

doi:10.11835/j.issn.1000-582X.2014.08.017

限制 TTL 的 PREQ 广播风暴抑制方案

游 波, 牟荣增, 阎跃鹏

(中国科学院 微电子研究所电子系统总体技术研究室, 北京 100029)

摘 要: 在使用混合无线网状网协议(hybrid wireless mesh protocol, HWMP)的 IEEE802.11s 树状网络中, 子节点之间通过洪泛 PREQ(path request)来维护路由, 会带来严重的 PREQ 广播风暴问题。为了解决这个问题提出了一种限制 TTL(time to live)的 PREQ 广播风暴抑制方案。该方案设计了一种子节点分级策略: 利用 HWMP 的表驱动路由, 根据子节点到根节点的路由跳数将子节点分级, 并在网络中同步等级信息。源节点在发送 PREQ 时不再使用 HWMP 默认的 TTL, 而是将 PREQ 的 TTL 设置为源节点与目的节点的等级和。理论分析和实验结果表明, 该方案限制了 PREQ 的传输距离, 在节点位置固定的静态树状网络中, 当源节点与目的节点的等级和不大时该方案在路由开销、回路时延、丢包率和吞吐量上的性能表现都优于 HWMP。

关键词: 路由协议; 树状网络; 广播风暴; 混合无线网状网协议; 生存时间; 路由请求

中图分类号: TP393.02

文献标志码: A

文章编号: 1000-582X(2014)08-119-08

A TTL limited scheme to reduce PREQs broadcast storm

YOU Bo, MU Rongzeng, YAN Yuepeng

(Department of Electronic System Technology, Institute of Microelectronics of
Chinese Academy of Sciences, Beijing 100029, China)

Abstract: In the tree network of IEEE802.11s using HWMP (hybrid wireless mesh protocol) as its routing protocol, PREQs (path requests) are simply flooded for maintaining the routes between leaf nodes, which causes PREQs broadcast storm problem. This paper proposes a TTL limited scheme to solve the problem. The scheme designs a method to grade the leaf nodes. With the help of table-driven routing in HWMP, the leaf nodes are divided into different grades according to their hop counts to the root node and the grade information is synchronized in the network. The source node no longer uses the default TTL in HWMP when sending PREQ, instead, it sets the TTL of the PREQ to the sum of its own grade and the destination node's grade. Theoretical analysis and experimental results show that the scheme limits the delivery distance of PREQs and outperforms HWMP at overhead, loop delay, package loss rate and throughput in static tree network if the sum of the source node's grade and the destination node's grade is not large.

Key words: routing protocol; tree network; broadcast storm; HWMP; TTL; PREQ

收稿日期: 2013-12-15

基金项目: 国家高技术研究发展计划(“863”计划)资助项目(2011AA040102); 国家科技重大专项(2010ZX03006-003-02)

作者简介: 游波(1983-), 男, 博士研究生, 研究方向为无线 Mesh 网络、无线路由、802.11s 和无线通信, (E-mail) youbo198376@163.com。

阎跃鹏(联系人), 男, 研究员, 博士生导师, 研究方向为电子电路、移动通信和无线网络, (Tel) 010-82995749; (E-mail) yanyuepeng@ime.ac.cn。

现有的路由协议一般采用洪泛法来维护路由,简化了节点对管理信息的处理,提供了管理信息的全网覆盖。但是洪泛法会导致严重的信息冗余、信号碰撞和信道争抢等问题,称为广播风暴问题^[1-2]。IEEE802.11s^[3]树状网络将 HWMP^[4]作为其典型路由协议,根节点与子节点之间通过洪泛 RANN(root announcement)来维护路由,子节点之间通过洪泛 PREQ 来维护路由^[5]。对于根节点与子节点之间的路由维护来说,由于根节点需要周期性刷新与所有子节点的路由,所以洪泛 RANN 是有必要的。对于子节点之间的路由维护来说,源节点仅需要发现到目的节点的可用路由,所以保证 PREQ 到达目的节点即可,洪泛 PREQ 是没有必要的。此时洪泛 PREQ 会增加网络负担,降低网络性能,引发 PREQ 广播风暴。

