

## 分布式多网关无线 mesh 网公平协作路由算法

乔宏, 张大方, 谢鲲, 何施茗, 张继

(湖南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410082)

**摘要:** 现有的协作路由协议不能公平地分配无线网络资源, 无法满足网络最小流的吞吐量需求。将多并发流的协作路由问题形式化成一个最大化网络整体效用的凸优化问题, 并基于对偶分解和子梯度, 提出一种分布式的多网关无线 mesh 网公平协作路由算法 FCRMG。实验结果表明, 与基于期望传输时间的非协作路由和基于竞争感知的协作路由相比, FCRMG 算法在保证网络吞吐量的前提下, 能显著提高最小业务流的吞吐量。

**关键词:** 协作路由; 公平; 无线 mesh 网; 凸优化

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

## Distributed fair cooperative routing in multi-gates wireless mesh network

QIAO Hong, ZHANG Da-fang, XIE Kun, HE Shi-ming, ZHANG Ji

(School of Information Science and Engineering, Hunan University, Changsha 410082, China)

**Abstract:** Existing cooperative routings cannot fairly allocate the wireless resources, which results in that the throughput of minimum flow cannot satisfy the performance requirement. The multiple flow cooperative routing problem is formulated as a convex optimization problem with the goal of maximizing network utility. Based on dual decomposition and subgradient method, a distributed fair cooperative routing algorithm in multi-gates wireless mesh network-FCRMG is proposed. The simulation results show that, FCRMG can largely improve the throughput of the minimum flow without decreasing the total network throughput, compared with uncooperative routing based on expected transmission time metric and cooperative routing based on contention aware metric.

**Key words:** cooperative routing; fairness; wireless mesh network; convex optimization

### 1 引言

协作通信是一种适合于单天线用户的空间分集技术, 它的主要思想是利用无线信道的广播特性, 让多个单天线的无线用户按照一定方式共享彼此的天线共同转发信号, 从而组成一个虚拟的 MIMO 传输系统, 提升无线传输的性能<sup>[1-3]</sup>。协作通信技术能够通过空间分集抵销信号衰减, 提高传输的可靠性和网络的吞吐量, 已经成为增强无线通信系统性能一项重要技术, 受到学术界的广泛关注。

近年来, 协作通信技术在物理层的优势已经被

充分地探索和利用<sup>[4-6]</sup>, 但是, 它在网络高层设计中产生的影响还没有被很好地理解和运用。协作路由是联合物理层协作通信技术和网络层路由选择的跨层路由方案, 该方案充分利用无线信道的广播特性, 将多个节点组成协作通信模块来选择最优路径, 使得同一信息能够通过不同独立无线信道到达路由的下一跳。这样, 即使在信道条件比较恶劣的情况下, 仍然能够保持良好的网络性能。

协作路由作为探索协作通信技术在路由设计中的尝试, 已越来越引起研究人员的重视。按照其实现目的的不同, 协作路由主要分为能量优化协作

收稿日期: 2013-10-01; 修回日期: 2013-12-30

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61003305, 61173167); 国家重点基础研究发展计划(“973”计划)基金资助项目(2012CB315801)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (61003305, 61173167); The National Basic Research Program of China (973 Program)(2012CB315801)

路由和吞吐量优化协作路由。现有的协作路由主要集中在能量优化的协作路由<sup>[7-9]</sup>以及网络吞吐量优化的协作路由<sup>[10-14]</sup>。但是现有的这些协作算法没有考虑流资源分配公平性的问题,使得网络中某些业务流的终端用户遭到“不公平”的对待,造成一些业务流的吞吐量过小,无法满足业务流的吞吐量要求。这种资源分配的严重不平衡,严重制约了协作路由在无线网络,如多跳无线 mesh 网络的应用。

为了在保证网络吞吐量的前提下,让业务流更加公平地使用网络资源,本文以优化业务流的整体效用为目标,提出了一种多网关无线 mesh 网公平协作路由算法——基于比例公平的协作路由算法(FCRMG fair cooperative routing in multi-gates wireless mesh network)。该算法将业务流吞吐量的对数函数作为网络整体效用目标,在考虑流内干扰和流间干扰的情况下,将最大化系统效用问题形式化成一个凸优化问题,并利用对偶分解和子梯度方法分布式求解出最优的协作传输路径和传输速率。实验结果表明,FCRMG 算法在保证具有高的聚合吞吐量的同时,大大提高了网络中最小业务流的吞吐量,从而使多并发网络业务流可以更加公平地享用网络资源。

## 2 相关工作

现有的协作路由算法按照实现的功能主要可以分为:能量节俭的协作路由算法和吞吐量优化的协作路由算法。

能量节俭的协作路由协议大多是针对靠电池供电的无线传感器网络,在这些网络中能量是稀缺资源,协作路由协议需要从减少节点能量开销的角度出发,通过控制节点的发送功率来节约节点的能量开销以延长网络的生命周期。其中,Khandani<sup>[7]</sup>等人提出了协作通信能量模型,设计了一种基于动态规划的协作路由算法用于为单流寻找能量开销最小的转发路径。为了能实际部署,文中还提出了次优的2种协作路由算法 CAN 和 PLC。文献[8]证明了寻找最小能量协作路由是一个 NP 难问题,并提出了一种能量高效的最短协作路径(CSP)算法。文献[9]提出了一种最小功率协作路由(MPCR)算法,该算法首先给出了协作发送链路的能量代价,然后基于最短路径算法通过调节发射端的功率逐跳建立到目的节点的最小功率协作路由。

目前,以优化网络吞吐量为目标的协作路由协议还比较少,尤其是对于有持续电源供电的无线

mesh 网络。Zhang Jin 等人在文献[10]中综合考虑了网络层的路由选择和链路之间 MAC 层的竞争避免,设计了多并发流下的干扰避免协作路由算法。该算法首次提出了虚拟节点和虚拟链路的概念,建立了基于虚拟链路的竞争图来表示链路竞争关系,并将路由的选择问题转换成在冲突图约束下的最优化问题,并通过线性规划进行求解,但该算法需要在能量限制的条件下最大化吞吐量。文献[11]则为了最大化无线 mesh 网端到端的吞吐量,通过分析链路之间的竞争关系,提出了一种竞争感知的协作路由指标。并在此基础上实现了一种易于实现的分布式协作路由协议。文献[12]和文献[13]研究了多并发流场景下联合考虑协作节点分配和协作路由选择的优化问题,以最大化最小流的吞吐量,并将该问题构建成一个整数线性规划问题,同时还设计了一种松弛方法以降低计算复杂度。文献[14]将物理层的 VMISO(虚拟的多输入单输出)思想运用到网络层的协作路由设计中,提出了一种多并发流下的 VMISO 协作路由协议,该协议通过优化链路速率和传输距离来获取网络性能的提升。

