 \sum_{v \in N(u)} w(v)$. 最后可得 $|\bigcup_{u \in V} I(u)|$

$$= \max_{u \in V} e(u) \leq 2 \max_{u \in V} \sum_{v \in N(u)} w(v).$$

定理 1 算法 1 可得到正确的区间着色. 当冲突图为单位圆图时, 算法 1 的近似比为 12.

证明 $\langle w(u), ID(u) \rangle$ 在所有用户中定义了一种全序关系. 因此算法 1 中所有用户都将有机会进行装箱. 而相邻用户不可能同时装箱, 他们所分配的区间不会发生重叠. 所以算法 1 可得到正确的区间着色.

当冲突图 $G(V, E)$ 为单位圆图时, 以下关系式成立^[13], $\forall u \in V, \sum_{v \in N(u)} w(v) \leq 6\bar{\omega}(G) - 5w(u)$. 由引理 1, 得 $|\bigcup_{u \in V} I(u)| \leq 2 \max_{u \in V} (6\bar{\omega}(G) - 5w(u)) \leq 12\tilde{\chi}_L(G)$ 说明算法 1 至少具有 12 的近似比.

在区间着色算法的近似分析中, 将顶点的权重向上取整为 2 的幂次是一种常用的方法^[5,6,12]. 但在实际实现中, 我们仅按原始权重的大小对用户进行装箱. 虽然难以保证算法的近似程度, 但模拟结果表明性能往往接近甚至优于取整的方法.

如果用户使用多个接口, 调制到不连续频段上, 并将负载分配到不同的接口上, 则可进一步减少频谱空间碎片, 改进装箱效果, 增加频谱的使用效率. 我们把相应问题归结为图的多区间着色.

定义 2 图的 L 区间着色 给定顶点带权图 $G(V, E)$, 其中顶点 $u \in V$ 的权重为 $w(u) \in \mathbb{R}^+$, L 区间着色要为每个顶点 $u \in V$ 分配 L 个区间 $I(u) = \{(b^i(u), e^i(u)) | 1 \leq i \leq L\}$, 并满足以下两条件: (1) 对 $\forall u \in V, (b^i(u), e^i(u)) \cap (b^j(u), e^j(u)) = \emptyset, 1 \leq i, j \leq L, i \neq j$, 且 $|I(u)| = \sum_{i=1}^L (e^i(u) - b^i(u)) = w(u)$; (2) 对 $\forall u, v \in V$ 且 $(u, v) \in E, (b^i(u), e^i(u)) \cap (b^j(v), e^j(v)) = \emptyset$, 其中 $1 \leq i, j \leq L$. L 区间着色的目标是最小化跨度 $|\bigcup_{u \in V} I(u)|$. 称可达到的最小跨度为图 G 的 L 区间色素 (L -interval-chromatic number), 用 $\tilde{\chi}_L(G)$ 表示.

显然, L 区间着色依旧是 NP 完全问题. 算法 2 给出了基于多区间着色的装箱过程. 首先每个用户要将自己的权重分成 L 部分, 分别作为其 L 个区间的权重. 我们使用一系列 2 的幂次来逼近原始权重. 比如, 设 $L = 3$, 原始权重为 23, 由于 $23 = 2^4 + 2^2 + 3$, 我们分配给第一个区间权重为 $16(2^4)$, 第二个区间权重为 $4(2^2)$, 而第三个区间也即最后一个区间权重则是离 3 最近的 2 的幂次, 也就是 4. 在将原始权重分成 L 个部分之后, 算法构建扩展冲突图 $G'(V', E')$, 图 G' 实质是对原始冲突图 $G(V, E)$ 在 L 个区间上的扩展. 此时 L 区间着色便转化为平凡的单区间着色, 可利用算法 1 加以解决, 每个用户将负责其 L 个顶点 $u^i (1 \leq i \leq L)$ 的装箱过程.