如何解决洪泛法引起的广播风暴问题一直是学术界研究的热点。现有的研究成果主要基于 MANET (mobile ad-hoc network),传统的思路有 2 种:减小节点的转发概率^[6-7];限制广播信息的传输范围^[8-9]。进一步考虑了无线网络中节点的能量有效性^[10-11]。近几年也有少量基于 WMN(wireless mesh network)的研究成果:文献[12]较全面地在基于 IEEE802.11s 的 WMN 中对几种常用广播算法进行了测试和比较;文献[13]在 DSR 协议的基础上采用距离门限和冲突门限抑制路由风暴和减小冲突;文献[14-15]利用多模多信道技术对 WMN 中的广播风暴提出了抑制方案。但是,无论是基于 MANET 还是 WMN 的研究都仅针对网状网络,缺少针对树状网络的研究。

针对使用 HWMP 的 IEEE802.11s 树状网络提出了一种限制 TTL 的 PREQ 广播风暴抑制方案。该方案利用 HWMP 表驱动路由设计了一种子节点分级策略:根据子节点到根节点的路由跳数将子节点分为不同等级。根据分级策略提供的等级信息,源节点在寻路时将 PREQ 的 TTL 设置为自己与目的节点的等级和,在保证 PREQ 可以到达目的节点的同时限制其广播范围。该方案可以有效地抑制树状网络中子节点之间通信时的 PREQ 广播风暴,节省网络资源。

1 HWMP 的工作机制

HWMP 是由 AODV(ad hoc on demand distance vector)发展而来的混合式路由协议,完全在二层完成路由工作。HWMP 在树状网络中同时提供了表驱动路由和按需路由:

1)表驱动路由:维护根节点与子节点之间的路由。HWMP 周期性洪泛 RANN 以触发 PREQ 与 PREP (path reply)的交换过程,更新路由信息。

2)按需路由:维护子节点之间的路由。HWMP 分以下 2 种情况处理:

①需要传输数据且无可用路由时,源节点洪泛 PREQ,目的节点收到 PREQ 后单播回复 PREP,路由建立。

②当两节点之间持续有数据通信时,源节点周期性洪泛 PREQ,目的节点收到 PREQ 后单播回复 PREP,路由刷新。

除上述机制外,HWMP 还提供了路由快速建立机制:源节点广播的 PREQ 被某一节点收到,若该节点拥有到目的节点的可用路由,则源节点与目的节点之间的路由可迅速建立,该节点称为中间节点。

2 限制 PREQ 的 TTL

2.1 子节点分级策略

为了方便分析,假设网络中有 1 个根节点与 N 个子节点,并作如下定义:

1)节点 A 与节点 B 的距离:节点 A 与节点 B 之间的路由跳数。由于 HWMP 建立对称路由,节点 A 与节点 B 的距离和节点 B 与节点 A 的距离是相等的,记为 $D(A, B)$ 。

2)子节点等级:子节点与根节点的距离。

2.1.1 子节点等级表

由子节点等级的定义可知,子节点等级与路由紧密相关。在 HWMP 的表驱动路由中,由于根节点周期性刷新与所有子节点的路由,所以将根节点选作子节点等级信息的提供者。根节点将路由表中每一路由项的目的地址 MAC 地址和跳数取出,组织成为子节点等级表(以下简称等级表)。完整的等级表共有 N 项,对应网络中全部 N 个子节点的等级信息。每一项称作一组等级元素,由 2 个域组成:MAC 地址域和等级域,分

别存储子节点 MAC 地址和相应等级,记为 R (MAC 地址,等级)。等级表的刷新周期与根节点路由表的更新周期一致,网络中所有节点都需要同步等级表。

2.1.2 等级表的同步

等级表在网络内的同步是该分级策略的关键,需要解决 2 个问题:等级信息的传播和等级信息的处理。

1) 等级信息的传播

由于等级表随根节点路由表变化,而根节点路由表又随 RANN 的发送周期性更新,所以采用 RANN 作为等级信息的传播载体是合适且简单的,既不会改变 HWMP 表驱动路由的周期性维护机制,也不会引入新的管理帧。为了携带等级信息,将 RANN 的信息元素按图 1 进行扩展。

