

# 基于跨层设计的 MANET 能量约束路由方案

靳 辉, 刘洛琨

JIN Hui, LIU Luo-kun

解放军信息工程大学 信息工程学院 通信工程系, 郑州 450002

Dept. of Comm. Eng., Institute of Information Engineering, PLA Information Engineering University, Zhengzhou 450002, China

E-mail: yihui1981@126.com

JIN Hui, LIU Luo-kun. Cross-layer design based energy-constrained routing scheme for MANET. *Computer Engineering and Applications*, 2008, 44(2): 160-162.

**Abstract:** Low dissipated-energy design has become a major challenge to MANET research and development activities. In this paper, the author proposes an energy-constrained routing algorithm based on cross-layer design. Using MAC-originated information, the new routing scheme selects routes according to the total sending times in the process of packets delivery, in order to enhance packets-sending fraction, reduce the energy consumption caused by competition and retransmission, and optimize network's performance. The feasibility of energy-constrained routing scheme is estimated by simulation with AODV routing protocol.

**Key words:** cross-layer design; energy; MANET; route

**摘 要:** 低功耗设计是 MANET (Mobile Ad Hoc Network) 研究中面临的一个挑战性问题。根据跨层设计思想, 提出了一种基于能量约束的 MANET 路由算法。利用 MAC 层反馈信息, 以分组交付所需的发送次数作为选路标准, 提高分组发送的成功率, 减少竞争和重传造成的功耗, 从而优化网络性能。并具体结合 AODV 路由协议, 通过仿真分析对该方案的可行性进行了评估。

**关键词:** 跨层设计; 能量; MANET; 路由

**文章编号:** 1002-8331(2008)02-0160-03 **文献标识码:** A **中图分类号:** TP393.1

## 1 前言

MANET 是一种由无线移动节点组成的多跳、自组织、能量有限的分布式网络系统。由于无线收发装置的供电能力有限, 通过各种节能机制尽量减少节点的能量消耗, 可以延长节点的工作时间和网络的整体寿命。MANET 中的节能问题涉及到网络的各个层次, 每一层都可以根据自身的特点和功能设计不同的节能策略, 而跨层设计则可以对各层的能量消耗进行联合优化。目前绝大多数物理层节能机制都已实现, MANET 中进一步节能的关键在于无线协议栈的高层。文献[1]中基于媒体接入控制的网络性能研究表明: 利用跨层设计方法, 根据低层信息对网络层的路由机制进行调整可以获得良好的节能效果。根据这一设计思想, 本文针对 MANET 提出一种基于能量约束的跨层路由方案。利用 MAC 层反馈信息进行路由选择, 最小化分组交付所需的发送次数, 从而降低网络功耗, 提升网络性能。

## 2 MANET 跨层设计方法

在 MANET 的跨层设计中, 通过跨层的信息交互实现协议栈的信息共享。在信息共享的基础上, 根据跨层自适应机制的要求, 对传统协议栈各层的自适应功能进行改造, 最终生成了跨层的自适应协议栈。跨层自适应协议栈通过对系统资源的自适应配置优化系统性能, 使系统能够以全局方式适应网络状况

和应用需求的变化。

各层的自适应机制首先基于自身参数变化的时间粒度进行自适应调节, 尽量补偿本层的动态变化。如果本地自适应调节不能解决问题, 则需要同其他层交互信息来共同适应这种变化, 也就是所谓的跨层自适应。

协议栈的信息共享是跨层自适应的基础。协议栈各层之间的信息交互方式主要有以下几种:

(1) 利用分组头信息。将跨层信息编码后加入到额外的分组头中进行传递, 这是一种简单的带内信令方式, 不需要专门的内部信息协议。显示阻塞/丢失通知 (ECN) 机制中就采用了这种信息交互方式。

(2) 利用 ICMP (互联网控制信息协议) 消息。

ICMP 报文可以产生于任何低层并终止于某个高层, 可以携带信息通过选定的层而不必包含所有层。与分组头方式相比, 这种方法较为灵活。

(3) 利用信息池进行跨层交互。文献[2]中, 利用移动节点的周期更新机制, 从协议栈各层中提取出需要交互的信息, 将其分别存储于高端和低端两个信息池中, 各层通过访问信息池获取所需的跨层信息。

