

无线 mesh 网中一种基于博弈论的公平性路由协议

姬文江, 马建峰, 田有亮, 马卓

(西安电子科技大学 计算机学院, 陕西 西安 710071)

摘要: 提出一种基于博弈论的以树为拓扑结构的公平性路由协议。新的协议综合了先验式路由和按需路由, 并且将路由计算和信道资源分配控制分布到树中的每个枝节点上, 降低了根节点的负担, 使其更适用于无线 mesh 网的通信需求。仿真结果表明, 新的路由协议改进了 AODV、HWMP 路由协议的端到端平均延迟和网络吞吐量, 并且网络中各个无线节点占有的信道资源基本相近, 满足公平性原则。

关键词: 无线 mesh 网; 公平性; 路由协议; 博弈论

中图分类号: TN925+.93

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)11-0017-07

Game theoretical routing protocol with fairness problem in wireless mesh networks

Ji Wen-jiang, Ma Jian-feng, Tian You-liang, Ma Zhuo

(School of Computer Science, Xidian University, Xi'an 710071, China)

Abstract: Based on game theory, a routing protocol studied with fairness problem was proposed. Each router had the same opportunities of Internet access no matter how far from the gateway. Based on the tree topology, the calculation of route could be distributed to every branches of the tree, which greatly reduced the load of the root and more suitable for wireless mesh networks. The simulation results show that the new protocol is more suitable for wireless mesh networks compare with AODV and HWMP, no matter in network throughput or average end-to-end delays, as far as fairness.

Key words: wireless mesh networks; fairness; routing protocol; game theory

1 引言

无线 mesh 网以其易于布置, 可自愈, 高传输率的特点, 被认为是下一代无线移动终端 Internet 接入的关键技术, 近年来受到了广泛的关注。典型的无线 mesh 网结构如图 1 所示。网络中包括了 3 种类型的节点: 网关 MPP(mesh portal point), mesh 路由器 MP(mesh point)和移动终端 STA(station)。网络中的每个节点与互联网或外网的通信都要经过

网关 MPP。MP 之间通过单跳链接, 和网关一起构成了一个无线骨干网, 为移动终端提供最后一英里的接入环境^[1]。无线 mesh 网可以广泛应用于办公室、家庭、校园、公共场所、紧急救护以及军队等各种场景^[2,3]。

在无线网络中, 路由是影响网络性能的重要因素。目前普遍的 2 种路由方式: 按需路由和先验式路由。在按需路由中, 通信节点不会维持网络的拓扑信息, 当有数据分组需要发送时, 由源节点广播

收稿日期: 2011-09-27; 修回日期: 2012-08-13

基金项目: 长江学者和创新团队发展计划基金资助项目(IRT1078); 国家科技部重大专项基金资助项目(2011ZX03005-002); 国家自然科学基金资助项目(61100233); 中央高校基本科研业务费基金资助项目(JY10000903001)

Foundation Items: The Program for Changjiang Scholars and Innovative Research Team in University(IRT1078); The Major National Science and Technology Program (2011ZX03005-002); The National Natural Science Foundation of China (61100233); The Fundamental Research Funds for the Central Universities (JY10000903001)

路由请求来建立最新的路径。按需路由适合于网络拓扑变化快的移动 ad hoc 网络中, 比较典型的有 AODV^[4]、DSR 等。其中, AODV 路由协议已经得到了广泛的认可。虽然 mesh 网和 ad hoc 网络都是采用多跳传输的理念, 但是它们在节点的移动性以及电源节制等方面均有所区别。由于按需路由的平均通信时延高于先验式路由, 尤其在网络拓扑变化慢的网络中, AODV 协议会浪费很多资源用于广播路由信息^[2,5,6], 这使其并不能适用于 mesh 网。先验式路由最早产生于有线网络中, 如 RIP、OSPF 和 BGP^[7]等。其特点是节点预先存储网络的拓扑结构, 定期对路由表进行更新。数据不需等待可以直接通过已知的路径进行传输。无线网络中比较典型的有 OLSR^[8]、TBR^[9]、RDR^[10]等。无线链路的性能及可靠性均低于有线网络, 这使得当网络规模增大或数据量增加时, 瓶颈节点的出现会使单纯的先验式路由性能大幅度下降。IEEE 的 802.11s^[9]中的 HWMP 路由协议综合 2 种路由方式, 对 AODV 进行改进, 加入了先验式路由。但是 HWMP 中的大量数据依靠网关节点来转发, 存在根节点负载严重, 资源分配不均等问题, 网络规模受到很大的影响。