引理 2 算法 2 获得的 L 区间着色满足以下不等式:

$$\tilde{\chi}_L(G) \leq |\bigcup_{u \in V} I(u)| \leq \frac{2^L}{2^L - 1} \max_{u \in V} \sum_{v \in N(u)} w(v).$$

证明 根据算法 2 的权重分割过程, 对 $\forall u \in V$, 有 $r^k(u) \geq 2r^{k+1}(u) (k = 1, 2, \dots, L-2), r^{L-1}(u) \geq r^L(u)$. 因此,

$$\sum_{k=1}^L r^k(u) \geq r^L(u)(1 + 1 + 2 + 2^2 + \dots + 2^{L-2}) = 2^{L-1}r^L(u)$$

所以,

$$\frac{w(u)}{\sum_{k=1}^L r^k(u)} \geq 1 - \frac{\sum_{k=1}^L r^k(u) - w(u)}{2^{L-1}r^L(u)} \geq 1 - \frac{2^{-1}r^L(u)}{2^{L-1}r^L(u)} = \frac{2^L - 1}{2^L}.$$

类似于引理 1 的证明过程, 由于 $r^k(u) (u \in V, k = 1, \dots, L)$ 都是 2 的幂次, 我们最后有

$$\begin{aligned} \tilde{\chi}_L(G) &\leq |\bigcup_{u \in V} I(u^i)| \leq \max_{u \in V} \sum_{v \in N(u)} \sum_{k=1}^L r^k(v) \\ &\leq \frac{2^L}{2^L - 1} \max_{u \in V} \sum_{v \in N(u)} w(v) \end{aligned}$$

算法 2 基于多区间着色的装箱算法 (在每个用户 u 上执行)

```

输入:  $N(u); N(u) = \{v | v \in V, (u, v) \in E \text{ 或 } v = u\};$ 
 $w(v)$ ; 任意用户  $v \in N(u)$  的权重 (负载)
输出:  $I(u) = \{(b^i(u), e^i(u)) | 1 \leq i \leq L\}$ ; 用户  $v \in N(u)$  分配的  $L$  个区间
1: For  $\forall v \in N(u)$ 
2:   For  $i = 1$  to  $L - 1$ 
3:      $r^i(v) = w(v) > 0? \max\{2^k | 2^k \leq w(v), k \in \mathbf{Z}\}; 0;$ 
4:      $w(v) = w(v) - r^i(v);$ 
5:   End For
6:    $r^L(v) = w(v) > 0? \min\{2^k | 2^k \geq w(v), k \in \mathbf{Z}\}; 0;$ 
7: End For
8: 构建扩展冲突图  $G'(V', E')$ , 其中  $V' = \{v^i | v \in N(u), 1 \leq i \leq L\}, E' = \{(u^i, v^j) | v \in N(u) \setminus u, 1 \leq i, j \leq L\} \cup \{(u^i, u^j) | 1 \leq i, j \leq L; i \neq j\}$  顶点  $v^j$  的权重为  $r^j(v)$ ;
9: 在扩展冲突图  $G'$  上执行算法 1, 用户  $u$  负责其  $L$  个顶点  $u^i (1 \leq i \leq L)$  的装箱过程.

```

定理 2 算法 2 可得到正确的 L 区间着色. 当冲突图为单位圆图时, 其近似比为 $6 \cdot 2^L / (2^L - 1)$.

证明 扩展冲突图 G' 上的任何有效的单区间着色都可以推导出 G 上有效的 L 区间着色, 因此基于算法 1, 算法 2 能够能得到正确的 L 区间着色.

当 $G(V, E)$ 为单位圆图时, 类似于定理 1, 有

$$\begin{aligned} |\bigcup_{u \in V} I(u)| &\leq \frac{2^L}{2^L - 1} \max_{u \in V} (6\bar{\omega}(G) - 5w(u)) \\ &\leq 6 \frac{2^L}{2^L - 1} \tilde{\chi}_L(G) \end{aligned}$$

因此,当 $L=2$ 时,近似比为 8,当 $L=3$ 时,近似比可达 6.86,当 $L=4$ 时,近似比可达到 6.4.