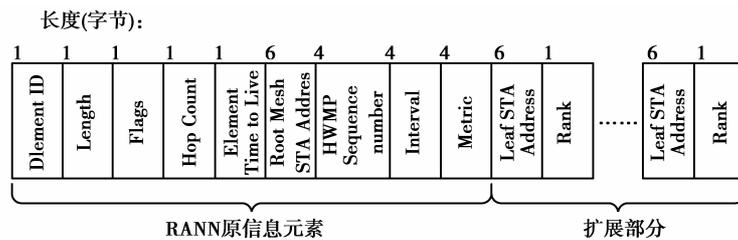


图 1 RANN 信息元素的扩展

扩展部分中,Leaf STA Address 域装载子节点 MAC 地址,Rank 域装载相应等级,2 个域共 7 个字节对应一组等级元素。

2) 等级信息的处理

根节点和子节点对等级信息的处理不同:

①根节点:负责等级信息的产生,维护与提供。等级表初始化为空。在每次完成路由表更新后,由路由表生成等级表。将该等级表与上一次完成路由表更新后生成的等级表做比较,将发生变化及新增的等级元素填入将要发送的 RANN 中。若某子节点(MAC 地址为 Addr)的路由项由于无效被删除,则根节点在 RANN 中填入等级元素 $R(\text{Addr}, 255)$,并删除等级表中的相应项。

②子节点:等级信息的被动接收者。等级表初始化为空。在接收到 RANN 后,提取 RANN 中携带的所有等级元素,并以此为依据更新等级表。若某一组等级元素的等级为 255,则删除等级表中的相应项。

2.2 PREQ 的 TTL 计算

子节点分级策略保证网络中所有节点同步包含全部子节点等级信息的等级表。当子节点之间需要维护路由时,源节点将自己与目的节点的等级之和填入 PREQ 的 TTL 域中,再广播该 PREQ。这样,PREQ 的传输距离被限制为源节点与目的节点的等级之和,不仅减小了 PREQ 的广播范围,同时保证了 PREQ 能够到达目的节点,以便尽可能多地发现可用路由。此时最佳路由应由 HWMP 从所有可用路由中选择。

3 性能分析

3.1 路由开销分析

路由开销分析针对的是维护路由的管理帧。在 HWMP 中,相关的管理帧有 PREQ、PREP 与 RANN 3 种。考虑到 PREP 是单播帧,数量相对 PREQ 和 RANN 来说极少,所以在计算路由开销时忽略 PREP,仅考虑 PREQ 和 RANN。为使分析简单,认为路由开销是网络中 PREQ 和 RANN 的信息元素总字节数。

分析模型如图 2 所示,图中 R 为根节点, S 、 E 为 2 个子节

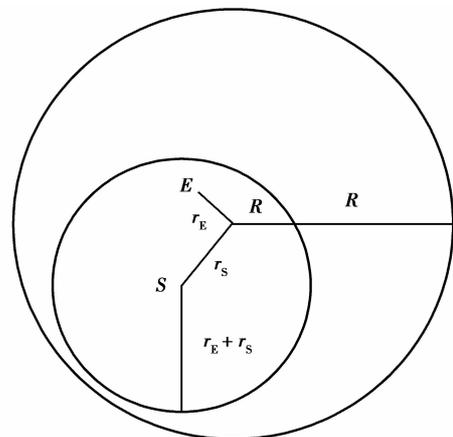


图 2 路由开销分析模型

点,其中 S 为源节点, E 为目的节点; R 为该网络的覆盖半径, r_s 为 S 的等级, r_E 为 E 的等级;网络中子节点总数为 N 。HWMP 规定 PREQ 的信息元素长度为 39 字节, RANN 的信息元素长度为 23 字节。经过文中方案扩展后 RANN 的信息元素长度为 $(23+7L)$ 字节,其中 L 为扩展部分的等级元素组数。以 1 次 RANN 发送周期作为单位时间,假设维持路由的 PREQ 发送周期与 RANN 相同,则单位时间内 R 广播 1 个 RANN, S 广播 1 个 PREQ。