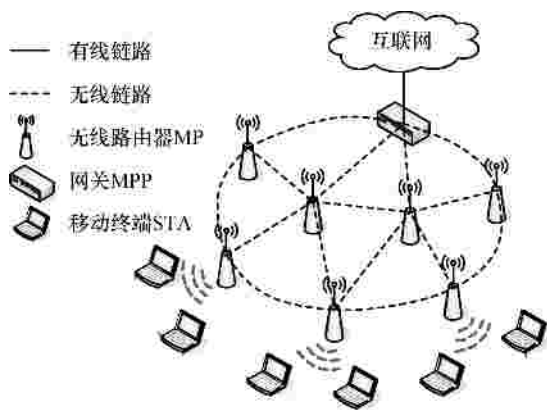


图 1 典型无线 mesh 网拓扑结构

公平性也是 mesh 网中一个研究热点。mesh 网络中的公平性指每个节点平等地享有带宽, 即最大最小公平^[11]。路由节点获得的资源应该等价于它对应的权重^[12]。由于无线通信中隐藏/暴露节点等问题的存在, 导致了 mesh 网中不公平性的出现。李等在文献^[13]中指出, IEEE 802.11 的 mesh 网中, 离网关 MPP 越远即跳数越多的节点, 竞争所获得的系统带宽就越少, 严重的甚至没有带宽, 出现“饿死”的情况。流量控制可以有效地解决信道竞争的

公平性问题。很多研究致力于找到方便快捷的流量控制方法, 一方面达到网络的负载均衡, 另一方面把握公平性, 从而提高整个网络的性能^[14~16]。博弈论最早用于经济学中^[17], 经过发展, 已经广泛应用于计算机通信等各种学科。博弈论假设参与博弈的每个参与者是“理性的”, 即每个参与人理智地采用符合自己利益最大化的策略。在多跳无线网络中, 博弈论主要用来分析多跳无线网络中的自私节点隔离、WLAN 中 AP 访问的节点资源分配、以及 mesh 网中的数据流量均衡分配等。但是, 之前的研究工作很多假设存在一个中心节点, 通过中心节点来对博弈的信息进行管理分配, 并且没有针对 mesh 网的具体方案。

本文在已有工作的基础上, 提出了一种基于博弈论的公平性路由协议 GFR(game theory based fairness routing protocol)。首先分析了路由器竞争无线信道的博弈论模型, 得到了带约束性的混合纳什均衡。通过得到的混合策略, 为每个路由器公平地分配各自的带宽, 达到各个节点带宽资源平等的目的。然后针对无线 mesh 网中 Internet 接入的通信需求, 利用文献^[18]中的方法, 结合了基于树的先验式路由, 将信道资源管理操作合理地分布到树中的枝节点上。该协议允许树中的每一个枝节点计算最优的路径及调配带宽, 降低了根节点负载, 节约了系统开销, 同时使各个节点享用对应其权重的带宽资源。最后本文使用 OPNET 仿真软件建立仿真场景, 对提出的 GFR 路由协议和 AODV、HWMP 协议进行了比较, 仿真结果表明提出的路由协议相对前 2 个协议延迟降低, 吞吐量提高, 而相对于文献^[18], 同时又满足了公平性的要求。移动终端只需考虑接入到最近的对自己最有利的一个 MP 中, 然后发出服务请求, 由 MP 提供数据的传输服务。mesh 网的路由主要存在于无线 mesh 路由器之间。因此, 本文只考虑无线骨干网的路由, 即 MP、MPP 之间的路由通信, 并不考虑 STA。在本文所建立的仿真模型中, 为简化起见, 数据直接在 MP 产生。

2 博弈论模型

本节分析 mesh 网中网关的特点, 将多个节点访问同一节点的资源公平性分配问题归结为带约束性的非合作博弈, 经过分析得到混合纳什均衡, 从而建立满足路由器节点流量公平性的分配策略。

