

一种基于辅助路由的拥塞自适应协议

刘桂开¹, 王洪江², 韦 岗²

- (1. 湖南科技大学计算机科学与工程学院, 湖南 湘潭 411201;
2. 华南理工大学电子与信息学院, 广东 广州 510640)

摘要: 针对现有多跳无线自组网路由协议以被动方式对拥塞进行处理, 有可能导致更多的分组丢失、更长的时延和更大的网络开销问题, 提出了一种基于辅助路由的拥塞自适应协议 (congestion adaptive protocol based on aided-routing, CAPAR)。该协议以主动方式对拥塞进行处理, 采取建立辅助路由的方法对发送给拥塞节点的业务流量进行分流, 主动避免拥塞的发生, 克服了以被动方式对拥塞进行处理所带来的不利影响。给出了 CAPAR 协议的建立过程, 证明了 CAPAR 协议的正确性, 并对其路由存储代价和路由更新代价进行了分析。结果表明, 与其他按需路由协议相比, CAPAR 减少了重新建立路由所带来的开销和时延, 其路由更新代价明显降低。

关键词: 自组织网络; 路由协议; 辅助路由; 拥塞自适应

中图分类号: TN 92

文献标志码: A

DOI: 10.3969/j.issn.1001-506X.2010.05.041

Congestion adaptive protocol based on aided-routing for multi-hop wireless Ad hoc networks

LIU Gui-kai¹, WANG Hong-jiang², WEI Gang²

- (1. School of Computer Science and Engineering, Hunan Univ. of Science and Technology, Xiangtan 411201, China;

2. School of Electronic and Information Engineering, South China Univ. of Technology, Guangzhou 510640, China)

Abstract: In existing routing protocols for multi-hop wireless Ad hoc networks, congestion is taken into consideration only after congestion has happened, and this passive manner may result in more packets loss, longer delay and more overhead. This paper proposes a congestion adaptive protocol based on aided-routing (CAPAR) for multi-hop wireless Ad hoc networks. CAPAR deals with congestion in an active manner by establishing aided-routing and shunts the traffic which is sent to the potential congestion node. Therefore, CAPAR can avoid congestion actively and overcome the disadvantageous influences caused by dealing with congestion in passive manner. This paper also proves the correctness of CAPAR and analyzes its routing storage overhead and routing updating overhead. The results show that CAPAR reduces the overhead and delay of reconstructing routing and its routing updating overhead is obviously alleviated compared with other on-demand routing protocols.

Keywords: Ad hoc network; routing protocol; aided-routing; congestion adaptive

0 引言

多跳无线自组网, 又称多跳无线 Ad hoc 网络 (multi-hop wireless Ad hoc networks), 是由多个移动节点组成的多跳无线网络。这种网络不依赖于任何特定的网络基础设施, 具有无中心、自组织、自修复、组网灵活且低成本、覆盖范围广、节点可移动等特点, 能实现快速自动组网。另外,

多跳和中间节点的转发特性可以在不降低网络覆盖范围的前提下减少每个终端的发射功率, 从而降低了天线和相关发射/接收部件的设计难度和成本。这些特点使多跳无线自组网可以广泛地应用于战场通信指挥与控制、警察与医疗部门的抢险救灾、传感器网络、教育培训等众多领域, 其战略意义非常重要。

在多跳无线自组网中每个节点不仅能移动, 而且都兼

收稿日期: 2008-11-25; 修回日期: 2009-04-16。

基金项目: 国家高技术研究发展计划 (863 计划) (2007AA01Z210) 资助课题

作者简介: 刘桂开 (1969-), 男, 高级工程师, 博士, 主要研究方向为无线 Ad hoc 网络和无线 Mesh 网络。E-mail: guikailiu@gmail.com

有路由器和主机两种功能,能完成发现和维持到其他节点的路由,以多跳路由的方式动态地保持与其他节点的联系。多跳路由面临的挑战主要来自于无线自组网动态变化的网络拓扑结构、有限的带宽、不断变化的链路容量、能量受限以及有限的物理安全性。为了支持多跳路由,在目前的多跳无线自组网研究中,已提出了许多路由协议,按照发现路由的策略可以将这些路由协议分为先应式路由协议和按需路由协议两大类。在先应式路由协议中,网络节点通过周期性交互路由信息得到所有其他节点的路由,如 DSDV^[1]、LANMAR^[2]、OLSR^[3]、TBRPF^[4]等都是先应式路由协议。按需路由协议中,节点只查找和维护自己需要使用的路由,而不是到所有其他节点的路由,如 DSR^[5]、AODV^[6]、TORA^[7]、ABR^[8]等都是按需路由协议。对比两类路由协议,先应式路由中节点之间要不断地交互路由信息,会占用大量的网络带宽,而且交换的这些路由中有许多路由信息可能并不需要,这些无用信息浪费了有限的网络资源。因此,先应式路由方法不太适合多跳无线自组网的特性。按需路由较好地解决了这些问题,节点之间不需要周期性地交互路由信息,节点只在需要某个路由时才进行查找和维护。所以,一般认为按需路由方式比较适合于多跳无线自组网。