3.1.1 HWMP 开销分析

HWMP 表驱动路由中 RANN 的 TTL 为网络直径(HWMP 规定该值为 255),保证 RANN 可以覆盖全网络;按需路由中 PREQ 的 TTL 也为网络直径。对于 RANN 来说,网络中的任一节点均会广播 1 次;对于 PREQ 来说,根节点与目的节点不会广播。所以,单位时间内 HWMP 的路由开销为

$$\text{Cost}_{\text{HWMP}} = 23(N+1) + 39(N-1). \quad (1)$$

3.1.2 文中方案开销分析

方案利用 RANN 同步等级信息,所以 RANN 的 TTL 仍然为网络直径以保证覆盖全网络;而 PREQ 的 TTL 为源节点与目的节点等级和,即 r_E+r_s ,此时 PREQ 的广播范围被限制为以 S 为圆心, r_E+r_s 为半径的圆。假设单位时间内等级发生变化的子节点个数为 X ,则式(2)表示单位时间内等级发生变化的子节点个数与网络中子节点总数的比值

$$\alpha = \frac{X}{N}, \quad (2)$$

式中: α 是样本空间为 $(0, 1/N, 2/N, 3/N, \dots, (N-1)/N, 1)$ 的随机变量,记其数学期望为 $\bar{\alpha}$, $\bar{\alpha}$ 取值范围为 $[0, 1]$ 。PREQ 广播范围内的子节点总数为 M ,单位时间内路由开销为

$$\text{Cost}_{\text{new}} = (23 + 7\bar{\alpha}N)(N+1) + 39(M-1). \quad (3)$$

3.1.3 开销对比分析

从式(1)、式(3)可得,文中方案相比 HWMP 减小的路由开销为

$$\text{Cost}_{\text{save}} = \text{Cost}_{\text{HWMP}} - \text{Cost}_{\text{new}} = [23(N+1) + 39(N-1)] - [(23 + 7\bar{\alpha}N)(N+1) + 39(M-1)], \quad (4)$$

化简式(4),可得

$$\text{Cost}_{\text{save}} = 39(N-M) - 7\bar{\alpha}N^2 - 7\bar{\alpha}N. \quad (5)$$

由 $\text{Cost}_{\text{save}}$ 的物理含义可知,当其大于 0 时,文中方案生效,减小了路由开销;当其等于 0 时,方案无效,路由开销与 HWMP 相同;当其小于 0 时,文中方案不仅无效,反而增大了路由开销。将式(5)变形,可得:

$$\text{Cost}_{\text{save}} \begin{cases} > 0, \frac{M}{N} < -\frac{7\bar{\alpha}(N+1)}{39} + 1; \\ = 0, \frac{M}{N} = -\frac{7\bar{\alpha}(N+1)}{39} + 1; \\ < 0, \frac{M}{N} > -\frac{7\bar{\alpha}(N+1)}{39} + 1. \end{cases} \quad (6)$$

式(6)给出了文中方案生效的 M/N 临界值,称为生效阈值, M/N 的物理含义是 PREQ 广播范围内的子节点总数占全网络子节点总数的比例。方案的生效条件为 M/N 小于生效阈值,该值由 $\bar{\alpha}$ 与 N 决定。

表 1 是 N 为 100 且 $\bar{\alpha}$ 分别为 1%、2%、4% 时,不同 M 值对应的路由开销。由表 1 可知, $\bar{\alpha}$ 的增大会削弱方案的效果,当 $\bar{\alpha}=4\%$ 时甚至可能增大路由开销。由此推断,当 $\bar{\alpha}$ 进一步增大时,会带来负面的效果。所以,文中方案只适用于节点位置固定的静态树状网络,在这种网络中子节点与根节点之间的路由比较稳定,子节点等级变化的概率较小。另外, M 值越小路由开销越少,广播风暴抑制效果越好。这是因为较小的 M 值对应较小的 PREQ 广播范围,更多的 PREQ 冗余广播得到了抑制。当 M 值增大时,PREQ 广播范围增大,路由开销也随之增大,广播风暴抑制效果减弱。一旦 M 值的增大导致 M/N 超过生效阈值,则不能抑制广播风暴。此时的生效阈值如表 2 所示。

表 1 不同 M 值对应的路由开销(N=100)

$\bar{\alpha}$	1%			2%			4%		
	M	20	40	60	20	40	60	20	40
M/N/%	20	40	60	20	40	60	20	40	60
Cost _{HWMP} (Bytes)	6 184	6 184	6 184	6 184	6 184	6 184	6 184	6 184	6 184
Cost _{new} (Bytes)	3 771	4 551	5 331	4 478	5 258	6 038	5 892	6 672	7 452
Cost _{save} (Bytes)	2 413	1 633	853	1 706	926	146	292	-488	-1 268
节省百分比/%	39.0	26.4	13.8	27.6	14.7	2.4	4.7	-7.9	-20.5