2.1 预备知识

在一个有限博弈中，有 $i=1,2,\dots,n$ 共 n 个参与者，对于每个参与者，有 $S_i=\{a_1, a_2, \dots, a_m\}$ 种策略(行动)可供选择。对于每一种策略，每个参与者都会得到不同的效益 u_i ，记为效益函数 $u_i=u_i(S_1, S_2, \dots, S_i, \dots, S_n)$ 。假设每个参与者都是理性的，即总会选择使自己收益最大化的策略，那么可以定义：

纳什均衡 对于每个参与者的策略 S_i^* 存在纳什均衡，如果满足

$$u_i(S_i^*, S_2^*, \dots, S_i^*, \dots, S_n^*) \geq u_i(S_i, S_2^*, \dots, S_i, \dots, S_n^*),$$

对于 $\forall S_j, i \neq j$

以上的纳什均衡为纯策略纳什均衡，即参与者 i 以“1”的概率选择某一种行动 S_i^* 。然而很多情况下的纯策略纳什均衡是不存在的或存在多个解，达不到最优解的条件。因此纳什引入了混合策略纳什均衡。即参与者以某个概率“ p_j ”选择其策略集 S_i 中的某个策略 a_j 。

2.2 信道竞争博弈论模型

由于无线通信中干扰问题的存在，信道资源是有限的。当多个节点同时访问几个或某个节点时，就存在信道资源分配问题。比如 IEEE 802.11 中的 MAC 层就采用了 CSMA/CA(CD)的机制来减少干扰冲突。

Mesh 网中的网关 MPP 节点负责网络中所有节点与外网的通信，但是其所有邻居节点同一时间只能有一个与其通信。将 MPP 的 n 个需要传输的邻居节点看作博弈的参与者，它们将竞争与 MPP 通信的机会，那么它们均有 2 种选择：{发送，不发送}。当没有任何节点选择发送时， $u_1=u_2=\dots=u_i=\dots=u_n=0$ ；当多于 2 个参与者选择发送时，由于冲突则导致通信失败，所有节点效益同样均为 0；当 n 个参与者中有且只有一个参与者 i 选择“发送”(记为 1)时，理想情况下通信会成功进行， $u_i=u_i(0,0,\dots,1,\dots,0)=1, u_j=0$ 。因此，纯策略纳什均衡有 n 个解，即 n 个节点中的一个节点发送，其他节点不发送的情景。这并不能有效解决信道竞争的问题。

如果每个参与者 i 以概率 $p_i(0 < p_i < 1)$ 选择发送，那么这便成为了一个混合策略。下面分析混合策略的解，首先定义公平性^[12]。

定义 1 参与竞争资源的 n 个节点满足公平性，如果每个节点 i 获得资源的概率 p_i 对应于它们的权重 $w_i(w_i > 0)$ 。

在文献[16]中，将无线网络中信道竞争的公平性表示为

$$\frac{p_1 \prod_{j \neq 1} (1 - p_j)}{w_1} = \frac{p_i \prod_{j \neq i} (1 - p_j)}{w_i} = \frac{p_n \prod_{j \neq n} (1 - p_j)}{w_n} \quad (1)$$

其中， p_i 为节点 i 发送的概率。由于 $\sum_{i=1}^n p_i = 1$ ，且 $p_i \in [0, 1]$ ，可得

$$\frac{p_i / (1 - p_i)}{w_1} = \frac{p_i / (1 - p_i)}{w_i} = \frac{p_n / (1 - p_n)}{w_n} \quad (2)$$

因此，信道竞争博弈论模型可以表示为

$$\left\{ \begin{array}{l} \text{Max } u = u_1 + u_2 + \dots + u_n, u_i = p_i \\ \text{Max } u_i, i = 1, 2, \dots, n \\ \sum_{i=1}^n p_i = 1, 0 < p_i < 1 \\ \frac{p_i / (1 - p_i)}{w_1} = \frac{p_i / (1 - p_i)}{w_i} = \frac{p_n / (1 - p_n)}{w_n} = \frac{1}{K} \end{array} \right. \quad (3)$$