(4) 利用跨层信令管道 (CLSP)。文献[3]中介绍了 CLSP 跨层交互模型。CLSP 在协议栈中针对不同类型的跨层信息设置了多条不同的信令管道。

### 3 能量约束路由选择机制

传统分层设计中的路由协议是在网络层中独立设计的,单一的基于最小跳数进行路由判决,没有考虑分组的传输功耗和网络的拥塞状况。文献[4]中的研究表明,由于无线信道的快速时变性和媒体接入控制机制的影响,使得最小跳数路由度量往往不能构造出性能理想的路径,而且有可能导致灰区(gray-zone)效应。

MANET 中节点的大部分能量被用于收发各种分组,大量分组的重传会引起不必要的功耗,且有可能产生很大的传输时延。引起分组重传的原因主要有三个方面:无线信道固有的传输误码;分组的传输碰撞;节点移动引起的链路中断。因此在不影响网络功能的前提下,最大限度地减少各种分组的发送次数(包括重传次数)是降低网络功耗的一个重要途径。文献[5]中的研究表明,可以通过在网络层的路由算法中引入 MAC 层的相关信息来实现节能和基于节点能量的公平性。

基于以上分析,本文提出一种以网络层为功能主体的跨层自适应机制——能量约束路由选择机制。根据 MAC 层提供的分组发送信息,结合网络层的路由跳数,对一条路径上数据分组的传输功耗进行估计,并以此为依据进行路由选择。定义路径  $r$  的路由度量为:

$$metric_r = hops + \sum_{i=1}^N (n_{rts_i} + n_{pkt_i})$$

其中,  $hops$  是路由跳数,  $N$  是路径  $r$  上中间节点的个数,  $n_{rts_i}$  是第  $i$  个中间节点在发送路由分组之前,为了竞争信道而发送的 RTS 分组的个数,  $n_{pkt_i}$  是第  $i$  个中间节点上路由分组的重传次数。相应的路由选择机制为:

$$r = \min_R metric$$

即路由选择的任务就是从可选路由集  $R$  中选出分组发送次数最小的路径  $r$ 。

分布式基本无线媒介访问控制(DFWMAC)是具有分布式协调功能的 IEEE 802.11 MAC 协议。该协议的基础是载波侦听多址访问与碰撞回避(CSMA/CA)协议。CSMA/CA 在 CSMA 中结合使用握手协议,发送节点经过与接收节点的 RTS/CTS 分组交互后发送数据分组,接收节点收到数据分组后用 ACK 分组对发送节点作出应答。其他移动节点旁听到 RTS 或 CTS 分组则推迟其发送。如果一个节点已经发送了一个 RTS 分组或数据分组,却没有接收到 CTS 或 ACK 应答分组,那么该节点经过一段时间的退避后重新初始化发送。因此成功发送一个数据分组所需要的发送次数(包括 RTS 分组、数据分组的重发次数)反映了信道竞争的激烈程度和局部网络的拥塞状况。能量约束路由选择机制通过合理选路,避开拥塞区域,提高分组发送的成功率,最小化竞争和重传功耗,从而延长节点寿命,提高网络吞吐量。

### 4 基于能量约束的跨层路由算法

本文以 AODV 协议为例来说明能量约束路由选择机制的具体实现。

(1)利用 RREQ 分组和 RREP 分组的扩展头

传递跨层信息。RREQ 和 RREP 消息采用扩展控制格式,在消息数据之后添加一个长度为 32 bit 的扩展头,其中类型域的长度为 8 bit,长度域的长度为 8 bit,数据域的长度为 16 bit。MAC 层协议将成功发送一个 RREQ 分组或 RREP 分组所需的

发送次数累加后写入到 RREQ 或 RREP 分组扩展头的数据域中。AODV 协议从接收到的 RREQ 或 RREP 分组的扩展头中获取所需信息。

(2)在 IEEE 802.11 MAC 协议中引入信息反馈机制。当发送的数据分组是 RREQ 或 RREP 消息时,每次发送 RTS 分组或重发数据分组之前,MAC 协议将该分组扩展头中的数据信息读出,加 1 后重新写入,直到该分组被成功发送或被丢弃。

(3)调整 AODV 协议中的路由更新功能。

在 AODV 协议中,一个节点接收到一个 RREQ 分组后,首先通过查询其已接收广播分组记录,确定自己至少在最近的 PATH\_DISCOVERY\_TIME 时间内没有接收到具有相同源节点地址和路由请求 ID 的 RREQ 分组,然后再进行下一步操作,否则会直接将该分组丢弃掉,不作任何处理。在后续操作中,该节点利用接收到的 RREQ 分组更新路由表中到达该 RREQ 分组的反向路由。如果路由表中没有该反向路由,则直接利用 RREQ 分组提供的信息建立一条反向路由;否则,进行如下操作:

```
if(RREQ 源节点序号>反向路由目的节点序号 ||
(RREQ 源节点序号=反向路由目的节点序号 &&
RREQ 的跳数 < 反向路由的跳数)){
利用 RREQ 分组信息更新反向路由;
}
```