在多跳无线自组网中,节点的移动、信道差错和网络拥塞都有可能引起分组的丢失,但是网络拥塞是造成分组丢失的主要原因之一^[9],会对网络的性能和业务的质量造成严重影响。但现有的多跳无线自组网路由协议,如上述的按需路由协议,都没有考虑如何避免拥塞,即不是拥塞自适应的,它们只能在拥塞发生以后通过拥塞控制机制检测到拥塞的发生,以反应式的方式被动地对拥塞进行处理,这种在拥塞发生后对拥塞进行处理的方式会造成:① 更长的时延,因为拥塞控制机制检测到拥塞的发生需要时间,如果拥塞严重,需要重新建立路由时就会花费更长的时间;② 更多的分组丢失,因为拥塞发生以后,已经造成了分组的丢失,拥塞控制机制起作用以后就会试图减轻网络的流量负载,有可能引起更多的分组丢失;③ 更多的开销,一方面分组丢失后需要重传,另一方面,重新路由时需要发现和选择路由;④ 如果拥塞发生以后,处理不及时或者不恰当,有可能严重影响无线自组网的寿命或造成网络崩溃,如拥塞节点的能量很快耗尽。特别是对一些具有高业务量传输的无线自组网更容易出现拥塞而导致上述问题的出现,如支持视频业务的无线超宽带网络,因此,对于多跳无线自组网,其多跳路由协议不仅应该感知到拥塞的发生,而且需要对可能发生的拥塞自适应地进行处理,通过监测网络的状态,以主动的方式实现业务的分流,从而避免拥塞的发生、减少拥塞带来的不利影响。

本文针对多跳无线自组网的特点和应用需求,提出一种基于辅助路由的拥塞自适应协议(congestion adaptive protocol based on aided-routing, CAPAR),不仅可以通过

监测网络发现有可能发生的拥塞,而且以主动的方式对拥塞进行处理,通过建立辅助路由对发往拥塞节点的业务进行分流,避免拥塞的发生,克服现有多跳无线自组网路由协议所存在的不足。

1 CAPAR 定义和消息结构

CAPAR 协议由网络监测过程、基本路由建立过程、辅助路由建立过程、业务分流过程和路由维护过程等 5 个过程组成。在介绍拥塞自适应协议之前,首先定义本文使用的相关术语和消息结构。

拥塞节点:指拥塞程度达到某一规定级别的节点。

上游相邻节点:在基本路由上相邻的两个节点,靠近源节点的节点称为另一个节点的上游相邻节点。文中“所述的上游节点”一般是指拥塞节点的上游节点。

BRREQ(basic route request):基本路由请求消息,由基本路由源节点向目的节点广播,发起基本路由建立过程。BRREQ 的内容包括消息类型、目的节点 ID、目的节点序列号、源节点 ID、源节点序列号、所经过的节点序列等。

BRREP(basic route reply):基本路由应答消息,由基本路由目的节点沿 BRREQ 的反向路径向源节点发送。BRREP 的内容包括消息类型、目的节点 ID、目的节点序列号、源节点 ID 等。

ARREQ(aided route request):辅助路由请求消息,由拥塞节点的上游相邻节点向下游的非拥塞节点发送,发起辅助路由的建立。ARREQ 的内容包括消息类型、辅助路由目的节点 ID、辅助路由目的节点序列号、辅助路由源节点 ID、辅助路由源节点序列号和 TTL (time-to-live)等。

ARREP(aided route reply):辅助路由应答消息,目的节点通过此消息利用已有的路由信息建立辅助路由,或是 ARREQ 的目的节点的应答消息。ARREP 的内容包括消息类型、目的节点 ID、目的节点序列号、源节点 ID、路由经过的节点序列等。

CSI(congestion status indication):拥塞状态指示消息,发生拥塞的节点通过此消息向基本路由目的节点或上游相邻节点通告自己的拥塞状态。CSI 消息的内容包括消息类型、接收节点 ID、发送节点 ID、拥塞状态等。

ARCN(aided route create notification):辅助路由建立通知消息,基本路由目的节点在不能利用已有路由信息建立辅助路由的情况下,通知拥塞节点上游相邻节点建立辅助路由。ARCN 的内容包括消息类型、接收节点 ID、发送节点 ID、拥塞节点 ID、非拥塞节点序列等。

ARSN(aided route status notification):辅助路由状态通知消息,所述的上游相邻节点向拥塞节点通告辅助路由状态。ARSN 消息的内容包括消息类型、接收节点 ID、发送节点 ID、辅助路由状态(状态包括建立、无法建立、删除)等。