这是一个带约束性的非合作博弈模型，满足式(3)的混合纳什均衡解是存在且唯一的^[16]，但是它的解当 $n \geq 5$ 时很难计算，只具有以下特殊形式的解。

- 1) 2 个参与者： $K = \sqrt{w_1 w_2}$ 。
- 2) n 个具有相同权重 w 的参与者： $K = (n - 1)w$ 。
- 3) 2 类参与者(类 1, 类 2)，并且类 i 中有 n_i 个参与者，同一类 i 中的参与者具有相同的权重 w_{i0} 。

$$K = \frac{\sqrt{b^2 + 4ac} - b}{2a}$$

其中， $a = (n_1 + n_2 - 1), b = w_1(n_1 - 1) + w_2(n_2 - 1), c = w_1 w_2$ 。

在 mesh 网流量控制中，移动节点应该公平地接入 mesh 骨干网，并享有相等的无线资源即带宽。本文场景中假设以接入 MP 的移动用户数目对应于每个 MP 的权重，移动用户是平等的，因此无差别地对待它们的传输业务。那么每个 MP 节点的权重可表示为由 STA 产生的数据流请求数目权重 w_0 的整数倍，即 $w_i = r_i w_0, r_i \in \mathbb{N}$ ，其占用当前信道的概率对应于单位概率 p_0 的整数倍，即 $p_i = r_i p_0$ 。这样，mesh 网中 n 个不同权重节点的资源竞争模型等价于 $m = r_1 + \dots + r_i + \dots + r_n, (m \geq n)$ 个具有相同权重 w_0 的节点竞争模型。由前面的讨论可知，该模型具有 $K_0 = (m - 1)w_0$ 的唯一解，其中， $p_0 = \frac{1}{m}, m = r_1 + \dots + r_i + \dots + r_n$ 。由此可得路由器节点流量控制公平性分

配方案为

$$p_i = \frac{r_i}{m} = \frac{r_i w_0}{m w_0} = \frac{w_i}{w_1 + L + w_i + L + w_n} \quad (4)$$

3 基于博弈论的公平性路由协议

这一节介绍本文所提出的基于博弈论的公平性路由协议 GFR。mesh 网的结构决定了网关节点将会成为整个网络的核心，其性能要求高于其他节点。同时，由于大量的数据向网关汇聚，这使得靠近网关的路由器负载也会普遍增高。路由算法的设计应该满足 mesh 网的这个特性，尽量降低网关和相邻近路由器的负担。在大部分场景中，终端用户在 mesh 网覆盖范围内是可以自由移动的。而无线路由器则很少移动或保持静止，这使得先验式路由表的建立非常必要。新的协议以 IEEE 802.11s 中的 HWMP 协议为基础，利用文献[18]的分布式路由算法，结合了基于树的先验式路由和按需路由，在此基础上，建立了网络流量的公平性分配方案。

3.1 拓扑树的建立

本文所提的路由协议是基于树的拓扑结构。根节点(网关)周期性地(3s)通过根通告帧 RANN-C (root announcement message with flow control)广播自己的属性信息。收到 RANN-C 的节点依据 HWMP 策略，根据通告帧中记录的信息判断是否更新路由表：如果更新，则将前一跳记为父节点，修改 RANN-C 中流量控制位的信息并继续广播，然后产生一个路由回复帧 RREP-N(route reply message with neighbor information)传往父节点。父节点收到 RREP-N 后，记录分组中的子节点权重及其邻居信息，并继续向父节点传送一直到达根节点停止。这样，通过 RANN-C 和 RREP-N 机制，可以反向建立到达根节点的树。所有节点的数据分组可以直接借助其父节点的转发到达网关 MPP，从而实现与外网或 Internet 的通信。值得注意的是，不但根节点掌握整个网络的拓扑结构，每一个枝节点也记录并拥有它的所有子节点的拓扑信息。

3.2 数据流量控制

定义每一个节点访问外网的权重为该节点需要向外网传输的数据流数目： $w_i = w_{self} + w_{child}$ ，即其自身接入移动节点 STA 数目对应的数据流请求数目，以及其转发 MP 子节点的数据流请求数目之和。数据流量控制由 RANN-C 和 RREP-N 的传输来实现。RANN-C 的帧格式如图 2 中(a)所示，与 HWMP

