多并发流无线网状网中的机会路由算法

何施茗,张大方,谢 鲲,张 继,乔 宏
(湖南大学信息科学与工程学院,湖南长沙 410082)

摘 要: 现有机会路由选择未考虑数据流的分布,可能使候选节点空闲或过载,导致网络吞吐量提升有限.本文将多并发流的机会路由描述成一个凸优化问题,基于对偶和子梯度方法,提出分布式联合候选节点选择和速率分配的多流机会路由算法(Opportunistic Routing for Multi-Flow,ORMF).该算法迭代进行流速率分配,并在速率分配过程中完成候选节点选择.实验结果表明,与基于期望传输次数和期望任意传输次数指标的机会路由相比,ORMF平均可提高33.4%和27.9%的汇聚吞吐量.

关键词: 无线网状网;多并发流;机会路由
中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2014)05-1004-05
电子学报 URL: http://www.ejournal.org.cn **DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2014.05.027

Opportunistic Routing for Multi-Flow in Wireless Mesh Networks

HE Shi-ming,ZHANG Da-fang,XIE Kun,ZHANG Ji,QIAO Hong
(*College of Information Science and Engineering*, *Hunan University*, *Changsha*, *Hunan* 410082, *China*)

Abstract: Opportunistic routing (OR) does not take account of the traffic load, therefore, some nodes may be overloaded while the others may be idle, leading to network performance decline. The OR for multi-flow is described as a convex optimization problem. By primal-dual and sub-gradient methods, a distributed joint candidate nodes selection and rate allocation opportunistic routing for multi-flow algorithm (ORMF) is proposed. ORMF allocates the flow rate iteratively which decides the candidate node. The simulation results show that the throughputs of ORMF are 33.4% and 27.9%, higher than those of OR with expected transmission number and expected anycast transmission metrics, respectively.

Key words: wireless mesh network; multi-flow; opportunistic routing

1 引言

机会路由[1,2]是多跳无线网络中新兴的路由方式,它利用无线广播性质和多用户分集每跳使用多个候选节点转发数据包,与只有一个预先设定下一跳的传统路由相比更适应不可靠的无线链路,可明显提升多跳无线网状网的吞吐量.现有机会路由一般计算从源节点到目的节点可能经过的多个路径上的期望传输次数[1]、期望传输时间[3]、路由效用[4]来进行路由选择,但它们都不考虑流分布,即在任何流分布和节点负载情况下,所选择路径都一样.由于数据流在时间和空间上分布往往很不均匀,不考虑流分布可能导致多个数据流集中经过某些区域,使得某些候选节点过载而某些节点空闲.一方面,候选节点负载不均衡将阻止网络提供健康公平的服务.重负载将耗尽节点带宽、处理能力和内存资源.一旦过载的候选节点发生拥塞,将造成数据包丢失和缓存溢出,成为端到端的性能瓶颈,导致长延时和吞吐量下降.充分利用未使用的空闲路径和候选节点可以进一步提升网络吞吐量.因此需要均衡分配网络候选节点资源.另一方面当存在多个并发流时,一个节点可能成为多条流的候选节点,这个节点如何为多条流服务,节点为每条流服务的流量速率如何分配才能获得更好的吞吐量是未知的问题.这些问题可通过引入联合候选节点选择和速率分配的机会路由算法解决.

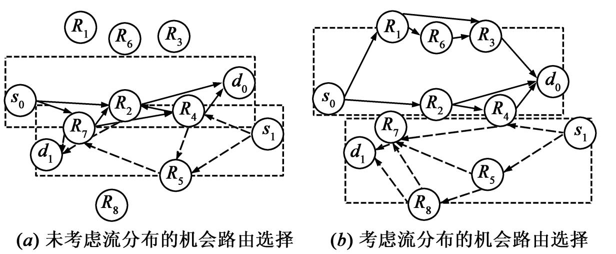
本文提出多并发流中的机会路由问题,将候选节点视作资源,在分析资源约束和路由约束的情况下,将该问题建模为凸优化问题.基于对偶和子梯度方法,提出联合候选节点选择和速率分配的多流分布式机会路由算法(Opportunistic Routing for Multi-Flow,ORMF).算法迭代进行流量速率分配,通过速率分配来决定节点是否作