这些协作路由算法通过利用协作通信技术可以有效提升网络的整体性能,但它们没有考虑信道资源分配公平性的问题,会造成一些业务流的吞吐量过小。

除了上述协作路由的研究外,在无线 mesh 网公平路由方面已经有一些相关研究。其中,文献[20]通过蚂蚁周游的优化功能来最大化最小每用户平均带宽来实现公平带宽分配目的,但其针对的是链路之间不存在同信道干扰的网络场景。文献[21]将公平性问题分解成 TDMA 链路调度和 FDMA 频谱分配2个子问题进行求解,并提出了一种集中式的近优算法。文献[22]和文献[23]是在路由给定的情况下,通过压制实际拥塞数据流的数据传输来优化数据流传输的公平性。文献[24]针对节点消耗能量重传数据而无法增加效用的网络场景,提出了一种新的公平能量模型,以提高单个节点耗能的公平性。文献[25]和文献[26]从博弈论的角度讨论了公平路由算法,其中,文献[25]提出一种基于主从博弈的公平路由算法,但其只注重对公平性的考量,忽视了网络对吞吐量的需求。文献[26]先通过分析路由器竞争无线信道的博弈论模型,得到带约束性的混合纳什均衡,然后结合先验式和按需路由,将公平性流量分配方案发送到每个路由器上。文献[27]和文献[28]则从最大最小公平性(max-min fairness)方

面讨论了无线网络公平路由算法，但都只给出了集中式的方法。

然而，现有无线 mesh 网络中的公平路由算法都采用传统的直接传输方式。相比直接传输，协作通信还涉及协作中继节点，因此，现有的针对直接传输的公平路由算法无法扩展到协作路由的设计。而且，上述公平路由算法在达到公平路由选择的同时，无法保证网络高的整体吞吐量。

综上所述，与现有研究不同的是，本文的协作路由算法 FCRMG 基于比例公平框架进行设计。该算法可以获得协作通信带来的高协作分集增益，在保证网络获得高吞吐量同时，让业务流更加公平地使用网络资源。

### 3 研究动机和问题描述

#### 3.1 研究动机

在存在网关的无线 mesh 网中，现有的协作路由协议的做法是为每条业务流按照某项路由指标选择一条到达网关的最短协作传输路径。如图 1(a) 所示，流 A、B、C 汇聚到网关节点 G2，D 汇聚到网关 G1。这样的选路会造成流 A、B、C 经过的区域比较集中，流间的干扰比较大，最终导致最小流 A 的吞吐量要比最大流 D 的吞吐量要小很多，使得流 A 下终端用户遭到“不公平”的对待。

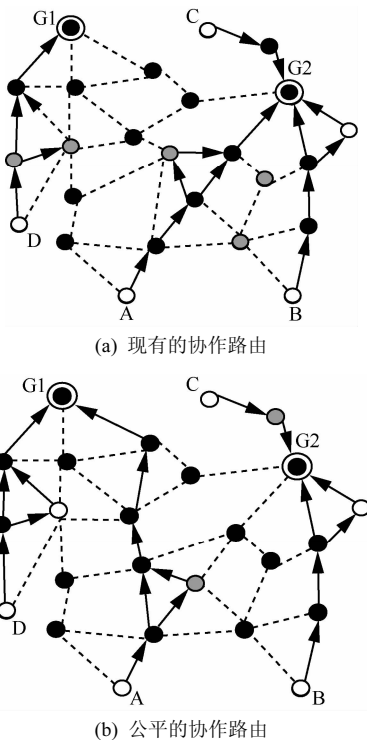


图 1 多网关无线 mesh 网络

但如果业务流能分散汇聚到各个网关，使得业务流更加均匀使用网络节点进行传输，就可以有效减少流间干扰，分配到更多信道资源给最小流，吞吐量也会随之上升。如图 1(b)所示，流 A、D 汇聚到网关 G1，B、C 汇聚到网关 G2。

本文提出的 FCRMG 算法解决的问题就是为每条业务流选择一条最优协作转发路径并确定其传输速率，以实现在不减少网络吞吐量的前提下，增加最小流的吞吐量。

#### 3.2 问题描述和形式化定义

##### 3.2.1 协作通信原理

协作传输的本质是通过在接收端整合同一信号的多个复本来得到分集增益。如图 2(a)显示了经典三点协作传输模式，节点 A 将数据分组转发给 B，然后 A 和 B 协作地将数据分组转发给 C，接收端 C 通过组合来自 A、B 的两路信号就可以得到一个加强的信号。从图中可以看到，协作中继节点 B 的参与在带来增益的同时，会增加无线传输的干扰范围。

在无线多跳 mesh 网络中，为了降低协作传输带来的额外干扰，可以将链路的上一跳节点作为该条链路的协作中继节点，当然前提是该条链路的接收端处于上一跳节点传输范围之内。如图 2(b)所示，将 A 作为 B 的协作中继节点，当 A 向 B 发送数据时，C 会收到 A 发送的信号，并将该信号保存在本地，当 B 向 C 发送数据时，C 就可以将分别来自 A 和 B 的信号按照最大比例组合方式进行整合，这样，(A,B)->C 就可以在不增加干扰和传输时槽的情况下，获得更高的传输能力。

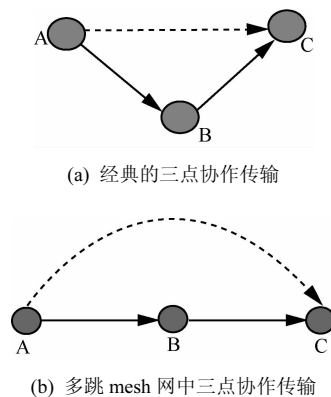


图 2 三点协作传输

##### 3.2.2 问题描述

每条业务流有若干条可用路由到达网关，所以，业务流可以通过多条上述的可用协作路由到达

网关,如何从中为业务流选择一条最佳的协路由以便在保证网络整体吞吐量不降低的前提下,提高最小流的吞吐量是将要讨论的问题。

为了便于形式化描述,用  $G$  表示网关集合,  $F$  表示业务流集合,  $P$  表示各条业务流到达网关节点的可用协作路由集合。

向量  $X_i$  表示业务流  $i$  在所有可用协作路由上传输速率集合,  $x_{ij}$  表示流  $i$  在协作路由  $j$  上的速率,因此,业务流  $i$  的总速率为

$$\sum_{j \in P} x_{ij} \quad (1)$$

$\beta(l, j)$  表示链路  $l$  是否在协作路由  $j$  上,如果在,  $\beta(l, j)=1$ , 否则为 0。因此,经过链路  $l$  的业