路由协议中的 RANN 相比，多了数据流控制位。由第 3 节所讲的博弈论方法，可以根据当前节点的实际传输率 R_b 以及子节点的不同权重，计算并分配给子节点不同的数据流比特率 $F_i = p_i R_b$ ，然后将计算结果通过 RANN-C 广播下去。调节自身传输率的方法很多，如文献[19]中第 6 章所述的流量控制方法。当子节点收到 RANN-C 之后，查找到分配给自身的流量资源 F_i ，同时控制自身的流量至 F_i ，并将其设置为自身到外网的新流量 R_{b+1} 以适应父节点的要求。RREP-N 的格式如图 2 (b)所示，它相对于 HWMP 中的 RREP，额外记录了路由器节点的权重及其邻居的信息。邻居信息包括了与该节点的所有单跳链接节点以及它们之间的链路情况。需要注意的是，数据流量控制及节点权重信息都是在单跳内更新。

20	4	1	...	4	1
RANN 帧	子节点 1 地址	子节点 1 流量	...	子节点 n 地址	子节点 n 流量

(a) RANN-C

28	1	4	4	...	4	4
RREP 帧	节点权重	邻居 1 地址	邻居 1 度量	...	邻居 n 地址	邻居 n 度量

(b) RREP-N

1	1	1	1	4	4	4	4	4
帧类型	长度	标志	重传跳数	生存周期	源地址	源序列号	宿地址	宿序列号

(c) RREQ

1	1	1	4	4	4	...	4
帧类型	长度	标志	生存周期	源序列号	地址 1(源节点)	...	地址 n(宿节点)

(d) RSET

1	1	1	4	4	1	4	...	4
帧类型	长度	标志	生存周期	源序列号	最大流量	地址 1(源节点)	...	地址 n(宿节点)

(e) RNTF

图 2 协议帧格式

3.3 按需路由

在 HWMP 中，mesh 网内部任意 2 个节点的通信，需要通过网关节点 MPP 来转发数据，直到目的节点收到网关转发过来的数据时才产生路由请求，查找新的路由。在新路由建立之前，所有数据分组均需要 MPP 来转发，这无疑增加了网关节点的负担。为此，通过文献[18]中所述方法，新的路由协议设计由每个枝节点来分担根节点的负载。

这里，讨论目的地址为 mesh 网内部节点的路由。根据 3.1 节所讲，每一个路由器都维护着其所有子节点的拓扑信息，这个信息包括了子节点的所有邻居节点地址以及它们之间的链路信息。因此，父节点路由器可以通过 Dijkstra 等算法计算出它的任意 2 个子节点之间的最优路径。如图 3 所示，当节点 I 有数据想要发往节点 H 时，首先产生路由请

求 RREQ(route request message)消息,并沿着先验式路由树发往根节点。数据分组也立即通过拓扑树发往父节点。I 的每一个先驱节点收到了 RREQ 分组,查看路由表中是否存在目的节点 H,如果 H 不是自己的子节点, RREQ 将继续向根节点转发,如节点 F、D。当 RREQ 到达节点 B 时, B 可以查到 H 为自己的一个子节点,同时 B 维护着其所有子节点 D~I 的拓扑信息。因此 B 可以通过 Dijkstra 算法,计算出 I 到 H 的最优路径 I-G-H。这时 B 将产生一个路由信息帧 RSET(route set message),其中记录着 I 到 H 的路由信息,并将其发往 H。当 H 收到 RSET 时,产生一个路由通知帧 RNTF(oute notification message),同样记录了最优路径 I-G-H,并按照这个路径将其发往源节点 I,当 I 收到 RNTF 时,将按照最优的路径发送后面的数据。RREQ、RSET、RNTF 的格式分别如图 2(c)、图 2(d)和图 2(e)所示。

在 RNTF 中,“最大流量(max flow rate)”位用来记录路径中间节点所能提供的传输速率。目的节点 H 首先计算自己的剩余带宽 R_H ,将其记录到 RNTF 中,当节点 G 收到时,计算自己的剩余带宽 R_G ,然后比较 R_G 和 R_H 的大小,并将最小值填入到 RNTF 中。通过 HWMP 协议中的信标帧(hello message)机制,链路间的带宽可以实时地更新,这个带宽减去当前传输的数据流量,即为路由器 MP 的当前剩余带宽。当节点 I 收到 RNTF 时,则将最大流量位作为自己的数据传输速率上限,发送数据分组给 H。