BRERR(basic route error):基本路由出错消息,基本

路由失效链路或失效节点的上游节点通过此消息通告基本路由由出错情况。BRERR 的内容包括消息类型、不可达的目的节点 ID、不可达的目的节点序列号、经过的节点序列等。

ARERR(aided route error): 辅助路由出错消息, 发现辅助路由失效的节点通告辅助路由由出错情况。ARERR 的内容包括消息类型、接收节点 ID、发送节点 ID、不可达的节点 ID、不可达的节点个数等。

2 CAPAR 协议

2.1 网络监测过程

网络监测过程是指在源节点和目的节点之间的基本路由建立以后, 对基本路由的中间节点的拥塞状态进行监测。当发送给一个节点的业务流量超过这个节点的处理能力时, 这个节点就会成为拥塞节点, 判断一个节点的拥塞程度可以有不同的衡量参数或者是多个衡量参数的组合, 这些参数包括链路带宽、丢包率、平均队列长度、MAC 层延迟值、存储空间、缓冲区溢出量、重传分组的数量、分组的平均时延、分组时延的标准差等等。为了区分拥塞的不同程度, 给衡量参数规定 $N(N$ 为自然数) 个阈值 $L_i(i=1, 2, \dots, N)$, 当参数达到 L_i 时, 称节点处于第 i 级拥塞状态, i 越大表示拥塞越严重。

例 1 取节点的平均队列长度作为衡量拥塞程度的参数, 且 N 取 3, 即规定三个阈值分别为 $L_1=25\%$ 、 $L_2=50\%$ 、 $L_3=75\%$ 。于是, 当节点的平均队列长度达到最大队列长度的 25% 时, 称节点处于第 1 级拥塞状态; 当节点的平均队列长度达到最大队列长度的 50% 时, 称节点处于第 2 级拥塞状态; 当节点的平均队列长度达到最大队列长度的 75% 时, 称节点处于第 3 级拥塞状态。

2.2 基本路由建立过程

基本路由建立采用按需(on-demand)路由方式, 即只有当源节点需要向目的节点发送数据时才发起基本路由的建立。首先, 源节点向目的节点广播基本路由请求消息 BRREQ, 收到 BRREQ 的非拥塞中间节点根据 BRREQ 中的信息, 建立到源节点的路由, 并将自己的 ID 加入到 BRREQ 经过的节点序列中; 如果是拥塞节点收到 BRREQ, 将丢弃该消息。

如果非拥塞中间节点有到达目的节点的路由, 则通过该路由传送 BRREQ, 不再进行广播, 否则继续广播该 BRREQ 消息。目的节点收到 BRREQ 后, 比较收到的所有 BRREQ 消息, 选取一条最优的路由(最优的条件可以是跳数最少、或时延最小、或能量消耗最小、或稳定度最高、或其他可衡量的量化值等)作为基本路由。另外, 对于其他经过所选择基本路由由中间节点的路由, 目的节点将予以保留。

目的节点沿最优路由的反向路由向源节点回复基本路由由应答消息 BRREP, 收到 BRREP 的中间节点建立到目的节点的路由; 收到 BRREP 的源节点建立到目的节点的路由。基本路由建立流程如图 1 所示。

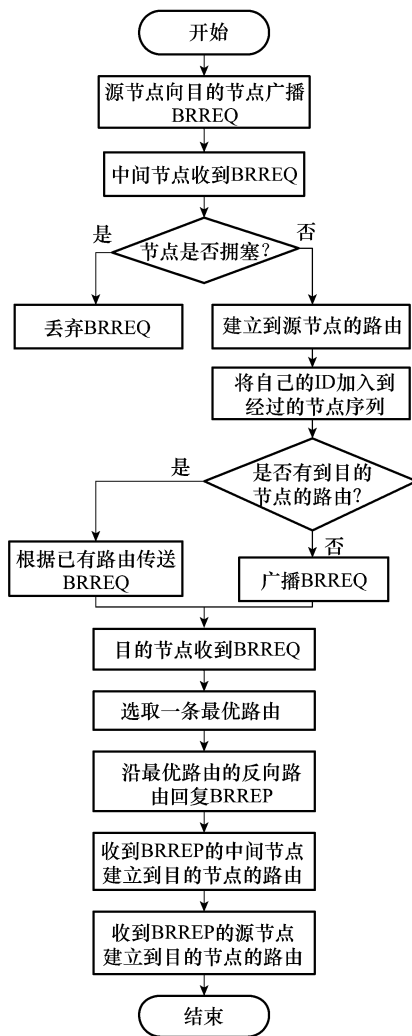


图 1 基本路由建立流程图

例 2 假设一个无线自组网由 16 个节点组成, 如图 2 所示, 节点之间的连线表示两个节点之间可以直接通信, 箭头表示源 S 和目的节点 R 之间建立起的基本路由 SABCDEFR。