务流的总速率为  $v(l) = \sum_{i \in F} \sum_{j \in P} \beta(l, j)x_{ij}$

$\varphi(l)$  表示链路  $l$  的使用率,它等于链路  $l$  上业务流的总速率  $v(l)$  除以链路的有效传输速率  $R(l)$ ,使用率相当于链路在一个时槽内用于传输数据的时间,在这里表示链路的流量负载情况,即

$$\varphi(l) = \frac{v(l)}{R(l)} = \sum_{i \in F} \sum_{j \in P} \frac{\beta(l, j)x_{ij}}{R(l)} \quad (2)$$

由于无线媒介的共享性,相互干扰的链路之间需要通过竞争信道资源来传输数据。在选择路由的过程中,需要充分考虑来自流内和流间的干扰对链路实际传输能力的影响。为了将干扰影响形式化成约束条件,将所有链路划分成多个相互重叠的簇,每个簇内包含的链路都是彼此之间相互干扰的,同一个簇内的任意两条链路不能同时传输数据。用  $c$  来表示单个簇,用  $C$  表示所有簇组成的集合,  $M_c$  表示簇内的链路集合。在已知一个簇内的每条链路的使用率之后,就可以计算出该簇的使用率,即簇内所有链路的使用率之和。此外,由于簇内的链路在使用信道的时候,只有一部分固定时间用来传输数据,其余时间则需要用来传输控制信息,因此,簇的使用率必须小于一个阈值  $\varepsilon$ ,  $\varepsilon \in (0,1)$ ,如果超出阈值,链路就会出现流量过载,引起网络拥塞和数据分组丢失。因此,链路使用率的约束条件为

$$\sum_{l \in M_c} \varphi(l) \leq \varepsilon, \forall c \in C \quad (3)$$

将式(2)代入式(3)中整理得

$$\sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in P} \frac{\beta(l, j)x_{ij}}{R(l)} \leq \varepsilon \quad (4)$$

在确定约束条件后,接下来描述对目标效用函数进行形式化定义。一般来说,在无线 mesh 网络中,距离较长的流需要占用更多的信道资源来传输相同的流量,如果将最大化网络整体吞吐量作为优化目标的话,最终距离较短的流就会被允许发送比距离较长的流多得多的数据,导致流之间的信道资源分配不公,这里的“距离”是指在考虑干扰因素下,传输单位数据的时间。因此,为了在保证网络吞吐量的前提下提供流资源分配的公平性,基于比例公平性原则<sup>[31]</sup>,将目标效用函数设定为业务流吞吐量的对数函数,即

$$U(\mathbf{x}) = \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in P} x_{ij} + 1 \right) \quad (5)$$

其中,  $\mathbf{x} := (x_{ij})_{i \in F, j \in P}$ 。

在给定约束条件和目标函数后,就可以对问题进行最终的形式化描述。

$$\begin{aligned} & \max \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in P} x_{ij} + 1 \right) \\ & \text{s.t.} \\ & \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in P} \frac{\beta(l, j)x_{ij}}{R(l)} \leq \varepsilon, \forall c \in C \\ & x_{ij} \geq 0 \end{aligned} \quad (6)$$

从理论上讲,该问题可以使用内点和单纯性方法进行集中式求解,根据计算结果就可以确定最终的协作转发路径和传输速率。但是集中式算法需要网络节点获取整个 mesh 网络全局拓扑结构信息,而无线 mesh 网络中很难找到这样的中心节点。因此,集中式算法不太适合无线 mesh 网络,需要为其设计一种分布式的实现方法。

## 4 分布式算法设计

### 4.1 问题转化

为了降低协作路由的传输延时,为每个源节点选择到多个网关的最短竞争感知路径作为该源节点的备选协作路由。源节点到外网目的节点的最优协作路由从这些备选协作路由中获得。这样做的目的是为了在达到较大带宽的同时,保证以较低的网络延迟传递数据。

此外，由于对偶分解和子梯度法对于设计分布式的资源分配算法非常有用<sup>[18]</sup>，本文将采用对偶分解和子梯度法实现分布式的 FCRMG。

首先，由于将每条业务流的可用协作路由减少为其源节点到达各个网关的最短竞争感知(CCM)路径，即  $CCM(l) = \frac{|N(l)|}{R(l)}$  最小的协作路径，其中， $|N(l)|$  表示与链路  $l$  存在竞争干扰关系的链路数量， $R(l)$  是指链路  $l$  的有效传输速率，需要将问题式(6)中的形式化描述稍微进行一下修改。用向量  $x_i = (x_{i1}, x_{i2}, \dots, x_{ig})$  表示业务流  $i$  向各个网关传输数据的速率， $x_{ij}$  表示流  $i$  在到网关  $j$  的最短 CCM 协作路径  $p_{ij}$  上的传输速率。用  $\beta(k, i, j)$  表示链路  $l$  是否是从源节点  $i$  到网关  $j$  的最短路径  $p_{ij}$  上，如果在， $\beta(k, i, j) = 1$ ，否则为 0。因此，链路  $l$  的使用率变为

$$k\phi(l) = \frac{v(l)}{R(l)} = \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)}$$

问题(6)也相应地变为

$$\begin{aligned} & \max \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) \\ & \text{s.t.} \\ & \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} \leq \varepsilon, \forall c \in C \\ & x_{ij} \geq 0 \end{aligned} \quad (7)$$

接下来，将问题(7)转换成凸优化问题的标准形式为

$$\begin{aligned} & \min - \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) \\ & \text{s.t.} \\ & \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} - \varepsilon \leq 0 \\ & x_{ij} \geq 0, \forall i \in F, \forall j \in G \end{aligned} \quad (8)$$

其中， $\beta(l, i, j)$ 、 $R(l)$  都是常量， $x_{ij}$  为变量。

因为问题(8)是一个严格的凸优化问题，可以通过利用对偶和子梯度法<sup>[17]</sup>设计一个分布式的求解方法。

#### 4.2 拉格朗日函数和对偶问题

通过引入拉格朗日乘子  $\lambda_c$ ，可以得到问题(8)的拉格朗日函数

$$\begin{aligned} L(\mathbf{X}, \boldsymbol{\lambda}) &= - \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \\ & \sum_{c \in C} \lambda_c \left( \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} - \varepsilon \right) \\ &= - \sum_{i \in F} \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \\ & \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} - \varepsilon \sum_{c \in C} \lambda_c \\ &= \sum_{i \in F} \left( - \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} \right) - \varepsilon \sum_{c \in C} \lambda_c \end{aligned} \quad (9)$$

其中， $x := (x_{ij})_{i \in F, j \in G}$ ， $\boldsymbol{\lambda} := (\lambda_c)_{c \in C}$ 。其对偶函数为

$$\begin{aligned} G(\boldsymbol{\lambda}) &= \inf_x \{L(x, \boldsymbol{\lambda})\} \\ &= \min_{x_{ij} \geq 0} \left( \sum_{i \in F} \left( - \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} \right) - \varepsilon \sum_{c \in C} \lambda_c \right) \\ &= \sum_{i \in F} \left( \min_{x_{ij} \geq 0} \left( - \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} \right) \right) - \varepsilon \sum_{c \in C} \lambda_c \\ &= \sum_{i \in F} \left( \min_{x_{ij} \geq 0} \phi(x_i; \boldsymbol{\lambda}) \right) - \varepsilon \sum_{c \in C} \lambda_c \end{aligned} \quad (10)$$