表 2 生效阈值(N=100)

$\bar{\alpha}$	1%	2%	4%
生效阈值(M/N)/%	81.9	63.7	27.5
对应 M	81	63	27

假设图 3 所示分析模型中节点均匀分布,密度为 ρ ,则生效阈值为

$$\frac{M}{N} = \frac{\rho\pi(r_E + r_S)^2}{\rho\pi R^2} = -\frac{7\bar{\alpha}(\rho\pi R^2 + 1)}{39} + 1. \tag{7}$$

源节点与目的节点等级和满足以下条件时文中方案生效:

$$r_E + r_S < R\sqrt{-\frac{7\bar{\alpha}(\rho\pi R^2 + 1)}{39} + 1}. \tag{8}$$

3.2 其他性能分析

在树状网络中,根节点始终拥有到所有子节点的可用路由,所以根节点可以作为中间节点利用 HWMP 的路由快速建立机制为子节点对建立路由。考虑这样一种方案:源节点将 PREQ 的 TTL 设置为自己到根节点的跳数,这样完全利用根节点作为中间节点建立路由。此时一定存在 1 条可用路由:源节点 \leftrightarrow 根节点 \leftrightarrow 目的节点。这种方案的路由开销比文中方案更少,但是会极大地增加根节点的工作负担,而且可能无法找到最佳路由。所以,文中方案在节省路由开销和发现最佳路由之间进行了折中,在尽可能减小路由开销的基础上增大了最佳路由的发现几率,而且不会增加根节点的负担。

文中方案只需要节点存储一张子节点等级表,而且该表的每一表项长度仅为 7 字节,即使在拥有 100 个子节点的网络中总表长也不过 700 字节,这一般不会对 WMN 设备造成存储负担。另外,不会引入新的管理帧;等级信息的同步只出现在子节点等级发生变化时,且只需传输发生变化的等级信息。所以对于静态网络来说,同步等级信息占用的网络带宽是极少的。

4 实验对比

4.1 实验环境

实验网络为 5×5 的矩形网络,如图 3 所示。图中 R 为根节点,其余节点为子节点。网络中所有节点采用相同的硬件平台:基于 S3C2440 的 ARM 开发板,无线网卡芯片为 rt2573,物理层配置为 802.11 b/g 混合模式,

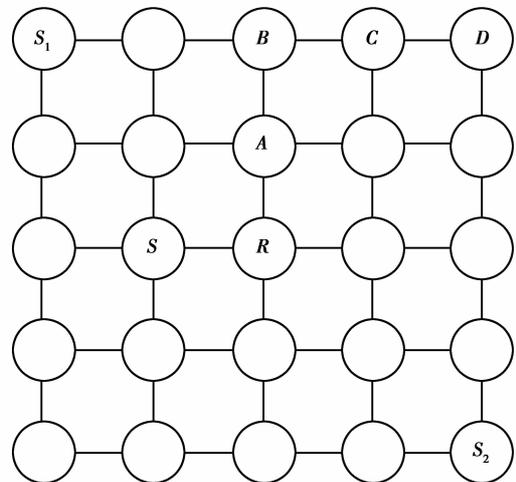


图 3 5×5 矩形实验网络

工作在 2.4 GHz。天线增益为 3 dBi,通过一个 26 dB 的衰减器与无线网卡相连,这意味着在发送节点与接收节点之间加入了 52 dB 的信号衰减,节点之间的通信距离缩小至 2 m 以内。该网络布置在空旷的室内环境中,节点位置固定,无线环境不受控。

节点运行嵌入式 Linux 操作系统,采用 2 套内核进行对比实验:1 套为 Linux 2.6.39.1,该内核支持 IEEE802.11s,完整地实现了 HWMP;另 1 套为文中方案在 Linux 2.6.39.1 内核中的实现。设置 HWMP 的 RANN 发送周期与 PREQ 的路由维护周期一致,其他参数均为内核默认值。

4.2 实验指标及方法

1) α 平均值: α 若干次测量值的算术平均值,表征了网络中子节点等级的稳定度。根节点每 4 s 记录 1 次路由表,计算 α ;总测试时间为 20 min,计算 α 的平均值。