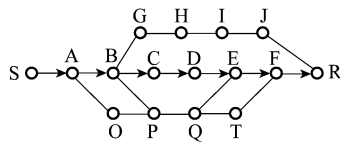


图 2 基本路由建立示意图

2.3 辅助路由建立过程

当基本路由的某个中间节点如 SABCDEFR 中的 C 的拥塞程度达到第 $I(I \in [1, N])$, 例如 $N=3, I$ 取 2) 级时, 触发辅助路由建立过程。

为了表述清晰, 采用流程图的方式说明辅助路由建立过程, 辅助路由的建立流程如图 3 所示。

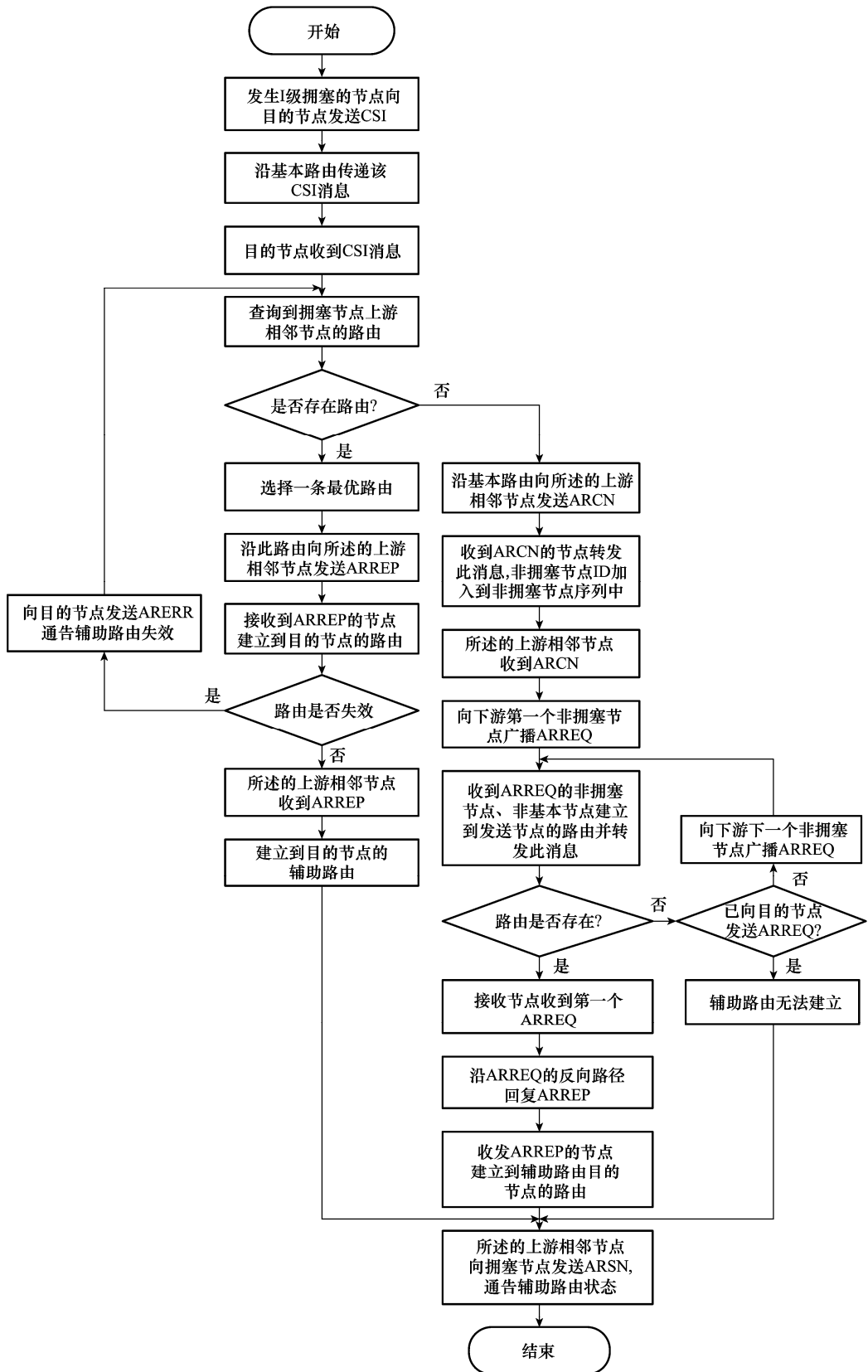


图 3 辅助路由建立流程图

目的节点收到 CSI 消息后,首先在自己保留的路由信息中查找是否有到拥塞节点的上游相邻节点的路由,如果有,选择一条最优的路由,沿此路由向该上游相邻节点发送辅助路由由应答消息 ARREP,所述的拥塞节点的上游相邻节点收到 ARREP 消息后,将建立自己到目的节点的辅助路由。