其中， $x_i \geq 0$  表示  $x_i = \{x_{ij} \mid x_{ij} \geq 0, x_{ij} \in x_i\}$ ， $\phi(x_i; \boldsymbol{\lambda})$

$$\lambda) = - \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)}。$$

相对应的对偶问题为

$$\begin{aligned} & \max G(\boldsymbol{\lambda}) \\ & \text{s.t. } \lambda_c \geq 0, \forall \lambda_c \in \boldsymbol{\lambda} \end{aligned} \quad (11)$$

#### 4.3 存在单路径最优解

对于给定的拉格朗日乘子  $\boldsymbol{\lambda}$ ，可以将最小化  $L(\mathbf{X}, \boldsymbol{\lambda})$  的最优解  $x^*$  作为流的传输速率，而这又可以被分解成对每条流求最小化  $\phi(x_i; \boldsymbol{\lambda})$  的最优解  $x_i^*$ ，因此，流  $i$  的最优发送速率为

$$x_i^* = \arg \min_{\lambda \geq 0} \left\{ - \ln \left( \sum_{j \in G} x_{ij} + 1 \right) + \sum_{c \in C} \lambda_c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j)x_{ij}}{R(l)} \right\} \quad (12)$$

其中， $\lambda \geq 0$  表示  $\lambda = \{\lambda_c \mid \lambda_c \geq 0, \lambda_c \in \boldsymbol{\lambda}\}$ 。

由于每条流有多条候选路由路径，需要从中为其选择一条最佳的转发路径传输数据。因此，证明最终被选择的路径也同为问题的最优解。定义

$\kappa_i(\lambda)$  为能最小化  $\phi(x_i; \lambda)$  的最优解集合, 即  $\kappa_i(\lambda) := (x_i^*)$ 。

**定理 1**  $\kappa_i(\lambda)$  中至少包含一个单路径的速率向量  $x_i^*$ 。

**证明** 考虑任意一个最优解向量  $x_i^* \in \kappa_i(\lambda)$ 。令  $\bar{x}_i := (\bar{x}_{ij})_{j \in G}$  为单路径速率向量, 选择使得

$\sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, r)}{R(l)}$  最小的路径  $r$  作为流  $i$  的唯一的转发路径, 传输速率速率为  $\bar{x}_{ir} = \sum_{j \in G} x_{ij}^*$ , 其他路径

上的速率为 0, 因此,

$$\begin{aligned} \phi(\bar{x}_i; \lambda) &= -\ln(\bar{x}_{ij} + 1) + \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, r) \bar{x}_{ir}}{R(l)} \\ &= -\ln(\sum_{j \in G} x_{ij}^* + 1) + \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j) x_{ij}^*}{R(l)} \\ &\leq -\ln(\sum_{j \in G} x_{ij} + 1) + \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j) x_{ij}}{R(l)} \\ &= \phi(x_i; \lambda) \end{aligned}$$

又因为  $x_i^* \in \kappa_i(\lambda)$ , 所以  $\bar{x}_i \in \kappa_i(\lambda)$ , 即  $\kappa_i(\lambda)$  中至少包含一个单路径速率向量, 证明完毕。

#### 4.4 子梯度法求解流速率

定义  $\tau_i(r; \lambda)$  为当流  $i$  只使用一条最短路径  $r$  传输数据时  $\phi(x_i; \lambda c)$  的最小值, 即

$$\begin{aligned} \tau_i(r; \lambda) &= \min_{x_{ij} \geq 0} \left\{ -\ln(\sum_{j \in G} x_{ij} + 1) + \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j) x_{ij}}{R(l)} \right\} \\ &= \min_{x_{ij} \geq 0} \left\{ -\ln(\sum_{j \in G} x_{ij} + 1) + \sum_{j \in G} x_{ij} \sum_{l \in M_c} \lambda c \sum_{c \in C} \frac{\beta(l, i, j)}{R(l)} \right\} \\ &= \min_{x_{ij} \geq 0} \left\{ -\ln(\bar{x}_{ir} + 1) + \bar{x}_{ir} \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, r)}{R(l)} \right\} \quad (13) \end{aligned}$$

$\bar{x}_{ir}$  表示流  $i$  在被选中的路径  $r$  上的传输速率, 路径  $r$  称为活跃路径。根据式(13), 为了最小化  $\tau_i(r; \lambda)$ , 需选择  $\theta(r, \lambda) = \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, r)}{R(l)}$  最小的路径, 这里  $\theta(r, \lambda)$  可以看成是路径经过的各个簇的加权“使用率”之和, 每条路径所对应的  $\theta(r, \lambda)$  能够通过启发式算法计算得到。

在选择具有最小  $\theta(r, \lambda)$  的  $r$  作为转发路径后,

$$\text{当 } \frac{\partial \left( -\ln(\bar{x}_{ir} + 1) + \bar{x}_{ir} \sum_{c \in C} \lambda c \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, r) \lambda c}{R(l)} \right)}{\partial \bar{x}_{ir}} = 0 \text{ 时,}$$

$\phi(x_i; \lambda)$  可以取得最小值, 因此, 流  $i$  的单路径最优传输速率为

$$\bar{x}_{ir}^* = \max \left\{ 0, \left( \sum_{c \in C} \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, j) \lambda c}{R(l)} \right)^{-1} - 1 \right\} \quad (14)$$

由于每条流只在一条路径上传输数据, 因此当路径的  $\theta(r, \lambda)$  最小时

$$x_{ij}^{(t)} = \max \left\{ 0, \left( \sum_{c \in C} \sum_{l \in M_c} \frac{\beta(l, i, j) \lambda c}{R(l)} \right)^{-1} - 1 \right\} \quad (15)$$

在其他路径上速率为 0。

对于对偶问题(11), 可以采用子梯度法进行求解, 第  $t+1$  轮的拉格朗日乘子  $\lambda$  的迭代值为

$$\lambda_c^{(t+1)} = \max(0, \lambda_c^{(t)} + \eta H^{(t)}), \forall c \in C \quad (16)$$

其中, 子梯度  $H^{(t)} = \sum_{l \in M_c} \sum_{i \in F} \sum_{j \in G} \frac{\beta(l, i, j) x_{ij}^{(t)}}{R(l)} - \varepsilon$ ,  $\eta$  为步长。

初始化  $x^{(0)}$ 、 $\lambda^{(0)}$  和步长  $\eta$  后, 根据式(15)和式(16)进行若干轮迭代计算可以求出每条流的最优传输路径和传输速率。