收稿日期:2013-05-07;修回日期:2013-10-17;责任编辑:覃怀银
基金项目:国家973重点基础研究发展规划(No.2012CB315805);国家自然科学基金(No.61003305,No.61173168,No.61173167,No.61070194)

为流的候选节点.结果表明,与基于期望传输次数(Expected Transmission Number,ETX)[5]和期望任意传输次数(Expected Anycast Transmission,EAX)[1]的机会路由相比,ORMF 分别平均提高 33.4%和 27.9%的汇聚吞吐量.余下部分组织如下:第二节问题描述;第三节提出分布式算法;第四节分析算法效果;最后总结全文.

2　问题描述

存在多条并发流时,需为所有流选择路由和候选节点.如图 1(a),s、d、R 表示源、目的和中间节点,存在两条流 s_0 到 d_0 和 s_1 到 d_1.流的源、目的和候选节点用虚线框出,实线和虚线箭头表示流向.当源和目的节点位置相近,ETX 或 EAX 路由指标会选择相同的几个节点作为候选节点.两条流都选择 R_2、R_4、R_7,将导致这些节点过载,而 R_1、R_3、R_6、R_8 未被选择,将导致这些节点空闲,不能充分提升吞吐量.考虑流分布后的结果如图 1(b),充分利用了所有可用的候选节点.另外同时为两条流服务的节点如 R_4,合理分配为两条流服务的时间即转发速率,会达到更好的吞吐量性能.这一场景描述成一个无向图 $G=(V,E)$,含 N 个节点,V 为节点集,E 为链路集.链路(u,v)的包投递率 $p(u,v)$表示在无干扰下正确接收数据包的成功率.假设任意链路包投递率都是独立的.只有链路包投递率 $p(u,v)$大于阀值 P_0 才认为直接链路存在,其中 $P_0<<1$.$R(u)$为节点 u 的邻居集.存在 K 条流,源和目的节点为$\{(s_k,d_k),k=1,\cdots,K\}$,问题是为 K 条流寻找机会路由的候选节点和每条流的最优转发速率,保证数据流公平性同时最大化吞吐量.先给出约束提出优化目标,为方便求解,根据参数关系对问题进行转化.



(a) 未考虑流分布的机会路由选择　(b) 考虑流分布的机会路由选择

图1　多并发流下的机会路由选择

2.1　多流环境机会路由及其它约束

网络中每条流的源节点、目的节点和候选节点构成一个子图,包含在流 k 路径的节点和链路为 $G(V_k,E_k)$.β_u^k 表示节点 u 是否作为流 k 的候选转发节点;α_{uv}^k 表示节点 u 和 v 之间的链路是否作为流 k 所使用,如式(1).

$$\beta_u^k=\begin{cases}1, & \text{如果节点 } u \text{ 是流 } k \text{ 的候选转发节点}\\ 0, & \text{其它}\end{cases},$$

$$\alpha_{uv}^k=\begin{cases}1, & \text{如果链路}(u,v)\text{是流 } k \text{ 使用}\\ 0, & \text{其它}\end{cases}\tag{1}$$

只有当节点 u 和节点 v 同时作为流 k 的转发节点,且节点 u 和 v 互为邻居时,节点 u 和 v 间的链路才会被流 k 所使用,如式(2)所示.BH_{uv}表示节点 u 和 v 的邻居关系,互为邻居时 BH_{uv}值为 1;否则为 0.

$$\alpha_{uv}^k=\beta_u^k*\beta_v^k*BH_{uv},\forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E\tag{2}$$

流守恒约束:每个节点都必须满足流守恒约束,即对于每一条流的中间节点流出的流速率等于流入的流速率,如式(3).源节点流出的流速率是该流的吞吐量,目的节点流入的流速率是该流的吞吐量,方向相反.