在这里,对原 AODV 协议作如下两处修改:

(1)节点通过查询其接收广播分组记录,发现自己已经收到过该 RREQ 分组后,不是直接将该分组丢弃,而是先利用该分组中携带的 MAC 层反馈信息对路由表中的反向路由进行更新,然后再将该分组丢弃。

(2)如果路由表中已存在到达该 RREQ 分组的反向路由,进行如下操作:

```
if(RREQ 源节点序号>反向路由目的节点序号 ||
(RREQ 源节点序号=反向路由目的节点序号 &&
RREQ 的跳数+MAC 层反馈信息<metric0)){
利用 RREQ 分组信息更新反向路由;
}
```

其中,MAC 层反馈信息即 RREQ 分组扩展头中携带的跨层信息(路由分组交付所需的累计发送次数)。  $metric_0$  是路由表中反向路径的路由度量。

类似地,节点也会利用接收到 RREP 分组来更新路由表中到达 RREP 分组目的节点的路由条目,对其路由更新操作的修改与 RREQ 中相同。

## 5 仿真评估

### 5.1 仿真模型

采用 ns-2.28 扩展版仿真器。MAC 层由 IEEE 802.11 DCF 来实现。电台模型具有商用无限接口 Lucent 公司的 WaveLAN 特性,将 WaveLAN 模拟为共享媒介的电台,工作频段 914 MHz,标称比特率 2 Mb/s,传输距离 250 m,发射功耗 0.66 W,接收功耗 0.395 W,信号功率 0.281 8 W。

仿真实现的 AODV 路由协议基本符合协议规范<sup>[9]</sup>。AODV 维护一个容量为 64 的分组发送缓存器,为了防止无限期的缓存分组,数据分组在发送缓存器中等待 30 s 后仍未发送则被丢弃。路由层发送的所有分组(包括数据分组和路由分组)均在接口队列中排队等待,直到 MAC 层能够发送它们时为止。接口

队列的容量为 50 个分组,按照优先级队列进行维护。路由分组的优先级高于数据分组,每个优先级按照 FIFO 顺序处理。

移动模型是随机点模型(Random Waypoint Model),仿真网络在一个 1 500 m×300 m 的矩形区域内,节点数目为 50。每个节点按照随机选定的移动速度(均匀分布在 0 km/h~20 km/h 之间)从一个随机位置出发朝着一个随机目的节点移动,暂停时间为 0。

通信模型是连续比特速率(CBR)通信源。在网络中随机选择源节点和目的节点对。源节点数目为 20,同时可实现的最大连接数为 30。数据分组长度为 512 B。每对源节点与目的节点的分组发送速率可变,用于改变网络的负载。每次仿真运行 500 s,仿真结果图中的每个数据节点代表在完全相同的通信模型、随机产生的不同移动方案下仿真 5 次得到的平均值。

### 5.2 仿真结果及性能评估

为了综合考量跨层路由方案的可行性,在网络负载可变条件下,对以下 4 个重要指标参数进行仿真评估。

(1)网络的吞吐量。通过改变源节点的分组发送速率,逐渐增大网络负载,直到吞吐量饱和为止。这里的吞吐量指各个数据源节点的目的节点的综合接收吞吐量。仿真结果如图 1 所示,相应的分组交付率(Packet Delivery Ratio,目的节点接收到的数据分组数量与 CBR 源节点产生的数据分组数量之比)如图 2 所示。由图可见,能量约束 AODV 的吞吐量在所提供的负载没有达到饱和值 250 kb/s 之前是不断递增的,而原 AODV 在负载达到 200 kb/s 时即开始饱和。网络负载较低时,两种路由度量下的网络吞吐量相差不大,但随着网络负载的不断增加,局部的网络拥塞逐渐加剧,能量约束 AODV 通过合理选路,避开了竞争和冲突激烈的区域,在一定程度上缓解了拥塞的加剧;通过减少分组的发送次数,降低了网络功耗,延长了节点的使用寿命,从而提高了网络的吞吐量。