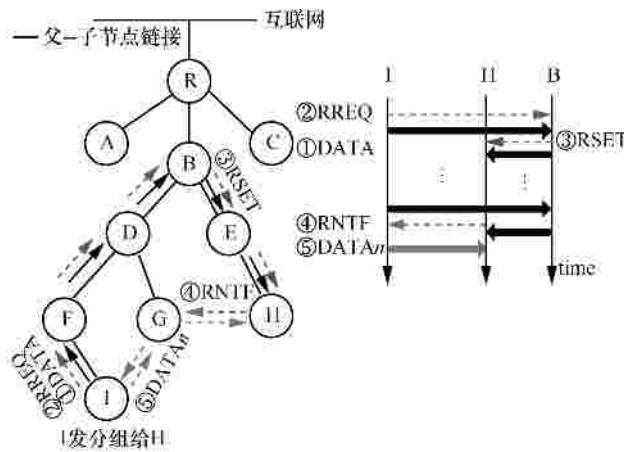


图 3 按需路由

4 性能分析与仿真

本节对所提出的基于博弈论的公平性路由协

议进行仿真分析。使用网络仿真软件 OPNET^[20]建立仿真场景,对 GFR、AODV 和 HWMP 路由协议的性能进行对比。

在仿真场景中,将无线路由器以正方形拓扑方式整齐地布置在 1 000m × 1 000m 范围内。路由器之间的距离即正方形边长是 125m。网关 MPP 位于网络中心。按照典型 mesh 网络的特点,设定所有路由器都是固定不动的。整个网络仿真的参数如表 1 所示。为了简单起见,采用跳数作为路由协议使用的路由度量参数。

表 1 仿真参数

仿真参数	值
网络范围	1 000m × 1 000m
MAC 层	IEEE 802.11b
传输带宽	11Mbit/s
无线调频	直接序列
传输距离	150m
RANN 广播间隔	3s
路由计算时延	0.001s
数据帧大小	1 024bit
数据分组产生率	50 帧/s
MAC 层队列	无限大

让所有路由器选择随机的目的地址发送数据分组,然后不断扩大网络规模,比较 3 种不同路由协议下的端到端平均时延和网络总吞吐量。其结果如图 4 和图 5 所示。端到端时延为数据分组从发送节点到目的节点的总时间。而网络的吞吐量是指从源节点发送,被目的节点正确接收的单位时间内数据总量。从图 4 可以看出,3 种协议中 AODV 协议

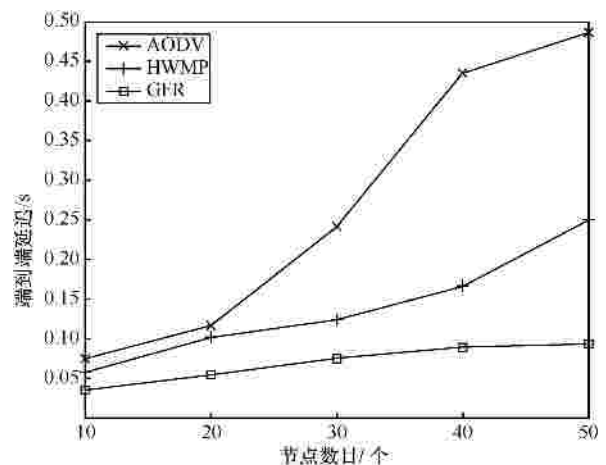


图 4 端到端延迟随节点数目变化

的延迟最高 ,GFR 最低 ,HWMP 居中。这表明 AODV 通过广播按需查找路由会造成一定的延时 ;HWMP 存在先验式拓扑结构 ,很多数据分组可以不用等待 ,直接发送 ,降低了数据缓存时间 ,但是由于根节点负担问题 ,在节点数目增多时 ,延迟也急剧恶化 ;GFR 有效缓解了根节点的负载 ,同时能在短时间内找到最优路径 ,因此延迟较其他 2 种有了明显改善。图 5 显示了节点数目增多时 ,3 种路由协议的网络吞吐量性能变化。可以看到新提出的 GFR 协议明显高于 AODV 和 HWMP。