#### 4.5 算法收敛性和复杂度分析

由于原问题(8)是一个标准的凸优化问题, 目标函数和约束函数都是凸的, 并且满足 Slater 条件, 所以具有强对偶性。因此, 当  $t \rightarrow \infty$  时,  $\lambda^{(t)}$  会收敛于  $\lambda^*$ 。此外, 在每一轮迭代中,  $\kappa_i(\lambda^{(t)})$  中都包含一个单路径速率向量, 因此  $x_{ij}^{(t)} \in \kappa_i(\lambda^{(t)})$ , 当  $t \rightarrow \infty$  时,  $x_{ij}^{(t)}$  会逐步收敛于  $x_{ij}^*$ 。

当  $t \rightarrow \infty$  时, 对偶函数  $G(\lambda)$  的值将会趋近于  $G^*(\lambda)$ , 最优值达到  $G(\lambda) - G^*(\lambda) < \delta$  时, 需要迭代次数的复杂度为  $O\left(\frac{1}{\delta^2}\right)^{[29,30]}$ , 而且算法需要迭代的次数是独立于变量和约束条件的个数。用  $|\overline{M_c}|$  表示每个簇内链路的平均数量, 在每轮迭代中, 簇内的每条链路需要计算它的使用率, 其复杂度为  $O(|\overline{M_c}|)$ ; 当链路使用率计算完成后, 每个簇需要计算簇的使用率, 其复杂度为  $O(|C|)$ ; 而总共有  $|F|$  条流, 故每轮迭代的复杂度为  $O(|F| |C| |\overline{M_c}|)$ , 因此, 算法的总复杂度为  $O\left(\frac{|F| |C| |\overline{M_c}|}{\delta^2}\right)$ 。

#### 4.6 分布式实现

接下来, 讨论如何分布式地实现 FCRMG。在

给定  $x^{(0)}$ 、 $\lambda^{(0)}$  和步长  $\eta$  的初始值后, 流  $i$  的源节点可以维护和更新其在各条最短路径上的速率  $x_{ij}^{(t)}$ 。

另外, 在每个簇内选择一个节点作为簇头, 簇头节点可以和簇内的其他所有节点进行通信, 在网络运行过程中负责维护和更新与该簇相关的  $\lambda_c$ 。

算法在第  $t+1$  轮更新  $x_{ij}^{(t+1)}$ ,  $\lambda_c^{(t+1)}$  的具体步骤如下。

1) 流  $i$  的源节点向其处于活跃路径上的节点发送包含  $x_{ij}^{(t)}$  信息的数据分组。

2) 每个节点按照式(2)计算出自己各条输出链路的使用率  $\varphi(l)$ , 并将其传输给链路所在簇的簇头节点。

3) 簇头节点接收到簇内所有链路的使用率  $\varphi(l)$  后, 利用式(16)更新得到  $\lambda_c^{(t+1)}$ , 并将其广播给簇内节点和源节点。

4) 流  $i$  的源节点利用启发式算法计算出每条最短路径所对应的  $\theta(r, \lambda)$ , 选出一条  $\theta(r, \lambda)$  最小的路径作为  $r^{(t+1)}$ , 若  $\tau_i(r^{(t)}; \lambda^{(t+1)}) < \tau_i(r^{(t+1)}; \lambda^{(t+1)})$ , 则将  $r^{(t+1)}$  作为活跃路径, 否则活跃路径保持不变, 即  $r^{(t+1)} = r^{(t)}$ 。

5) 流  $i$  的源节点利用式(15)计算得到  $x_{ij}^{(t+1)}$ 。

由于最短路径上的每个节点都会保存每轮自己输出链路上的使用率  $\varphi(l)$ , 每个簇的簇头会保存相应的  $\lambda_c$ , 计算可以在各个节点本地进行, 不需要全局信息。

① 在第 2)步中, 活跃路径上节点能从源点收到经过自己的各条最短路径上流量速率信息  $x_{ij}^{(t)}$ , 然后可以计算出节点  $i$  的每一条输出链路的使用率  $\varphi(l)$ 。

② 在第 3)步中, 簇内的节点都是可以相互通信的, 簇头节点可以接收到簇内各个节点输出链路的使用率, 并计算出  $\lambda_c$  的子梯度  $H^{(t)}$ 。由于  $\lambda_c^{(t)}$  是保存在簇头本地的, 步长  $\eta$  是已知的, 所以通过式(16)能够计算得到  $\lambda_c^{(t+1)}$ 。

③ 在第 4)步中, 每个节点都会保留自己在各个簇内  $\lambda_c$  值, 源节点可以利用启发式算法得到每条路径对应的  $\theta(r, \lambda)$  值。

④ 源节点在得到所有簇的  $\lambda_c^{(t+1)}$  和最优路径  $r^{(t+1)}$  后, 按照式(15)就可算出各条路径下一轮的发送速率  $x_{ij}^{(t+1)}$ 。

⑤ 初始化的  $(x_{ij}^{(0)}, \lambda^{(0)})$  也可通过分布式方式进行协商。

如果计算得到的  $x_{ij}$  最终收敛为 0, 表示  $p_{ij}$  上流  $i$  的速率为 0, 即流  $i$  没有选择这条路径发送数据, 否则流  $i$  在  $p_{ij}$  上以  $x_{ij}$  的速率发送数据。

## 5 仿真实验

### 5.1 实验设置

下面将 FCRMG 算法与基于期望传输时间的非协作路由(ETT)算法和基于竞争感知的协作路由算法(CCM)分别在业务流随机分布和分布均匀的场景下进行对比。比较指标为最小流吞吐量、网络的整体吞吐量。业务流分布均匀是指业务流的源节点均匀地分布在网络区域范围之内, 随机分布则是随机地选择业务流的源节点。

实验场景是在  $1500\text{ m} \times 1500\text{ m}$  的区域范围内随机生成 148 个节点, 另外放置 4 个网关节点在靠近区域 4 个角落的位置, 参数设置如表 1 所示, 接收功率和传输速率的对应关系如表 2 所示。在分布式计算过程中, 初始化  $x_{ij}^{(0)} = 0$ ,  $\lambda_c^{(0)} = 1$ , 步长

$$\eta = \frac{0.3}{\sqrt{i}}, \quad i \text{ 为迭代次数。}$$

表 1 参数设置

参数	值
发送功率	0.281 838 15
发送天线增益	1.0
接收天线增益	1.0
接收门限	$3.652 \times 10^{-10}$
频率	$914 \times 10^6$
传输范围	250 m
载波侦听范围	550 m

表 2 传输速率和接收功率

传输速率/(Mbit·s <sup>-1</sup> )	接收功率/dBm
6	-82
12	-81
18	-79
24	-77
36	-74
48	-70
54	-66