$$\sum_v(\alpha_{uv}^k r_k(u,v))-\sum_w(\alpha_{wu}^k r_k(w,u))=h_k(u),\quad \forall k\in[1,K],\forall u\in V\tag{3}$$

其中 $h_k(u)=\begin{cases}\lambda_k, \text{若 } u=s_k;\\ -\lambda_k, \text{若 } u=d_k;\\ 0, \text{其他}\end{cases}$

$r_k(u,v)$表示第 k 条流在链路(u,v)上的流速率,λ_k 表示第 k 条流的吞吐量.只有当链路参与流的传输,链路流速率才不为 0;否则,一定为 0,用式(4)表达.每条流有带宽需求,那么每条流的实际吞吐量必需小于带宽需求 BW_k,如式(5)所示.

$$\alpha_{uv}^k r_k(u,v)=r_k(u,v),\quad \forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E\tag{4}$$

$$\lambda_k\le BW_k,\forall k\in[1,K]\tag{5}$$

MAC 层广播速率约束:由于无线媒介的共享性,在节点的干扰范围内,所有节点的平均广播速率 $b_k(u)$不大于信道容量[6],如式(6).只有当节点参与流的传输,节点平均广播速率才不为 0;否则,为 0,如式(7).

$$\sum_{k\in[1,K]}(\beta_u^k b_k(u))+\sum_{k\in[1,K]}\sum_{v\in R(u)}(\beta_v^k b_k(v))\le C,\forall u\ne s_k\tag{6}$$

$$\beta_u^k b_k(u)=b_k(u),\forall k\in[1,K],\forall u\in V\tag{7}$$

编码约束:考虑带编码的机会路由[1],节点转发速率不受转发顺序影响,只受链路质量约束.因此链路的实际流速率小于发送节点的平均广播速率和链路包投递率之积,满足式(8)的直接网络编码模型[6].

$$b_k(u)*p(u,v)\ge r_k(u,v),\quad \forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E\tag{8}$$

2.2　问题形式化描述及转化

要解决的问题是,通过为 K 条流确定机会路由并进行速率分配,来最大化吞吐量同时保证数据流公平性.因此设计目标函数为最大化吞吐量之积[6],等价于对数之和.问题形式化描述成问题(9),参数包括 α,β,r,b.

$$\text{maximize}\Big(\sum_{k\in[1,K]}\ln(\lambda_k)\Big)$$

s.t.式(2)~(8);$\alpha_{uv}^{k}=\{0,1\},\forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E;\beta_{u}^{k}=\{0,1\}$,

$$\forall k\in[1,K],\forall u\in V;0\le r_k(u,v)\le C,\forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E;0\le b_k(u)\le C,\forall k\in[1,K],\forall u\in V \quad (9)$$

问题(9)包含两组非线性约束难于求解,根据参数依赖对问题进行转化.根据约束(4)中 α 与 r 的关系,约束(3)、(4)可写成(10)、(11).链路流速率不为 0 时,它一定参与该流传输.类似约束(6)、(7)可写成(12)、(13).

$$\sum_{v} r_k(u,v)-\sum_{w} r_k(w,u)=h_k(u),\quad \forall k\in[1,K],\forall u\in V \quad (10)$$

$$\alpha_{uv}^{k}=\begin{cases}1, & r_k(u,v)\neq 0\\ 0, & r_k(u,v)=0\end{cases},\forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E \quad (11)$$

$$\sum_{k\in[1,K]} b_k(u)+\sum_{k\in[1,K]}\sum_{v\in R(u)} b_k(v)\le C,\forall u\neq s_k \quad (12)$$

$$\beta_{u}^{k}=\begin{cases}1, & b_k(u)\neq 0\\ 0, & \text{otherwise}\end{cases},\forall k\in[1,K] \quad (13)$$

参数 α,β 由 r,b 的取值决定,不参与到最终的模型中.这样问题(9)可转化为问题(14),变量包括 r,b.可以通过集中式内点法、单纯型法求解,但不合适无线网状网,在第 3 节给出一个分布式的算法.

$$\text{minimize}-\Big(\sum_{k\in[1,K]}\ln(\lambda_k)\Big)$$
$$\text{s.t.式(11)、(13)、(15)};0\le r_k(u,v)\le C,\forall k\in[1,K],\forall(u,v)\in E;0\le b_k(u)\le C,\forall k\in[1,K],\forall u\in V \quad (14)$$

3 多流机会路由算法 ORMF

问题(14)是凸优化问题有累加分解性,可把全局最优问题分解到各个节点和链路上.根据对偶和子梯度法解对偶问题,得到对偶变量更新方法,再求解分解后问题,迭代收敛到最优解.然后设计分布式迭代算法.