如果 ARREP 由于所选择的路由失效或节点拥塞无法传递到所述的上游相邻节点,发现路由失效的节点或拥塞节点将向目的节点发送辅助路由出错消息 ARERR,通知目的节点路由不可用,目的节点将重新选取一条最优的路由发送 ARREP。如果目的节点找不到除基本路由之外的路由到达所述的上游相邻节点,将通过基本路由向所述的上游相邻节点发送辅助路由建立通知消息 ARCN,通知其建立辅助路由。

所述的上游相邻节点收到 ARCN 消息后,将向下游第一个非拥塞节点广播辅助路由由请求消息 ARREQ,要求根据网络情况设置 ARREQ 的 TTL,如果基本路由由节点(辅助路由起点、终点除外)或拥塞节点收到 ARREQ 消息,将丢弃此消息;其他收到 ARREQ 消息的节点将建立到发送节点的路由并转发此消息;如果到下游第一个非拥塞节点路由在规定的时间内无法找到,将发起建立到下游第二个非拥塞节点的路由,如果仍然找不到,则继续查找,直到发起建立到基本路由目的节点的路由。

如果所述的上游相邻节点已经建立辅助路由或者在收到 ARCN 后无法建立辅助路由或辅助路由被删除,都将向下游相邻节点(即拥塞节点)发送辅助路由由状态通知消息 ARSN 通知其辅助路由的状态。下游相邻节点(即拥塞节点)根据收到的 ARSN 消息决定下一步操作;如果辅助路由由已经建立,它将周期性向上游相邻节点发送拥塞状态指示消息 CSI,告知自己当前的拥塞状态;如果辅助路由无法建立,它将不会再向上游相邻节点和基本路由由目的节点发送 CSI 消息,而是继续使用基本路由;如果原来的辅助路由由于失效被删除,它将等待上游相邻节点重新建立辅助路由;如果辅助路由由于拥塞解除而被删除,它将回到初始状态,即当发生拥塞时可以再次发起建立辅助路由。

图 2 中当 C 发生拥塞、H 失效时,R 查询不到建立辅助路由的信息,于是通知 B 建立辅助路由,B 建立的辅助路由由为 BPQE,如图 4 所示。

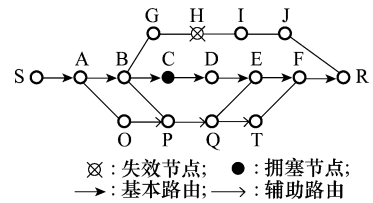


图 4 辅助路由由建立示意图

2.4 业务分流过程

业务分流过程是指在辅助路由由建立好以后,拥塞节点的上游相邻节点对发给拥塞节点的业务流量进行分流,即一部分流量经过基本路由由传递,另一部分流量经过辅助路由由传递。

业务分流是一个动态的过程,因为基本路由由节点和辅助路由由节点的拥塞状态是动态变化的。一方面,拥塞节点会周期性地向其上游相邻节点发送拥塞状态指示消息 CSI,报告自己的拥塞状态;另一方面,辅助路由由节点也会通过 CSI 消息向辅助路由由的源节点通告自己的拥塞状态,辅助路由由节点中拥塞程度最严重的节点代表了辅助路由由的拥塞状态。也就是说,执行分流的节点要根据基本路由由拥塞节点和辅助路由由的拥塞状态综合考虑业务分流的策略。

为了进行业务分流操作,关键是首先必须确定一个业务流量的分流原则,即根据基本路由由拥塞节点和辅助路由由的拥塞状态决定两条路由由分别承担的业务流量比例。例如,当基本路由由拥塞节点处于第 $I(I \in [1, N])$ 级拥塞、辅助路由由处于第 $J(J \in [1, N])$ 级拥塞时,基本路由由承担的流量比例为 $k(k \in [0, 1])$,那么辅助路由由承担的流量比例为 $1 - k$ 。然后,拥塞节点的上游相邻节点根据拥塞节点的拥塞状态、辅助路由由的拥塞状态和业务流量分流原则,对业务流量进行分流操作,实现业务流量的分流。

分流原则可以根据实际的网络环境和需求来进行确定。例 1 中,一种可能的分流原则如表 1 所示,基本路由由拥塞节点和辅助路由由均有 4 种状态:非拥塞状态、第 1 级拥塞状态、第 2 级拥塞状态和第 3 级拥塞状态。其中 k 表示基本路由由承担的流量比例, $1 - k$ 为辅助路由由承担的流量比例。 k 随着拥塞节点状态和辅助路由由状态的变化而动态调整,平衡两条路由由承担的流量比例。