2) 网络路由开销: S 作为源节点分别与 A、B、C、D 4 个目的节点通信时网络中 RANN 和 PREQ 的信息元素总字节数。通信数据由 ping 产生,利用 Wireshark 对帧进行捕捉并统计,测试时间为 20 s。

3) 网络吞吐量: S 作为源节点分别与 A、B、C、D 4 个目的节点通信时 S_1 与 S_2 之间的吞吐量,单位为 kbps。通信数据由 ping 产生,吞吐量由 iperf 的 UDP 负载进行测试,测试时间为 20 s。

4) 回路时延: S 作为源节点分别与 A、B、C、D 4 个目的节点通信时 S_1 与 S_2 之间的回路时延,单位为 ms,利用 ping 进行测试,测试时间为 20 s。

5) 丢包率: S 作为源节点分别与 A、B、C、D 4 个目的节点通信时 S_1 与 S_2 之间的丢包率,利用 ping 进行测试,测试时间为 20 s。

上述所有实验中的 ping 参数均采用默认设置。

4.3 实验结果及分析

在图 3 所示的网络中, α 平均值为 1.4%,说明网络在该环境中路由非常稳定,子节点的等级很少发生变化,应用文中方案是合适的。表 3 是文中方案与 HWMP 的路由开销对比。由理论分析可知,HWMP 的开销应该是一个固定值,但是由于 Wireshark 抓包时可能漏掉一些数据,所以导致表 3 中 HWMP 开销不同。由表 3 可知,方案对 4 组实验中的 3 组生效,减小路由开销的幅度最高达到 37.9%。当目的节点为 A 时节省路由开销最多,随着目的节点改变为 B、C、D,节省百分比逐渐减小。这是因为随着目的节点的改变, S 与目的节点的等级和增大,PREQ 的 TTL 增大,其广播范围也随之增大。逐渐增大的广播范围导致更多节点转发 PREQ,削弱了文中方案的效果。即便如此,当目的节点为 C 时,仍然能够节省 5.4% 的路由开销。当目的节点为 D 时,方案失效,路由开销甚至超过了 HWMP,由于此时 S 与 D 的等级和过大,M/N 超过了生效阈值。

表 3 网络中的路由开销对比

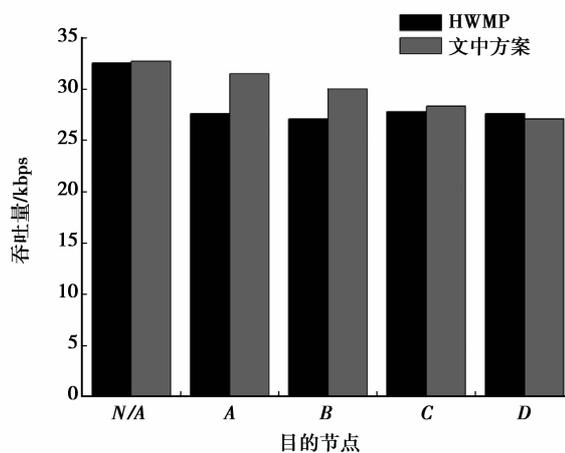
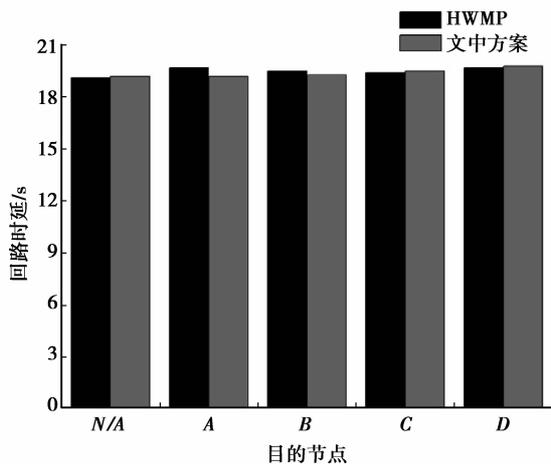
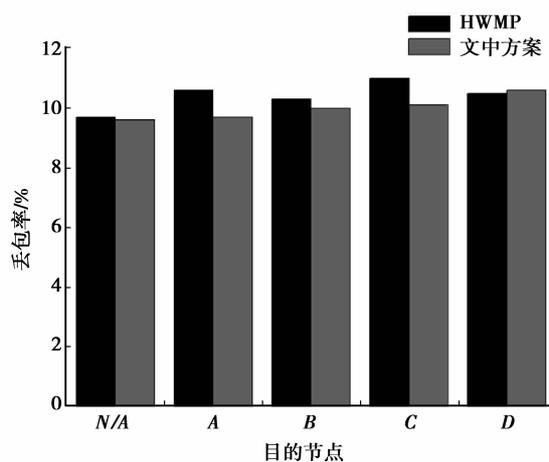
目的节点	A	B	C	D
HWMP 开销/Bytes	7 360	7 282	7 321	7 236
文中方案开销/Bytes	4 568	5 887	6 924	7 535
节省开销/Bytes	2 792	1 395	195	-299
节省百分比/%	37.9	19.1	5.4	-4.1