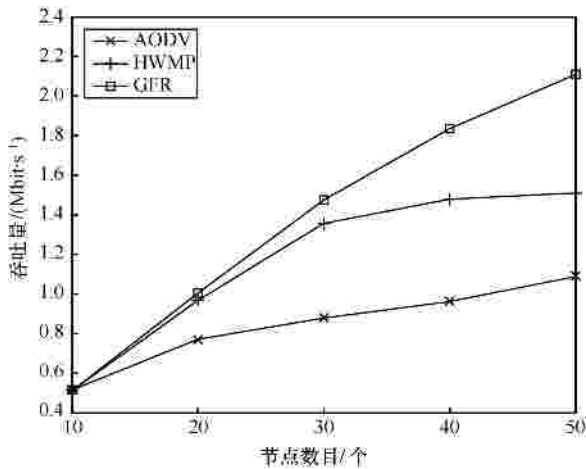


图 5 网络吞吐量随节点数目变化

然后 ,在 10 个节点情况下 ,比较了 3 种路由协议中的每个节点的吞吐量 ,即指每个节点发送的且被目的节点正常收到的数据分组量 ,其结果如图 6 所示。其中节点 5 为根节点 MPP ,节点 10 为距中心 MPP 最远的节点。从图中可以看出 ,每个节点的吞吐量在 AODV 和 HWMP 协议下相差较大 ,而在 GFR 下保持基本相近。这说明 GFR 协议充分考虑到了各个节点的公平性 ,让每个节点享用到相对于自身权重的带宽。

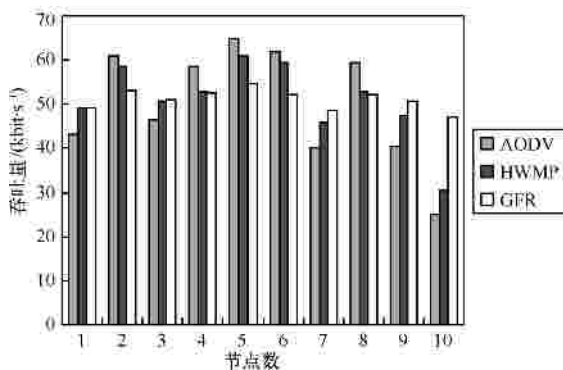


图 6 10 个节点场景的吞吐量对比

最后讨论新协议的代价和开销。由第 3 节所讲 ,GFR 是通过 RANN-C 通告帧的广播机制来建立和维护路由信息的。RANN-C 在 HWMP 路由协议 RANN 帧的基础上 ,额外增加了对子节点的带宽标志位 ,增加了系统的开销。和 HWMP 的 RANN 帧相比 ,如果路由树的平均度数为 3 ,那么每个 RANN-C 帧增加了 $(4+1) \times 3=15\text{byte}$ 数据长度 ;平均度数为 5 ,那么每个 RANN-C 帧增加了 $(4+1) \times 5=25\text{byte}$ 数据长度。即每个 RANN-C 帧额外开销分别增加了 75%和 125%。但是在系统设置 RANN-C 为 3s 间隔情况下 ,每一跳增加的数据流量分别约为 40bit/s 和 67bit/s ,这相对于 802.11b 的 11Mbit/s 的带宽 ,可以忽略不计。对于 RREP-N 子节点信息返回机制的开销 ,由文献[18]可知 ,也是可以接受的。

5 结束语

本文通过博弈论 ,分析并改善了无线 mesh 网络中路由器占用资源的公平性 ,提出了新的基于博弈论的公平性路由协议 GFR。新的路由协议建立在树拓扑的基础上 ,结合先验式路由和按需路由 ,将公平性流量分配方案分布式地布置到每一个枝节点上 ,降低根节点负担。仿真实验表明 ,GFR 路由协议相对于 AODV 和 HWMP 路由协议 ,有更低的延迟和更高的吞吐量 ,网络性能得到了很大的提高。同时新的路由协议实现了网络中各个节点的资源平均分配 ,符合公平性的原则。这说明 GFR 更加适合于无线 mesh 网络。

本文并没有讨论路由参数 ,同时假设路由器是静止的且没有考虑能源损耗。新的协议增加了部分的额外开销 ,因此还存在一定的局限性。将来可以考虑加入路由参数以及节能的因素 ,使其更加满足 mesh 网的需求 ,为 mesh 网发展提供理论依据。

参考文献 :

- [1] SGORA A, VERGADOS D D, CHATZIMISIOS P. IEEE 802.11s wireless mesh networks: challenges and perspectives[J]. MOBILIGHT, LNICST, 2009,13(1):263-271.
- [2] WANG J, XIE B, AGRAWAL D P. Journey from Mobile Ad Hoc Networks to Wireless mesh Networks[M]. London, Springer, 2009. 1-29.
- [3] CONNER W S. IEEE 802.11 TG Usage Models[S]. IEEE P802.11-04/662r16, 2005.
- [4] PERKINS C, ROYER B E, DAS S. Ad Hoc on-Demand Distance Vector (AODV) Routing[S]. IETF Experimental RFC 3561, 2003.