4.2 压缩及最终频谱分配算法

完成装箱过程后,频谱用户们需要合作进行压缩以致所有用户可以装进高度为 $|C|$ 的“盒子”中,并分配最终使用的频谱资源.显然,为了保证最大最小公平性,相邻用户应该成比例的压缩;同时,还应尽可能充分利用频谱资源.算法 3 给出压缩过程.其仅仅假设用户只使用单区间,我们可使用扩展冲突图 G' 将其应用到多区间的情形.压缩过程始于那些装箱位置最高的用户.这些用户计算出他们的压缩率 $S(u)$ 并得出最终分配的频段,然后将其决定广播给所有邻居结点.其他用户则等待那些装箱位置在其上面的邻居用户完成后启动压缩.当压缩过程结束后,用户调整其起始使用频段,以致没有频谱块被闲置掉.在我们目前实现中,压缩过程并没改变用户之间的相对装箱位置.

算法 3 压缩与频谱分配(在每个用户 u 上执行)

输入: $N(u); N(u) = \{v | v \in V, (u, v) \in E \text{ or } v = u\};$
 $I(v) = (b(v), e(v)); v \in N(u)$ 的装箱位置,是算法 1 或 2 的输出;
 $w(u)$; 用户 u 的权重(负载)

输出: $S(u)$; 用户 u 的压缩率或者是满意度;
 $B(v), E(v)$; 任意用户 $v \in N(u)$ 最后分配的频段

```

1:  $B(v) = E(v) = 0$ , for  $\forall v \in N(u)$ ;
2: While  $\{v | v \in N(u), E(v) = 0\} \neq \emptyset$  do
3:   If  $E(u) = 0$  and  $b(u) \geq \max\{e(v) | v \in N(u)\}$  then
4:      $S(u) = |C| \lfloor c_{\min}/e(u) \rfloor$ ;
5:      $B(u) = |C| - \lfloor S(u)w(u)/c_{\min} \rfloor + 1$ ;
6:      $E(u) = |C|$ ;
7:     向所有邻居  $N(u)$  广播消息  $[B(u), E(u)]$ ;
8:   Else
9:     If  $E(u) = 0$  and  $\{v | v \in N(u), E(v) = 0, b(v) \geq e(u)\} = \emptyset$ 
       then
10:       $E(u) = \min\{B(v) | v \in N(u), b(v) \geq e(u)\} - 1$ ;
11:       $S(u) = E(u) c_{\min}/e(u)$ ;
12:       $B(u) = E(u) - \lfloor S(u)w(u)/c_{\min} \rfloor + 1$ ;
13:      向所有邻居  $N(u)$  广播消息  $[B(u), E(u)]$ ;
14:    Else
15:      从某一邻居  $v \in N(u)$  处收到消息  $[v\_B, v\_E]$ ;
16:       $B(v) = v\_B$ ;
17:       $E(v) = v\_E$ ;
18:    End If
19:  End While
20:  $B(u) = \max\{E(v) | e(v) < b(u), v \in N(u)\} + 1$ ;

```

定理 3 整个“装箱-压缩”过程会产生 $O(Lm)$ 的消息传输开销.假设消息传输时延为常数,算法的最大运行时间为 $O(Lm)$.其中 L 是每个用户可使用的非连续区间数, m 是系统中用户的个数.

证明 在整个“装箱-压缩”过程中,每个用户需要分别为其 L 个区间广播装箱位置以及压缩后的分配频段.因此,整个算法会产生 $O(Lm)$ 的消息传输开销.最坏情况下,每一时刻只有一个用户的一个区间能够完成装箱或者压缩过程(如图 1 中的链式网络),因此整个算法的最大运行时间为 $O(Lm)$.