## 5.2 实验结果

### 5.2.1 收敛性分析

图 3(a)给出在 10 条并发流同时存在的情况下,单条流的吞吐量在每一轮的变化情况,图 3(b)

给出 10 条并发流的总吞吐量迭代变化情况,从图中可以看出在 30 轮迭代内,单条流的吞吐量和网络的总体吞吐量趋于稳定。图 3(c)给出在 35 条并发流同时存在的情况下,单条流的吞吐量迭代变

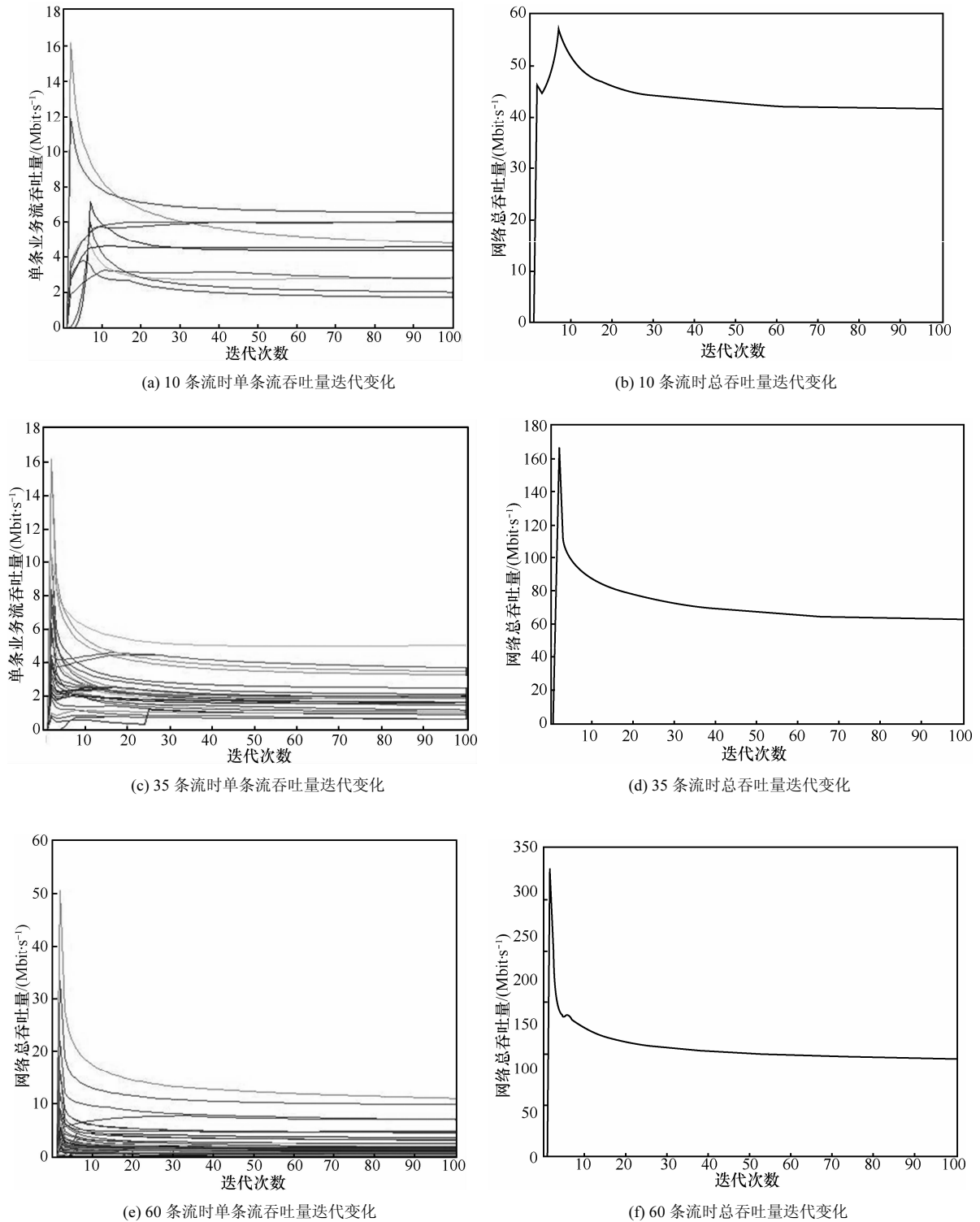
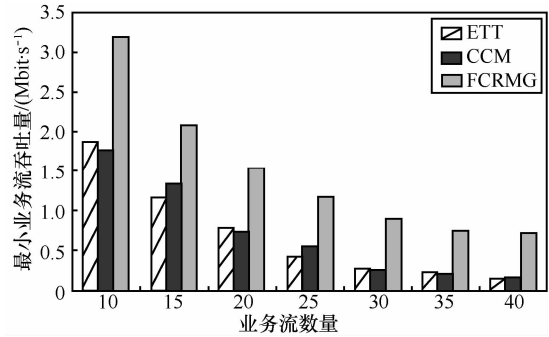


图3 业务流吞吐量的迭代变化

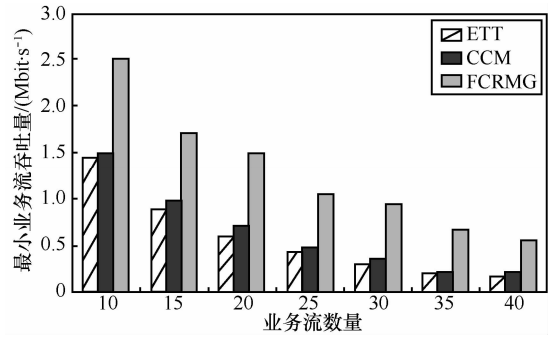
化情况,图 3(d)给出 35 条并发流的总吞吐量迭代变化情况,从图中可以看出在 30 轮迭代内,单条流的吞吐量和网络的总体吞吐量趋于稳定。图 3(e)给出在 60 条并发流同时存在的情况下,单条流的吞吐量迭代变化情况,图 3(f)给出 60 条并发流的总吞吐量迭代变化情况,从图中可以看出在 30 轮迭代内,单条流的吞吐量和网络的总体吞吐量趋于稳定。因此,本文提出的 FCRMG 算法具有较好的收敛性,只要选择合理的步长,流量会在较少的迭代次数内收敛。