3.1 基于对偶和子梯度方法的求解

将问题(14)写出标准形式,然后引入对偶变量,可以得到满足约束(5)、(10)的拉格朗日函数,如式(15).

$$\begin{aligned}L(r,b,x,y)=&-\sum_{k\in[1,K]}\ln(\lambda_k)+\sum_{u\in V}\Big[x(u)\Big(\sum_{k\in[1,K],u\neq s_k} b_k(u)\\&+\sum_{k\in[1,K]}\sum_{v\in R(u),u\neq s_k} b_k(v)-C\Big)\Big]\\&+\sum_{k\in[1,K]}\sum_{(u,v)\in E}\big[y_k(u,v)(r_k(u,v)-b_k(u)p(u,v))\big]\end{aligned} \quad (15)$$

将 $L(r,b,x,y)$ 在参数(r,b)上进行划分,可分解成两个子问题:(1)关于第 k 条流的流速率子问题 L_1 式(16);(2)关于第 k 条流上节点 u 的平均广播速率子问题 L_2 式(17).用最小梯度法联合求解子问题可得到分布式算法.

$$\text{minimize}\Big[-\ln(\lambda_k)+\sum_{(u,v)\in E}(y_k(u,v)r_k(u,v))\Big]$$
$$\text{s.t.}\sum_{v} r_k(u,v)-\sum_{w} r_k(w,u)=h_k(u),\forall u\in V;$$
$$\lambda_k\le \mathrm{BW}_k;0\le r_k(u,v)\le C,\forall(u,v)\in E \quad (16)$$

$$\text{minimize}\Big\{b_k(u)\Big[x(u)_{u\neq s_k}+\sum_{v\in R(u),v\neq s_k} x(v)-\sum_{(u,v)\in E}(y_k(u,v)p(u,v))\Big]\Big\}$$
$$\text{s.t.}\quad 0\le b_k(u)\le C,\forall k\in[1,K] \quad (17)$$

拉格朗日对偶函数 $G(x,y)=\inf_{r,b}\{L(r,b,x,y)\}$ 是拉格朗日函数的最小值.问题(14)的对偶问题为 maximize $G(x,y)$.根据对偶分解法,第 i 轮的对偶参数如式(18)更新,对偶变量的子梯度分别为 M、H.

$$\begin{aligned}&\forall u\in V,x^{(i)}(u)=\max(0,x^{(i-1)}(u)+\eta M_u^{(i-1)}),\\&M_u^{(i-1)}=\sum_{k\in[1,K],u\neq s_k} b_k^{(i-1)}(u)+\sum_{k\in[1,K]}\sum_{v\in R(u),u\neq s_k} b_k^{(i-1)}(v)-C\\&\forall(u,v)\in E,y_k^{(i)}(u,v)=\max(0,y_k^{(i-1)}(u,v)+\eta H_{(k,u,v)}^{(i-1)}),\\&H_{(k,u,v)}^{(i-1)}=r_k^{(i-1)}(u,v)-b_k^{(i-1)}(u)p(u,v)\end{aligned} \quad (18)$$

3.1.1 子问题 L_1 求解

子问题 L_1 的目标函数为严格凸函数,基于流路径模型可转化为等价问题(19),其中 P 为第 k 条流的所有单路径集合,$\gamma_k(\pi)$是第 k 条流在 π 路径上的流速率,所有路径的流速率之和等于该流吞吐量.明显最优解是 $\sum_{(u,v)\in\pi} y_k(u,v)$最小的路径,将它视作开销,这是最小开销路径问题,能用分布式最短路径算法解决.