表 1 一种可能的分流原则

基本路由由流量(k) 辅助路由由流量($1-k$)		辅助路由由状态			
		非拥塞	第 1 级拥塞	第 2 级拥塞	第 3 级拥塞
拥塞节点状态	非拥塞	$k = k + (1 - k) / 5$	$k = k + (1 - k) / 4$	$k = k + (1 - k) / 3$	$k = k + (1 - k) / 2$
	第 1 级拥塞	$k = k - (1 - k) / 4$	k 不变	$k = k + (1 - k) / 4$	$k = k + (1 - k) / 3$
	第 2 级拥塞	$k = k - (1 - k) / 3$	$k = k - (1 - k) / 4$	k 不变	$k = k + (1 - k) / 5$
	第 3 级拥塞	$k = k - (1 - k) / 2$	$k = k - (1 - k) / 3$	$k = k - (1 - k) / 5$	建立新的辅助路由由

2.5 路由由维护过程

路由由维护过程是指对已经建立的基本路由由和辅助路由由进行动态维护,当路由由出现失效链路或失效节点、或严重拥塞节点时采取相应的维护措施。

图 4 中,如果基本路由由的链路 DE 失效,失效链路的上游节点 D 将向沿基本路由由向源节点 S 方向发送基本路由由出错消息 BRERR。当一个节点收到 BRERR,首先判断自己是否有辅助路由由,且辅助路由由的目的节点不在 BRERR 所

经过的节点序列中。节点 B 的辅助路由由满足上述条件，于是将辅助路由由 BPQE 升级为基本路由，删除原来的基本路由 BCDE，这时从 S 到 R 的基本路由就变成了 SABPQEFR。如果基本路由失效的链路是 EF，而不是 DE，那么 B 的辅助路由是不满足条件的，因为辅助路由目的节点 E 在 BRERR 经过的节点序列中，所以 B 将继续转发 BRERR，最后源节点 S 会收到了 BRERR，于是 S 发起建立新的基本路由。

如果辅助路由的链路 PQ 或节点 Q 失效，上游节点 P 将沿辅助路由向辅助路由源节点 B 发送辅助路由出错消息 ARERR，辅助路由源节点 B 收到此消息后，会将辅助路由由 BPQE 删除，发起建立新的辅助路由。

如果基本路由的某个节点失效，有两种情况：

(1) 失效节点不是辅助路由的目的节点，如 D，或者即使是辅助路由的目的节点如 E，也不会影响选择其他的辅助路由(假设 A 有辅助路由 AOPQTF)作为基本路由，此时与基本路由某链路如 DE 失效时的处理相同；节点 E 失效时的路由维护过程如图 5 所示，节点 D 发送 BRERR，节点 Q 发送 ARERR，B 收到 ARERR 后将删除其辅助路由 BPQE，A 收到 BRERR 后将其辅助路由 AOPQTF 将升级为基本路由，如图 6 所示。

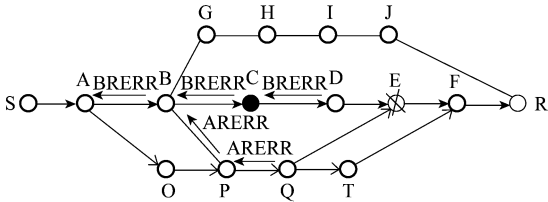


图 5 节点 E 失效时路由维护示意图

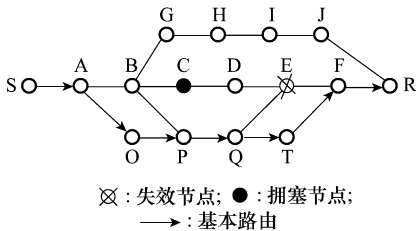


图 6 节点 A 的辅助路由升级为基本路由后的示意图

(2) 如果失效节点是节点 A 辅助路由的目的节点 F，显然 A 有可能选择它的辅助路由由 AOPQTF 作为基本路由，如果 A 先收到节点 T 发送的 ARERR，则它会删除该条辅助路由，对后来收到的由 E 发送的 BRERR 进行转发；如果 A 先收到由 E 发送的 BRERR，则会将其辅助路由 AOPQTF 升级为基本路由，但它很快就会收到由 T 发送的 ARERR，说明升级的路由出现了节点失效，于是它继续转发 BRERR。当基本路由的源节点 S 收到了 BRERR 后，重新发起建立新的基本路由。基本路由维护流程如图 7 所示。