5 信道带宽调制在无线网状网中的应用

Hyacinth^[7] 是一典型的基于 IEEE 802.11 协议的多接口多信道无线网状网架构.其构建了一个类似于生成树形状的拓扑结构,其中每个网关结点是生成树的根,而其他结点则属于某一生成树.为了消除信道分配的接口相关性,Hyacinth 将接口分成两部分,一部分接口用于与父结点通讯(称为 UP-NIC),另一部分接口则只用于与子结点通讯(称为 DOWN-NIC).每个结点只负责 DOWN-NIC 的信道分配,而 UP-NIC 所使用的信道取决于其父结点.由于靠近根部结点的负载较大,信道分配从根结点开始,沿生成树依次分配,每个结点尽量避免使用那些在其冲突范围内离网关较近结点所使用的信道. Hyacinth 意欲形成“胖树形”结构,将更多的带宽留给靠近根部的链路.然而就像图 1 例子所显示的那样,Hyacinth 使用固定带宽的信道,无法进一步达到负载均衡与减少不必要的链路冲突.

我们将分布式信道带宽调制算法应用于 Hyacinth 架构.假设每个结点使用一个 UP-NIC 与 K 个 DOWN-NIC ($K \geq 1$).我们采用原有 Hyacinth 的生成树拓扑构建算法,但在进行频谱分配时,把同一结点上所有的 DOWN-NIC 视为一个频谱用户,而距离相距在 r 跳范围内的用户则被认为存在潜在冲突,其中 r 是干扰距离与传输距离的比值.每个节点不仅负责 DOWN-NIC 的频谱分配,还决定子结点与接口的绑定关系,即如何在 DOWN-NIC 之间分配子节点的流量.注意各个 DOWN-NIC 接口之间采用无冲突的频谱分配,而连接至同一 DOWN-NIC 的链路仍用 802.11 的 DCF 来解决竞争.网关节点往往具有最大负载,他们会周期性地触发信道带宽调制算法.当算法执行完毕,父结点将通过专用控制信道将新的频谱分配以及邻居接口的绑定关系广播给子节点,然后一起切换到新的频段上.

6 性能评测

我们用 NS-2 模拟器对信道带宽调制算法与原有采用固定带宽信道的 Hyacinth 系统^[7] 进行比较.

模拟场景如下:40 个结点随机分布在 $1000\text{m} \times 1000\text{m}$ 的区域里,每个结点装配有 1 个 UP-NIC 与 1 个 DOWN-NIC.所有 DOWN-NIC 与 UP-NIC 均采用 IEEE802.11 DCF 作为 MAC 协议,传输距离设为 250m,

而干扰距离设为 500m.在这 40 个结点中,3 个结点被随机选择为网关,而另外 15 个结点则被选择向网关发起 UDP 数据流.每个 UDP 数据流的初始速率在 1Mbps 与 4Mbps 之间随机选择,然后我们成比例的增加每个数据流的速率,直到网络恰好能满足 80% 的注入流量.假设可用频谱为 120MHz,并且每 1MHz 的频谱可以支持 1.2Mbps 的数据传输率.对原有 Hyacinth 系统,我们研究不同的频谱划分对性能的影响.具体来说,考虑如下三种情形:(1)整个可用频谱被分成 12 个 10MHz 宽的正交信道;(2)频谱被分成 6 个 20MHz 宽的正交信道;(3)频谱被分成 4 个 30MHz 宽的正交信道.而在我们的信道带宽调制算法中,假设每个频谱块宽度为 4MHz,因此 $c_{\text{unit}} = 4.8\text{Mbps}/\text{block}$.并假设可调制的最大最小信道带宽分别为 40MHz 与 4MHz.

图 3 显示了在 20 个随机产生的拓扑结构上,不同系统达到的总吞吐率.使用 $12 \times 10\text{MHz}$ 信道的 Hyacinth 系统,其性能最差.这是因为结点接口数限制了其最多可用的频谱资源.对于采用 $4 \times 30\text{MHz}$ 与 $6 \times 20\text{MHz}$ 信道的 Hyacinth 系统,两者之间很难比出优劣.而采用信道带宽调制的系统总吞吐率总是最大,与使用 $4 \times 30\text{MHz}$ 与 $6 \times 20\text{MHz}$ 信道的 Hyacinth 相比,性能有 13% 至 47% 的提升.这是因为信道带宽调制能以较细的粒度将负载均匀地分配在频谱上,链路亦能更加公平的共享资源.此外,将频谱分成多个小带宽的信道还能大幅减少竞争、干扰、冲突等现象,性能得以进一步提升.