$$\text{minimize}\Big\{-\ln\Big(\sum_{\pi\in P}\gamma_k(\pi)\Big)+\sum_{\pi\in P}\Big[\Big(\sum_{(u,v)\in\pi} y_k(u,v)\Big)\gamma_k(\pi)\Big]\Big\}$$
$$\text{s.t.}\,0\le\sum_{\pi\in P}\gamma_k(\pi)\le\min\{\mathrm{BW}_k,C\} \quad (19)$$

$$\text{minimize}\Big\{-\ln(\Gamma_k)+\Big[\Big(\min_{\pi}\sum_{(u,v)\in\pi} y_k(u,v)\Big)\Big]\Gamma_k\Big\}$$
$$\text{s.t.}\quad 0\le\Gamma_k\le\min\{\mathrm{BW}_k,C\} \quad (20)$$

用 Γ_k 表示单路径的流速率,问题(19)就转化成问题(20).如链路(u,v)位于最小开销的路径上,问题(16)中 $r_k(u,v)$的值是问题(20)的解,否则为 0.

3.1.2 子问题 L_2 求解

子问题 L_2 的目标函数为线性,收敛时可能抖动,加上一个部分使之成为严格凸函数,取 $\varepsilon>0$ 且足够小,使 $\varepsilon\|b_k^{(i)}(u)-b_k^{(i-1)}(u)\|^2$ 趋近于 0,问题(21)的解趋近于子问题 L_2 式(17)的解.每一轮,$b_k^{(i)}$ 按式(22)更新.

$$\text{minimize}\Big\{b_k^{(i)}(u)\Big[x^{(i)}(u)_{u\neq s_k}+\sum_{v\in R(u),v\neq s_k} x^{(i)}(v)-\sum_{(u,v)\in E}(y_k^{(i)}(u,v)p(u,v))\Big]+\varepsilon\|b_k^{(i)}(u)-b_k^{(i-1)}(u)\|^2\Big\}$$
$$\text{s.t.}\quad 0\le b_k^{(i)}(u)\le C,\forall k\in[1,K] \quad (21)$$

$$b_k^{(i)}(u) = b_k^{(i-1)}(u) + \frac{1}{2\varepsilon}\Big[\sum_{(u,v)\in E}(y_k^{(i)}(u,v)p(u,v)) - x^{(i)}(u)_{u\neq s_k} - \sum_{v\in R(u),v\neq s_k} x^{(i)}(v)\Big] \quad (22)$$

3.2 分布式算法

根据 3.1 的求解步骤,设计分布式多流机会路由算法 ORMF 如表 1.在第 i 轮,每个节点根据第 $i-1$ 轮自己和邻居的平均广播速率和与自己相关链路的流速率,通过式(23)更新本轮对偶参数,接着每个节点根据本轮的对偶变量求解子问题 L_1 的等价问题(24),决定与自己相关链路的流速率,用式(25)求解子问题 L_2,决定自己的平均广播速率,然后进入下一轮.每个节点保存每轮自己的平均广播速率 $b(u)$、与自己相关链路的流速率 $r(u,v)$、自己的对偶变量 $x(u)$和与自己相关链路的对偶变量 $y(u,v)$,因此算法不要全局信息,可本地执行.根据收敛后的 r,b 和式(11)、(13)计算 α,β.算法特点是通过分布式迭代的方法完成机会路由选择,每轮迭代过程中,迭代分配节点为流数据转发流速率,没有为流转发的节点就不是该流的候选节点.