图 4 是文中方案与 HWMP 的吞吐量对比。当网络空载时,两者吞吐量几乎是一致的(图中横坐标 N/A 项)。当 S 发起通信后,HWMP 的吞吐量下降了约 15%,且不论 S 与哪个节点通信,其吞吐量几乎保持不变。当目的节点为 A、B、C 时,文中方案相对 HWMP 吞吐量提高了 1.8%~12.4%,这是因为方案限制了 PREQ 的广播范围,降低了冗余 PREQ 的数量,为有效通信节约了网络带宽。虽然当目的节点为 D 时吞吐量有所下降,但是平均 4 组实验来看,文中方案提高了约 5.8% 的网络吞吐量。

图 5 是文中方案与 HWMP 的回路时延对比。由于实验网络的限制,不论采用文中方案还是 HWMP, S_1 与 S_2 之间的路由跳数固定为 8 跳,所以回路时延都在 19 ms 左右。进一步分析可以看到,当目的节点为 A

和 B 时,文中方案的回路时延小于 HWMP。此时方案的路由开销小于 HWMP,所以文中方案可以找到更加空闲的通信路径,这意味着数据传输的排队时延更小,信号碰撞的几率也 smaller。当目的节点为 C 时,文中方案的回路时延略大于 HWMP。这一现象与理论不符合,原因可能是此时方案的回路时延相比 HWMP 减小的幅度很小,同时无线环境的不确定性导致回路时延的测试结果出现小幅波动。当目的节点为 D 时,文中方案的回路时延略大于 HWMP,这与理论是相符合的。

图 6 是文中方案与 HWMP 的丢包率对比。可以看到,当 S 发起通信后,HWMP 的丢包率比空载时增加了 1% 左右,此时网络中增加的 PREQ 覆盖了全网络,降低了所有可能通信路径的质量。目的节点为 A 、 B 、 C 时,文中方案的丢包率均低于 HWMP,这是因为网络中增加的 PREQ 帧受到 TTL 的限制,仅覆盖了部分网络,而未被 PREQ 覆盖的网络节点能够提供更好的通信质量。

图 4 S_1 与 S_2 之间的吞吐量图 5 S_1 与 S_2 之间的回路时延图 6 S_1 与 S_2 之间的丢包率

文献[8]也是通过限制 TTL 来抑制广播风暴,其主要思想是利用当前可用路由的跳数来猜测 PREQ 的 TTL,并通过中间节点不断缩小 PREQ 的广播范围。其方案有 2 个问题:因为 TTL 是猜测值,可能需要尝试不同的 TTL 才能找到路由;在源节点没有可用路由的情况下,其方案失效。通过测试得出,当目的节点分别为 A 、 B 、 C 和 D 时,其方案相比 HWMP 节省的路由开销百分比分别为 27.6%、12.7%、1.5% 和 1%。通过与表 3 比较可以看出,虽然当目的节点为 D 时,文中方案逊于其他方案,但当目的节点为 A 、 B 、 C 时方案的路由开销更低。综上所述,相比文献[8],文中方案不仅可以保证找到可用路由,并且在源节点与目的节点等级和较小时更加有效。