5.2.2 性能比较

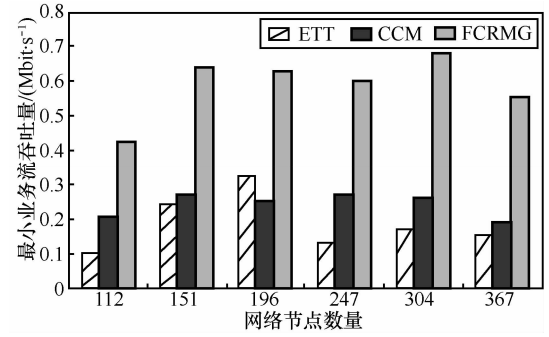
图 4 给出随着流的数量从 10 增加到 40,网络中最小业务流的吞吐量变化情况。从图 4 可以看到随着并发流的增加,最小流的吞吐量会逐渐减少,这是因为网络资源是一定的,这里的网络资源主要是指利用链路进行传输的时间,业务流的数量增加后,链路为每条流传输数据的时间就会减少,因此,单条流的吞吐量会随着并发流数量增加而减少。但是 FCRMG 的最小流的吞吐量比 ETT 和 CCM 的要高,从图 4(a)中可以看出,在业务流均匀分布的情况下,FCRMG 的最小业务流吞吐量比 ETT 的提高 70%到 388%,比 CCM 提高 80%到 344%;从图 4(b)可以看出,在业务流随机分布的情况下,FCRMG 的最小业务流吞吐量比 ETT 的提高 73%到 227%,比 CCM 提高 67%到 169%。这是因为 FCRMG 是从全局的角度去选择转发路径使业务流能更均衡地分布到各个网关,在一定程度上减少了最小流和其他流之间的干扰,使得最小流能够分配到更多的信道资源,获得更大的吞吐量,从而提高流的资源分配公平性。而 ETT 和 CCM 只是从每条流的自身角度单独去选择最短路径,没有考虑公平性的问题,导致某些距离“较长”的流与其他流之间的干扰较大,能够分配到的信道资源较少,因此,FCRMG 能将信道资源比较公平地分配给每条流,提高流使用信道资源的公平性。图 4(c)给出 40 条业务流的源节点比较集中时,在不同节点密度下,FCRMG 最小流吞吐量要比 ETT 和 CCM 的高。此外,从图 4 中可以看到,业务流均匀分布地情况下,最小业务流的吞吐量会比随机分布时高,而且 FCRMG 提高的程度更多,这是因为在业务流随机分布时,业务流可能会集中在某个区域,流与流之间的干扰更大,从而导致最小业务流的吞吐量有所下降。



(a) 业务流均匀分布



(b) 业务流随机分布

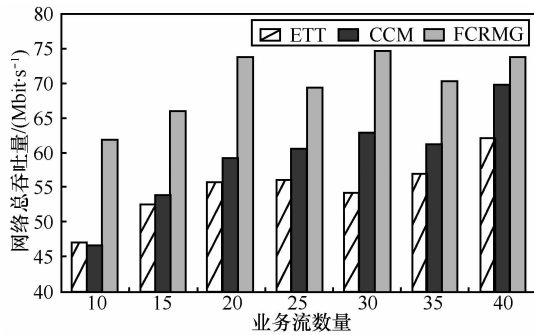


(c) 不同节点密度+源节点分布比较集中

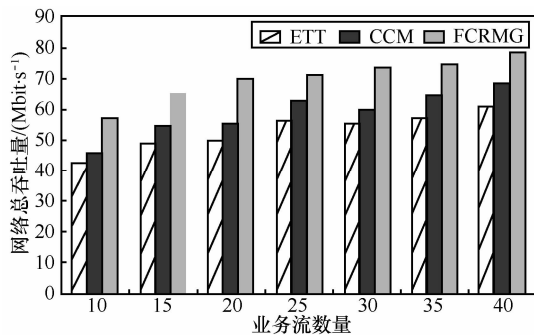
图 4 最小业务流的吞吐量变化

图 5 给出网络总体吞吐量随流数量增加的变化情况。从图上可以看出,随着并发流数量的增加,网络总体吞吐量会随之逐步增加。总体来说,FCRMG 比 ETT 和 CCM 的网络吞吐量要高一些,图 5(a)显示,在业务流均匀分布的情况下,FCRMG 的网络总吞吐量比 ETT 要高出 18%到 38%左右,比 CCM 的要高出 6%到 32%左右;图 5(b)显示在业务流随机分布的情况下,FCRMG 的网络总吞吐量比 ETT 要高出 26%到 40%左右,比 CCM 的要高出 14%到 25%左右。图 5(c)则给出当 40 条业务流比较集中分布时,在不同节点密度下,FCRMG 网络整体吞吐量比 ETT 和 CCM 的略高。提高的原因是 FCRMG 能够将业务流更加均匀地分布给网络中的

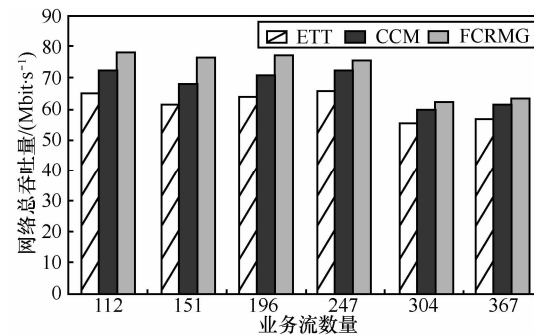
节点进行传输,减少了流间干扰,从图5中也看出使用了协作传输的CCM吞吐量要比使用非协作传输的ETT的吞吐量要高。



(a) 业务流均匀分布



(b) 业务流随机分布



(c) 不同节点密度+源节点分布比较集中

图5 网络总吞吐量变化情况

## 6 结束语

针对存在网关的多流无线 mesh 网络环境,本文提出一种分布式的公平协作路由算法 FCRMG,算法通过在节点上进行多次简单的迭代运算就能确定流的转发路径和转发速率。结果表明相对于基于 ETT 非协作路由和基于 CCM 的协作路由算法,FCRMG 能够更加公平地将网络信道资源分配给流,使得那些“较长”的流获得更高的吞吐量,实

验结果表明,在业务流源节点分布比较均匀的情况下,与经典的基于期望传输时间的非协作路由(ETT)和基于竞争感知的协作路由(CCM)算法相比,FCRMG 算法下的最小网络业务流吞吐量分别提高 70%到 388%, 80%到 344%, 网络聚合吞吐量分别提高 18%到 38%、5.8%到 33%。在业务流源节点随机分布的情况下,FCRMG 算法的最小业务流吞吐量分别提升 73%到 227%、67%到 169%,网络聚合吞吐量比基于 ETT 的非协作路由和基于 CCM 的协作路由分别提升 26%到 35%、14%到 26%。