- [5] HASSEN A M, MOHAMED O. Review of routing protocols and its metrics for wireless mesh networks[A]. International Association of Computer Science and Information Technology-Spring Conference[C]. Singapore, Singapore, 2009.62-70.
- [6] ANNA Z, LESZEK K, IWONA P K. Performance study of routing protocols for wireless mesh networks[A]. International Conference on Systems Engineering[C]. Las Vegas, Nevada, USA,2008.331-336.
- [7] WONG A, YEUNG A. Network infrastructure security-routing[A]. Network Infrastructure Security[C]. Springer, 2009. 59-135.
- [8] CLAUSEN T, JACQUET P. Optimized Link State Routing Protocol(OLSR)[S]. IETF Experimental RFC 3626, 2003.
- [9] IEEE. IEEE Amendment: Mesh Networking[S]. IEEE P802.11s/D1.06, 2007, Piscataway.
- [10] LIM A O, WANG X D, KADO Y, *et al.* A hybrid centralized routing protocol for 802.11s WMNs[J]. Mobile Network Application, 2008, 13(1-2):117-131.
- [11] KALAMOUKAS L, VARMA A, RAMAKRISHNAN K K. An efficient rate allocation algorithm for ATM networks providing min-max fairness[A]. Proceedings of 6th IFIP International Conference on High Performance Networking[C]. Palma de Mallorca, Spain, 1995. 143-154.
- [12] QIAO D, SHIN K G. Achieving efficient channel utilization and weighted fairness for data communications in IEEE 802.11 WLAN under the DCF[A]. Proc 10th Int'l Workshop Quality of Service[C]. Miami Beach, USA, 2002.227-236.
- [13] 李风华, 吴建平, 李贺武等. 基于竞争终端个数和跳数的 802.11mesh 网络公平性优化机制[J]. 通信学报,2006, 27(11A): 159-163.
LI F H, WU J P, LI H W, *et al.* Fairness optimization mechanism for 802.11 mesh networks based on the number of competition stations and hops[J]. Journal on Communications, 2006, 27(11A):159-163.
- [14] ZHANG L, CHEN S, JIAN Y, *et al.* A novel solution for end-to-end fairness problem in wireless mesh networks[A]. IEEE GLOBECOM[C]. New Orleans, Louisiana, 2008.1-5.
- [15] ZHONG B C, HAN J H, DU Z F, *et al.* Game based flow rate control for networks[A]. IEEE First International Conference on Innovative Computing Information and Control[C]. Beijing, China, 2006. 401- 404.
- [16] SUDIPTA R, RATAN K, GUH A. Fair bandwidth sharing in distributed systems: a game-theoretic approach[J]. IEEE Transactions on

Computers, 2005, 54(11):1384-1393.

[17] ROBERT G A Primer in Game Theory[M]. FT Prentie Hall, 1992. 1-288.

[18] JI W J, MA J F, MA Z, *et al.* Tree-based proactive routing protocol for wireless mesh networks[J]. China Communications, 2012, 9(1):25-33.

[19] BERTSEKAS D, GALLAGER R. Data Networks[M]. Englewood Cliffs, New Jersey, Prentice-Hall, 1987.

[20] OPNET com[EB/OL]. <http://www.opnet.com>, 2011.

作者简介：



姬文江（1984-），男，陕西西安人，西安电子科技大学博士生，主要研究方向为无线网络安全、路由协议及网络仿真等。



马建峰（1963-），男，陕西西安人，西安电子科技大学计算机学院院长、博士生导师，主要研究方向为信息与无线网络安全和密码学。



田有亮（1982-），男，贵州盘县人，博士，贵州大学副教授，主要研究方向为博弈论、安全协议分析等。



马卓（1980-），男，陕西西安人，博士，西安电子科技大学副教授，主要研究方向为无线网络安全、安全协议的形式化分析与设计理论及方法和可信计算理论与技术。