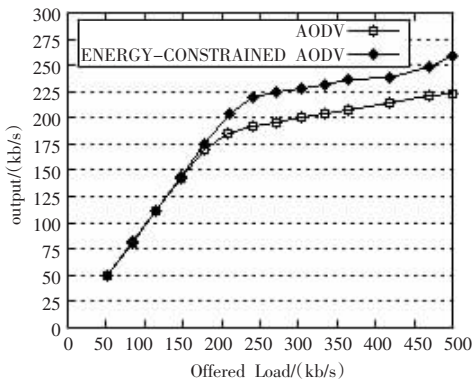


图 1 网络吞吐量

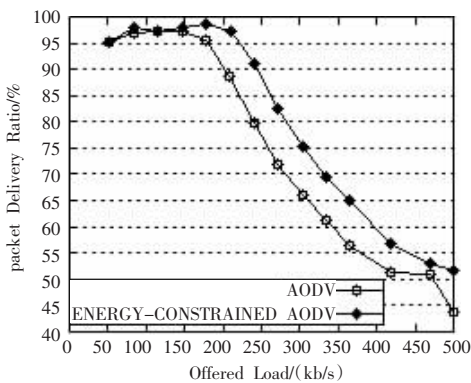


图 2 分组交付率

(2)数据分组的平均耗能(Average Dissipated Energy)。将一个数据分组成功交付到目的节点所需的平均能量为:

$$E = \frac{(\sum n_{send_i} \cdot l_i) \cdot txpr + (\sum n_{recv_i} \cdot l_i) \cdot rxpr}{DataRate \cdot n_{AGTrecv}}$$

其中,  $n_{send_i}$  代表发送的特定分组的数量,包括数据分组、路由分组(RREQ、RREP、RERR、HELLO)和 RTS/CTS 控制分组。 $l_i$  是特定分组的长度,  $n_{recv_i}$  是接收到的特定分组的数量,  $txpr$ 、 $rxpr$  是发送功耗和接收功耗,  $DataRate$  是数据速率,  $n_{AGTrecv}$  是应用层接收到的数据分组的总量。仿真结果如图 3 所示,随着网络负载的不断增大,能量约束 AODV 的节能效果逐渐显现出来。当网络负载达到饱和值 250 kb/s 时,相应的分组交付率为 90%,单个数据分组平均节能 1.25 mJ,占耗能总量的 10%。网络负载为 360 kb/s 时,相应的分组交付率为 65%,单个数据分组的平均节能达到 15%。

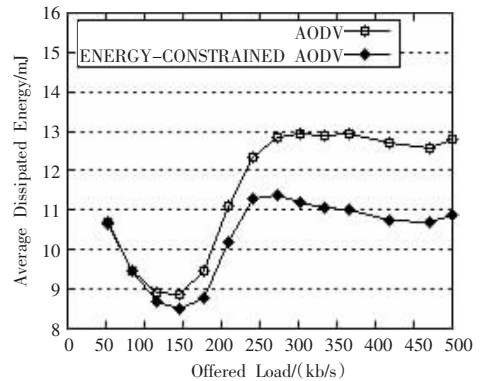


图 3 数据分组的平均耗能

(3)路由载荷(Routing Load)。

不同网络负载下,路由分组的综合发送速率为:

$$Routing\_Load = \frac{\sum n_{send_i} \cdot l_i}{sim\_time}$$

其中,  $n_{send_i}$  是网络层发送的特定路由分组数量,包括 RREQ、RREP、RERR、HELLO 四种分组,  $l_i$  是相应分组的长度,单位为 bit,  $sim\_time$  是仿真时间,仿真结果如图 4 所示。由于 RREQ、RREP 消息采用了扩展控制格式进行跨层信息交互,使得分组长度变大,能量约束 AODV 的路由载荷略大于原 AODV 协议。但是考虑到该方案对吞吐量和数据分组平均耗能等网络性能指标的改善,这种取舍依然是可取的。

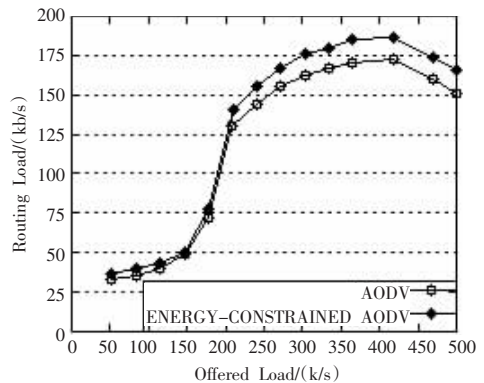


图 4 路由载荷