表 1　多流机会路由分布式算法 ORMF

输入　流数目 K,源和目的节点对(s_k,d_k),流的带宽需求 BW_k,包到达率 p,初始流速率、广播速率和对偶参数$(r^{(0)},b^{(0)},x^{(0)},y^{(0)})$,最大迭代轮数 run,步长 η,ε;

输出　第 run 轮的流速率、广播速率和对偶参数

i 从 1 到 run,重复执行 step1 和 step2:

step1　节点按式(23)更新对偶参数 $x^{(i)},y^{(i)}$,其中上标$(i-1)$表示上一轮的参数值,η 为步长.

$$\begin{aligned}
&x^{(i)}(u) = \max(0, x^{(i-1)}(u) + \eta M_u^{(i-1)}),\\
&M_u^{(i-1)} = \sum_{k\in[1,K],u\neq s_k} b_k^{(i-1)}(u) + \sum_{k\in[1,K]}\sum_{v\in R(u),u\neq s_k} b_k^{(i-1)}(v) - C\\
&y_k^{(i)}(u,v) = \max(0, y_k^{(i-1)}(u,v) + \eta H_{(k,u,v)}^{(i-1)}),\\
&H_{(k,u,v)}^{(i-1)} = r_k^{(i-1)}(u,v) - b_k^{(i-1)}(u)p(u,v)
\end{aligned} \quad (23)$$

step2　节点求解子问题 L_1 和 L_2 获得流速率和平均广播速率 $r^{(i)},b^{(i)}$

(1)子问题 L_1 求解问题(24)获得 $r^{(i)}$,$\Gamma_k^{(i)}$ 为第 i 轮第 k 条流的流速率,π 为第 k 条流的所有路径,$y_k^{(i)}(u,v)$为第 i 轮的对偶参数,也被定义为链路开销,若链路$(u,v)\in \arg\min_\pi\Big(\sum_{(u,v)\in\pi} y_k^{(i)}(u,v)\Big)$,则 $r_k^{(i)}(u,v) = \Gamma_k^{(i)} = 1/\Big[\min_\pi\Big(\sum_{(u,v)\in\pi} y_k^{(i)}(u,v)\Big)\Big]$;否则 $r_k^{(i)}(u,v)=0$;

$$\begin{aligned}
&\text{minimize}\Big\{-\ln(\Gamma_k^{(i)}) + \Big[\min_\pi\Big(\sum_{(u,v)\in\pi} y_k^{(i)}(u,v)\Big)\Big]\Gamma_k^{(i)}\Big\}\\
&\text{s.t.}\quad 0\le \Gamma_k^{(i)} \le \min\{BW_k, C\}
\end{aligned} \quad (24)$$

(2)子问题 L_2 求解按式(25)获得 $b^{(i)}$

$$b_k^{(i)}(u) = b_k^{(i-1)}(u) + \frac{1}{2\varepsilon}\Big[\sum_{(u,v)\in E}(y_k^{(i)}(u,v)p(u,v)) - x^{(i)}(u)_{u\neq s_k} - \sum_{v\in R(u),v\neq s_k} x^{(i)}(v)\Big] \quad (25)$$

4 实验

用文献[6]中的方法计算性能.在 300m * 300m 的区域内随机放置节点,链路包投递率阀值 P_0 设为 0.1.ORMF 算法中取 ε 为 0.05,更新的步长为 $\eta^i = 0.3/\sqrt{i}$,设收敛阈值为 10^{-4},前后两轮端到端吞吐量差的绝对值小于 10^{-4}就认为算法收敛,进入稳定状态.采用默认参数的 shadowing 模型,节点通信范围为 160m.流带宽需求设置为信道速率 11Mbps.将 ORMF 与期望传输次数(ETX)和期望任意传输次数(EAX)作比较,比较指标为流均衡指标、汇聚吞吐量和汇聚延时.流均衡指标:所有流吞吐量对数之和,吞吐量越均衡,流均衡指标值越大.汇聚吞吐量:所有流吞吐量之和.汇聚延时:所有流延时之和.随机产生拓扑,随机选择 10 组源和目的节点对,顺序使用 3 种机会路由.并发流数目从一个开始,直到所有节点都成为源或目的节点.