5 结 论

针对在使用 HWMP 的 IEEE802.11s 树状网络中子节点之间维护路由时引发的 PREQ 广播风暴问题提出了一种限制 TTL 的广播风暴抑制方案。该方案设计了一种基于 HWMP 表驱动路由的子节点分级策略,并利用子节点等级信息计算 PREQ 的 TTL,限制了 PREQ 的广播范围,减小了网络中的冗余 PREQ 数量,节省了网络资源。分析与实验证明,在节点位置固定的静态树状网络中,当源节点与目的节点等级和较小时

该方案拥有比 HWMP 更好的性能表现。未来的工作是通过大量的测试样本统计 α 可能满足的随机分布,并以此为依据进一步分析文中方案的适用性。

参考文献:

- [1] Leu S, Chang R S. Simple algorithm for solving broadcast storm in mobile ad hoc network[J]. IET Communications, 2011, 5(16): 2356-2363.
- [2] Gao X M, Zhang X M, Shi D, et al. An efficient heuristic gossiping mechanism in ad hoc routing[C] // Proceedings of 2007 2nd International Conference on Communications and Networking in China, August 22-24, 2007, Shanghai, China. Piscataway: IEEE Press, 2008: 978-982.
- [3] IEEE LAN/MAN Standards Committee 802.11s-2010. IEEE P802.11s™/D5.0-2010 IEEE draft standard for information technology-telecommunications and information exchange between systems-local and metropolitan area networks-specific requirements-part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications; amendment 10: mesh networking [S]. New York, IEEE Computer Society, 2010.
- [4] 杨凯, 马建峰. 混合无线网状网路由协议[J]. 通信学报, 2009, 30(11A): 133-139.
YANG Kai, MA Jianfeng. Hybrid wireless mesh protocol[J]. Journal on Communications, 2009, 30(11A): 133-139.
- [5] Carrano C C, Magalhaes L C S, Sssde D C M, et al. IEEE 802.11s multihop MAC: a tutorial[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2011, 13(1): 52-67.
- [6] Punnagai N, Ayarpadi K, Leena C, et al. Simulation of broadcasting algorithm using neighbor information in mobile ad hoc networks[C] // Proceedings of International Conference on Sustainable Energy and Intelligent Systems, July 20-22, 2011, Chennai, India. Piscataway: IEEE Press, 2011: 908-912.
- [7] Xue B, Ren P Y, Feng J. A limited broadcast algorithm (LBA)[C] // Proceedings of 2009 the 5th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, September 24-26, 2009, Beijing, China. Piscataway: IEEE Press, 2009: 1-5.
- [8] Jang H C, Hung C C. Direction based routing strategy to reduce broadcast storm in MANET[C] // Proceedings of 2010 International Computer Symposium, December 16-18, 2010, Tainan, Taiwan. Piscataway: IEEE Press, 2010: 445-450.
- [9] Zou F F, Zhang X M, Wang E B, et al. A localization routing discovery mechanism for mobile ad hoc networks[C] // Proceedings of 2008 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, October 12-14, 2008, Dalian, China. Piscataway: IEEE Press, 2008: 1-4.
- [10] Lu X L, Wang H X, Sun Y N. Energy efficient cross layer design for broadcast in ad hoc wireless networks[C] // Proceedings of 2007 International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, September 21-25, 2007, Shanghai, China. Piscataway: IEEE Press, 2007: 1604-1607.
- [11] Si J B, Li Z, Liu Z J, et al. Energy efficient cooperative broadcasting in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Communications, 2009, 5(10): 2844-2855.
- [12] Lin Y D, Chang S L, Tao S H, et al. Realizing and benchmarking broadcast algorithms in wireless mesh networks[J]. Computer Communications, 2011, 34(10): 1169-1181.
- [13] Chen L J. Research on routing protocol applied to wireless mesh networks[C] // Proceedings of 2010 International Conference on Communications and Mobile Computing, April 12-14, 2010, Shenzhen, China. Piscataway: IEEE Press, 2010: 512-516.
- [14] Kim C, Ko Y B, Vaidya N H. Link-state routing without broadcast storming for multichannel mesh networks[J]. Computer Networks, 2010, 54(2): 330-340.
- [15] Lee Y, Cho K, Kwon T, et al. A robust flooding algorithm in multi-radio multi-channel wireless mesh networks[C] // Proceedings of 2010 IEEE International Symposium on World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks, June 14-17, 2010, Montreal, QC, Canada. Piscataway: IEEE Press, 2010: 1-6.