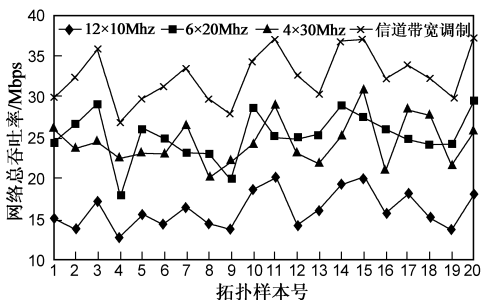


图3 在20个随机产生的拓扑结构上,信道带宽调制算法与原有Hyacinth系统在总吞吐率上的比较

采用宽度较小的频谱块,可以细粒度地将负载分布到频谱上,但是较小的频谱块可能会导致较大的硬件开销.图 4 给出了在不同频谱块大小下,信道带宽调制所带来的相对性能提升,我们以使用 $6 \times 20\text{MHz}$ 信道的原始 Hyacinth 系统作为比较基准,每一个数据都是 20 个随机样本的平均值.由图可见,随着频谱块变小,相对性能逐步提升.但当频谱块宽度大于 12MHz 时,算法性能差于原有 Hyacinth 系统.这是因为无冲突的分配策略不允许用户基于竞争来共享频谱资源,当频谱块太大时,便很难获得性能改进,甚至无法获得无冲突分配.当频谱块宽度小于 4MHz 时,性能提升变缓,使用更

小的频谱块并不能获得很大性能改善.显然,在性能与硬件复杂度之间存有折衷.在上述模拟场景中,4 - 5MHz 的频谱块宽度是一个比较理想的数值.

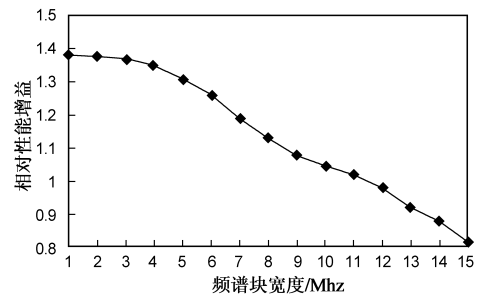


图4 频谱块的宽度对系统性能的影响

当结点装有多 DOWN-NIC 接口时,我们可以采用算法 2,将负载分配在不同接口上,从而进一步减少频谱碎片.图 5 显示了在 8 个随机产生的拓扑结构上,每个结点装配的 DOWN-NIC 接口数量的不同对网络性能的影响.我们可以发现,随着接口数目的增加,网络吞吐率逐步提高.这是因为使用多个接口可以有效消除碎片,从而更加有效利用频谱资源.并且,使用多个接口可以形成更多无冲突的链路,进一步减少用户内部不同链路的竞争.

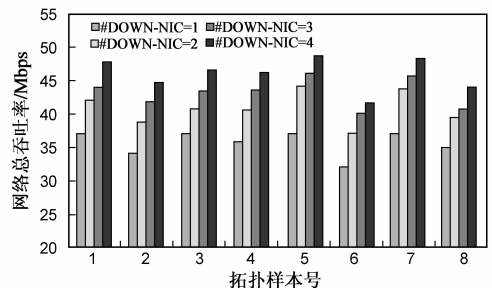


图5 结点接口数量对系统性能的影响

7 结论

本文将信道带宽调制与多接口技术相结合,提出了分布式流量感知的无冲突信道带宽调制算法,并用于多接口多信道无线网状网 Hyacinth.在未来工作中,我们还将进一步设计扩展性更好的具有常数运行时间界的分布式信道带宽调制算法.