## 参考文献:

- [1] NOSRATINIA A, HUNTER T E, HEDAYAT A. Cooperative communication in wireless networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2004, 42(10):74-80.
- [2] SENDONARIS A, ERKIP E, AAZHANG B. User cooperation diversity Part I system description[J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 51(11):1927-1938.
- [3] SENDONARIS A, ERKIP E, AAZHANG B. User cooperation diversity Part II Implementation aspects and performance analysis[J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 51(11): 1939-1948.
- [4] GUNDUZ D, ERKIP E. Opportunistic cooperation by dynamic resource allocation[J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2007,6(4): 1446-1454.
- [5] GUREWITZ O, DE BAYNAST A, KNIGHTLY E W. Cooperative strategies and achievable rate for tree networks with optimal spatial reuse[J]. IEEE Trans Inf Theory, 2007,53(10):3596-3614.
- [6] HUNTER T E, NOSRATINIA A. Diversity through coded cooperation [J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2006,5(2):283-289.
- [7] NOSRATINIA A, HUNTER T E, HEDAYAT A. Cooperative communication in wireless networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2004,42(10):74-80.
- [8] LI F, WU K, LIPPMAN A. Energy-efficient cooperative routing in multi-hop wireless ad hoc networks[A]. Proc IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference[C]. Phoenix, AZ, 2006. 215-222.
- [9] IBRAHIM A, HAN Z, LIU K J R. Distributed energy-efficient cooperative routing in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Wireless communications, 2008,7(10):3930- 3941.
- [10] ZHANG J, ZHANG Q. Cooperative routing in multi-source multi-destination multi-hop wireless networks[A]. INFOCOM mini Symposium[C]. Phoenix, AZ, 2008.
- [11] ZHANG J, ZHANG Q. Contention-aware cooperative routing in wireless mesh networks[A]. Proceedings of IEEE ICC[C]. Dresden, 2009. 1-5.
- [12] SHARMA S, SHI Y, HOU Y T, et al. Cooperative communications in multi-hop wireless networks: joint flow routing and relay node assignment[A]. Proceedings IEEE INFOCOM[C]. San Diego, CA, 2010. 1-9.
- [13] SHARMA S, SHI Y, HOU Y T, et al. Joint flow routing and relay node assignment in cooperative multi-hop networks[J]. IEEE Journal on Selected areas in Communications, 2012,30(2):254- 262

- [14] LAKSHMANAN S, SIVAKUMAR R. Proteus: multiframe diversity routing for wireless networks with cooperative transmissions[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2013,12(6):1536-1233.
- [15] LIU P, TAO Z, NARAYANAN S, *et al.* Panwar. CoopMAC: a cooperative MAC for wireless LANs[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2007, 25(2):340-354.
- [16] AZGIN A, ALTUNBASAK Y, ALREGIB G. Cooperative MAC and routing protocols for wireless ad hoc networks[A]. IEEE Global Telecommunications Conference[C]. St.Louis, MO. 2005. 2854-2859
- [17] NEDIĆ A, OZDAGLAR A. Approximate Primal Solutions and Rate Analysis for Dual Subgradient Methods[R]. MIT Technical Report, 2007.
- [18] CHOI K W, JEON W S, JEONG D G. Efficient load-aware routing scheme for wireless mesh networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2010,6(6):1293-1307.
- [19] FANG X, YANG D J, XUE G L. Consort: node-constrained opportunistic routing in wireless mesh networks[A]. IEEE Proceedings of INFOCOM[C]. Shanghai,2011.1907-1915.
- [20] 刘永广, 叶梧, 冯穗力等. 基于蚁群算法的无线 Mesh 网公平路由算法[J]. 华南理工大学学报(自然科学版), 2009, 37 (1):119-123.  
LIU Y G, YE Y, FENG H L, *et al.* Fair routing algorithm based on ant colony optimization in wireless mesh network[J]. Journal of South China University of Technology (Natural Science Edition), 2009,37(1): 119-123.
- [21] 舒童, 刘敏, 周安福等. 无线 Mesh 网中频带宽度与时槽长度可变的公平性优化算法[J]. 计算机学报,2011,34(1): 65-74.  
SHU T, LIU M, ZHOU A F, *et al.* A fairness optimization algorithm of variable spectral widths and time-slot lengths in wireless mesh networks[J]. Chinese Journal of Computers, 2011,34(1): 65-74.
- [22] 赫卫卿. 无线 Mesh 网络中高效公平媒体访问控制协议与路由协议研究[D]. 合肥: 中国科学技术大学学位博士论文, 2011.  
HE W Q. Efficient and Fair Medium Access Control Protocols and Routing Protocols for Wireless Mesh Network[D]. Hefei, University of Science and Technology of China, 2011.
- [23] HE W Q, YANG S B, TENG D, *et al.* A link level load-aware queue scheduling algorithm on MAC layer for wireless mesh networks[A]. Proceeding of 2009 International Conference on Wireless Communications & Signal Processing (WCSP )[C]. 2009. 1-5.
- [24] LODI A, MALAGUTI A, STIER-MOSES N E. Efficient and fair routing for mesh networks[J]. Mathematical Programming, 2010, 124(1-2): 285-316.
- [25] AHOURAI F, TABANDEH M, JAHED M, *et al.* A fair routing algorithm for wireless mesh networks based on game theory[A]. Eighth International Conference on Networks[C]. Gosier, Guadeloupe , 2009. 144-149
- [26] 姬文江, 马建峰, 田有亮等. 无线 mesh 网中一种基于博弈论的公平性路由协议. 通信学报, 2012,33(11):17-23.  
JI W J, MA J F, TIAN Y L, *et al.* Game theoretical routing protocol with fairness problem in wireless mesh networks[J]. Journal on Communications, 2012, 33(11):17 -23.
- [27] WANG P, JIANG H, ZHUANG W H, *et al.* Redefinition of max-min fairness in multi-hop wireless networks[J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2008,7(12):4786- 4791.
- [28] THULASIRAMAN P, CHEN J M, SHEN X M. Max-min fair multipath routing with physical interference constraints for multihop wire-

less networks[A]. IEEE International Conference on Communications (ICC)[C]. Cape Town, 2010.1-6.

- [29] BOYD S, MUTAPCIC A. Subgradient Methods[R]. Notes for EE364b, Stanford University, 2008.
- [30] BOYD S, VANDENBERGHE L. Convex Optimization[M]. Cambridge:UK, Cambridge University Press, 2004.
- [31] DANIEL L .NARAYANAN K. Congestion Control 2: Utility, Fairness and Optimization in Resource Allocation[R]. Mathematical Modelling for Computer Networks-Part I,2013.

#### 作者简介:



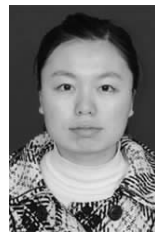
乔宏 (1984-), 男, 湖南岳阳人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为无线 mesh 网、协作路由。



张大方 (1959-), 男, 上海人, 湖南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为可信系统与网络、软件容错。



谢鲲 (1978-), 女, 湖南黔阳人, 湖南大学副教授、博士生导师, 主要研究方向为分布式计算、协作路由。



何施茗 (1986-), 女, 湖南永州人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为机会路由。



张继 (1984-), 男, 湖南长沙人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为协作路由。