三个比较指标随并发流个数的变化如图 2～4 所示.不管流个数是多少,ORMF 的均衡性都大于 ETX 和 EAX.ORMF 流均衡指标平均比 ETX 和 EAX 高 28% 和 21.5%.随着流数目增加汇聚吞吐量也增加,除 6 和 7 个流时稍微比 5 个时少,这与流的源目的节点分布有关.ORMF 汇聚吞吐量比 ETX 和 EAX 平均高 33.4% 和 27.9%.汇聚延时也随流个数增加而增加,ORMF 汇聚延时都比 ETX 和 EAX 低,平均低 141.4% 和 83.1%.ORMF 在路由选择时在所有可用的节点和链路中进行分配;而 ETX 或 EAX 对每条流所能使用的节点和链路进行限定,对限定节点和链路的流而言其节点资源和流速率分配都是受限的.因此 ORMF 能获得更高的性能.

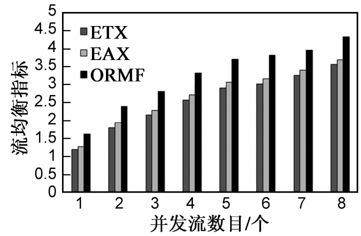


图2　流均衡指标

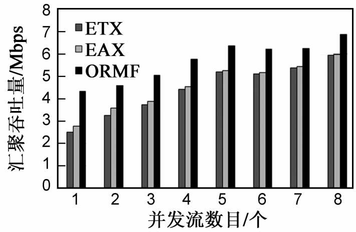


图3　汇聚吞吐量

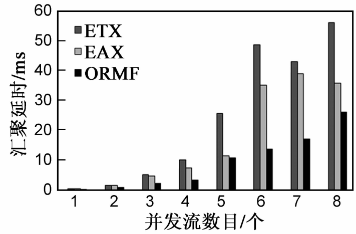


图4　汇聚延时

5 结论

将多并发流下的机会路由选择问题描述并转化成一个凸优化问题.根据对偶和子梯度方法,设计分布式联合候选节点选择和速率分配的多流机会路由算法,算法在多个流之间灵活分配候选节点来提升网络吞吐量.

参考文献

[1] CHACHULSKI S, JENNINGS M, KATTI S, et al. Trading structure for randomness in wireless opportunistic routing[J]. Computer Communication Review, 2007, 37(4): 169 – 180.

[2] 王晓东,霍广城,孙海燕,等.移动自组网中基于部分网络编码的机会主义路由[J].电子学报,2010,38(8):1736 – 1740.
WANG Xiao-dong, HUO Guang-cheng, SUN Hai-yan, et al. An opportunistic routing for MANET based on partial network coding[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(8): 1736 – 1740. (in Chinese)

[3] LAUFERR, KLEINROCK L, DOBOIS-FERRERE H. Multirate anypath routing in wireless mesh networks[A]. Jim Kurose U. IEEE INFOCOM 2009 – The 28th Conference on Computer Communications[C]. Piscataway, NJ: IEEE Press, 2009. 37 – 45.

[4] DOBOIS-FERRERE H, GROSSGLAUER M, VETTERLI M. Valuable detours: least-cost opportunistic routing[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2011, 19(2): 333 – 346.

[5] COUTOD D, AGUAYO D, BICKET J, et al. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing[J]. Wireless Networks, 2005, 11(4): 419 – 434.

[6] FANGX, YANG D, XUE G. Consort: node-constrained opportunistic routing in wireless mesh networks[A]. Lionel M Ni. 2011 Proceedings IEEE INFOCOM[C]. Piscataway, NJ: IEEE Press, 2011. 1907 – 1915.

作者简介

何施茗 女,1986 年生于湖南永州,博士,CCF 学生会员(E20 – 0013511G),研究方向为机会路由.
E-mail: smhe@hnu.edu.cn

张大方 男,1959 年生,教授,博士生导师,研究方向为可信系统与网络、软件容错.
E-mail: dfzhang@hnu.edu.cn

谢 鲲 女,1978 年生,副教授,博士后,研究方向为分布式计算、协作路由.
E-mail: xiekun@hnu.edu.cn

张 继 男,1984 年生,博士生,研究方向为协作路由.
E-mail: sky1984@hnu.edu.cn

乔 宏 男,1984 年生,博士生,研究方向为协作路由.
E-mail: hqiao@hnu.edu.cn