参考文献:

- [1] I F Akyildiz, et al. Wireless mesh networks: a survey[J]. Elsevier Computer Networks. 2005, 47(4): 445 - 487.
- [2] J Crichigno, et al. Protocols and architectures for channel assignment in wireless mesh networks[J]. Elsevier Ad Hoc Networks, 2005, 47(4): 445 - 487.
- [3] IEEE 802. 11 Standard [OL]. <http://standards.ieee.org/getieee802/802.11.html>, 2007 - 06 - 12.
- [4] R Chandra, et al. A case for adapting channel width in wireless

- networks[A]. Proceedings of ACM SIGCOMM 2008 [C]. Seattle: ACM Press, 2008. 135 – 146.
- [5] Y Yuan, et al. Allocating dynamic time-spectrum blocks in cognitive radio networks[A]. Proceedings of ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC) 2007 [C]. Montreal: ACM Press, 2007. 130 – 139.
- [6] T Moscibroda, et al. Load-aware spectrum distribution in wireless LANs[A]. Proceedings of IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP) 2008[C]. Orlando: IEEE Press, 2008. 137 – 146.
- [7] A Raniwala, et al. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network[A]. Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM) 2005 [C]. Miami: IEEE Press, 2005. 2223 – 2234.
- [8] 束永安, 洪佩琳, 覃振权. 无线网状网中基于干扰模型的多信道分配策略[J]. 电子学报. 2008, 36(7): 1256 – 1260. SHU Yong-an, HONG Pei-lin, QIN Zhen-quan. Multi-channel allocation strategy based on interference model in wireless mesh networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2008, 36(7): 1256 – 1260. (in Chinses)
- [9] 李可维, 涂来等. 联合速率控制与功率分配的多信道无线网络跨层优化[J]. 电子学报. 2009, 37(6): 1203 – 1209. LI Ke-wei, TU Lai, et al. Cross-layer rate control and power allocation optimization in multi-channel wireless networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(6): 1203 – 1209. (in Chinses)
- [10] P Gupta, et al. The capacity of wireless networks[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 46(2): 388 – 404.
- [11] S Ramanathan. A unified framework and algorithm for channel assignment in wireless networks[J]. Wireless Networks, 1999, 5(2): 81 – 94.
- [12] J Gergov. Approximation algorithms for dynamic storage allocation[A]. Proceedings of Fourth Annual European Symposium Barcelona [C]. Springer Berlin / Heidelberg, 1996, 1136: 52 – 61.
- [13] M Marathe, et al. Simple heuristics for unit disk graphs[J]. Networks. 1995, 25(2): 59 – 68.

作者简介:



李 礼 男, 1981 年 5 月出生于浙江. 现为国防科技大学计算机学院博士研究生, 主要研究方向为无线网络.

E-mail: lili_wz@188.com



张春元 男, 1964 年 1 月出生于安徽. 现为国防科技大学计算机学院教授, 博士生导师. 主要研究领域为高性能体系结构、嵌入式系统.

E-mail: cyzhang@nudt.edu.cn

(上接第 874 页)

- [9] 李领治, 郑洪源, 丁秋林. 一种基于改进蚁群算法的选播路由算法[J]. 电子与信息学报, 2007, 29(2): 340 – 344. Li Ling-zhi, Zheng Hong-yuan, Ding Qiu-lin. An Anycast Routing Based on Improved Ant Colony Algorithm[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2007, 29(2): 340 – 344. (in Chinese)
- [10] 岳凤, 刘希玉. 自适应调整挥发系数的逆向蚁群算法[J]. 计算机工程与应用, 2008, 44(3): 105 – 107. Yue Feng, Liu Xi-yu. Converse ant algorithm basis of adjust information element hangover coefficient[J]. Computer Engineering and Applications, 2008, 44(3): 105 – 107. (in Chinese)
- [11] Y Lu, G Z Zhao, F J Su. Adaptive ant-based dynamic routing algorithm[A]. WCICA 2004[C]. Hangzhou: Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., 2004. 2694 – 2697.