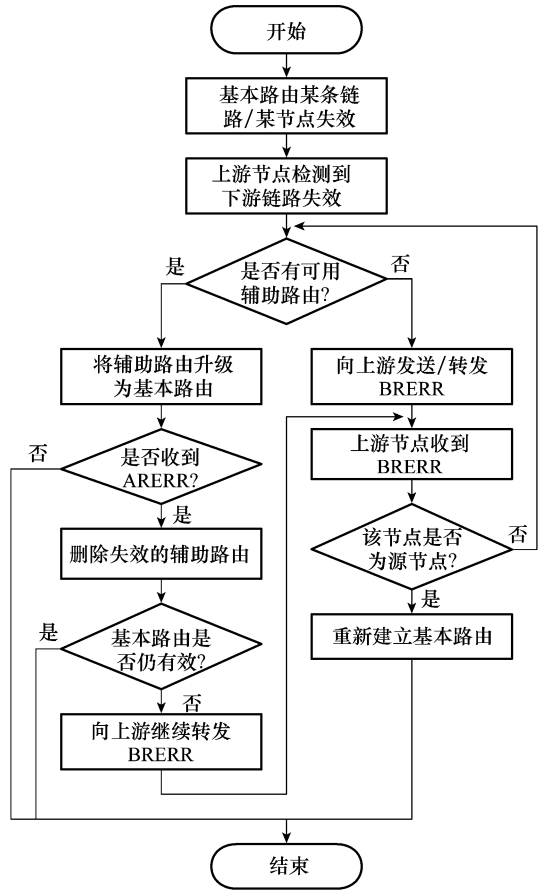


图 7 基本路由维护流程图

当基本路由拥塞节点 C 处于第 3 级拥塞状态(最严重的拥塞状态)的情况下，如果对应的辅助路由 BPQE 在规定的期限 $T(T > 0)$ 内也一直处于第 3 级拥塞状态，那么该条辅助路由 BPQE 将由其源节点 B 删除，B 重新发起建立新的辅助路由。

3 协议正确性与分析

3.1 正确性证明

无线 Ad hoc 网络按需路由协议一般包括路由发现和路由维护两个过程，因为 CAPAR 是按需路由协议，所以，CAPAR 也包括路由发现和路由维护这两个基本的过程。另一方面，CAPAR 具有拥塞自适应功能，引入了辅助路由，所以其路由维护过程与一般的按需路由协议有所不同。设无线 Ad hoc 网络 $G=(V, E)$ 是连通的， V 为网络的节点集合， E 为网络的无线链路集合。 E 中的链路均为双向链路，即对 $\forall v_1, v_2 \in V$ ，若 $(v_1, v_2) \in E$ ，则有 $(v_2, v_1) \in E$ ，并称 v_1, v_2 为相邻节点，它们之间可以直接通信。

定理 1 设无线 Ad hoc 网络 $G=(V, E)$ 是连通的，对 $\forall v_1, v_2 \in V$ ，如果 v_1 需要和 v_2 通信，则 v_1 可以通过 CAPAR 中的路由请求获得到达 v_2 的路由，记作： $Route(v_1, v_2)$ 。

证明 结论是显然的，因为 G 是连通的且 BRREQ 的

传递是广播方式,所以 v_2 一定可以收到 v_1 发送的 BRREQ; 又 E 中的链路均为双向链路,于是 v_1 可以收到 v_2 回复的 BRREP 而获取到达 v_2 的路由 $Route(v_1, v_2)$ 。

定理 2 设无线 Ad hoc 网络 $G=(V, E)$ 是连通的,对 $v_1, v_2 \in V, \exists e \in E \wedge e \in Route(v_1, v_2)$ 。如果 e 失效,则 CAPAR 的路由维护能够确保 $Route(v_1, v_2)$ 能够得到修复或者 v_1 一定能够得到 e 失效的消息。

证明 设 e 的上游节点为 v_u , 下游节点为 v_d , 当 e 发生失效时,因为 e 是双向链路时,所以, v_u, v_d 都能检测到 e 失效。

(1) 当 v_u 有到达 v_d 或其下游节点的辅助路由(记作: $R(v_u, v_x)$)时, v_u 将此辅助路由升级为基本路由,于是 $Route(v_1, v_2) = Route(v_1, v_u) + R(v_u, v_x) + Route(v_x, v_2)$ 而得到修复。

(2) 当 v_u 没有到达 v_d 或其下游节点的辅助路由时, v_u 向其上游节点 v_y 发送 BRERR 通知链路 e 失效。 v_y 收到 BRERR 后,如果有到达 v_d 或其下游节点的辅助路由(记作: $R(v_y, v_x)$)时,则不再转发 BRERR 且升级 $R(v_y, v_x)$ 为基本路由,于是 $Route(v_1, v_2) = Route(v_1, v_y) + R(v_y, v_x) + Route(v_x, v_2)$ 而得到修复。

(3) 如果 v_u 的上游节点没有到达 v_d 或其下游节点的辅助路由时,将继续转发 BRERR。当 v_u 的所有上游节点(即 v_1 与 v_u 之间的节点)都没有到达 v_d 或其下游节点的辅助路由时, v_1 将会收到 BRERR 而得知链路 e 失效,进而知道路由 $Route(v_1, v_2)$ 失效。

3.2 路由代价分析

路由代价包括路由存储代价和路由更新代价,其中路由存储代价是指路由表大小复杂度,路由更新代价指路由更新发生时所需消息数量的复杂度。设无线 Ad hoc 网络 $G=(V, E)$ 总共有 N 个节点,网络直径为 d ,进行通信的节点对数为 e ,下面分析 CAPAR 协议的路由存储代价和路由更新代价:

在存储代价方面,因为 CAPAR 协议包含基本路由和辅助路由,所以存储代价也包含这两部分路由的存储代价。首先基本路由的存储代价由进行通信的节点对数 e 决定,因此,基本路由的存储代价为 $O(e)$ 。另一方面,每一条辅助路由都是起源于基本路由,不过,当一个节点属于某条基本路由时,对于该条路由的辅助路由,它只可能作为起点或终点,作为起点就是它自己建立的那一条辅助路由,而作为终点时并不需要保存下一跳的路由信息,所以,当所有的基本路由都经过某个节点时,那么这个节点用于辅助路由的存储代价最大也为 $O(e)$,于是,对于该节点来说,总的存储代价为 $O(2e)$ 。如果假设有 i 条基本路由不经过某个节点(i 的取值为 0 到 e),则可以推算出,这个节点最大的路由的存储代价为 $O(2e + (d-2)i)$,因为 $d \geq 2$,可见当 i 取值 e 时存储代价最大,即当所有的基本路由都不经过某个节点时,才有可能出现存储代价最大的情形,为 $O(de)$ 。

在路由更新代价方面,因为 CAPAR 是面向拥塞处理的协议,所以在此暂且只考虑由于网络拥塞所引起的路由更新,事实上,当网络中没有拥塞发生时或者发生了拥塞无法建立辅助路由时,CAPAR 对路由更新的处理与其他协议如 AODV、DSR 等的处理方法是类似的。在 CAPAR 协议中,当某个节点的拥塞达到一定的程度时,将发送 CSI 消息给目的节点请求建立辅助路由。当目的节点有到达拥塞节点上游节点的路由时,将发送 ARREP 给所述的上游节点直接利用已有的路由作为辅助路由,这种情形下的路由建立代价为 $O(2d)$ 。如果目的节点没有到达拥塞节点上游节点的路由,将发送 ARCN 给所述的上游节点通知其建立辅助路由,如果设新建立的辅助路由长度为 x ,则这种情形下路由建立代价为 $O(2d+2x)$ 。因为辅助路由除了起点和终点外不会经过所属的基本路由,所以 $d+x < N$, 即有 $O(2d+2x) < O(2N)$ 。另外,当基本路由因为网络拥塞有节点或链路发生失效时,如果有辅助路由能够升级成为基本路由,将能够减少由于重新建立路由所带来的路由开销和时延。将 CAPAR 与按需路由协议 AODV、DSR 进行特征比较,如表 2 所示,结果表明,CAPAR 的路由更新代价明显降低。

表 2 AODV、DSR、CAPAR 协议的特征比较

	AODV	DSR	CAPAR
路由建立方式	按需	按需	按需
路由度量	最新最短路径	最短路径	最新最短路径
序号	使用	不使用	使用
路由环路	无	无	无
多条路径支持	不支持	支持	支持辅助路由
拥塞时路由存储代价	$O(e)$	$O(e)$	$O(de)$
拥塞时路由更新代价	$O(2N)$	$O(2N)$	$O(2d)$ 或 $O(2d+2x)$

4 结 论

CAPAR 协议的关键是建立辅助路由,有两种建立辅助路由的途径:一种是利用目的节点在建立基本路由时保留的路由信息;另一种是在目的节点找不到可以建立辅助路由的信息时,由拥塞节点的上游节点发起建立到拥塞节点下游节点的辅助路由,且限制辅助路由请求消息的传递范围。CAPAR 协议建立、维护辅助路由会有一定的开销,但不会带来很重的开销,因为建立辅助路由首先是利用目的节点在建立基本路由时获取的路由信息,只有在没有可用路由信息的情况下才重新建立辅助路由,而且辅助路由的建立限制在有限的范围内(通过 TTL 设置),另外,辅助路由在拥塞解除后即被删除。这些因素决定了辅助路由由开销远小于因为网络拥塞而需要重新建立整条路由时所需的开销。由于 CAPAR 协议能够主动对即将发生的拥塞进行处理,通过辅助路由的分流,减少流向有可能发生拥塞的节点的流量,因此,CAPAR 具有拥塞自适应能力,在一定程

度上避免了拥塞的发生。与以反应式的方式来处理拥塞的路由协议相比,CAPAR 协议能够减少网络拥塞的发生、降低分组丢失率。与此同时,通过将辅助路由升级为基本路由的一部分,降低了由于基本路由失效而需要重新建立路由时所带来的路由开销和时延。定理 1 和 2 分别保障了 CAPAR 协议路由发现过程和路由维护过程的正确性,与 AODV、DSR 相比,CAPAR 在路由更新方面具有更好的性能。

参考文献:

- [1] Perkins C E. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers [C]// *Proc. of ACM SIGCOMM*,1994;234-244.
- [2] Pei G, Gerla M, Hong X. LANMAR: landmark routing for large scale wireless Ad hoc networks with group mobility [C]// *Proc. of IEEE/ACM Workshop on Mobile Ad Hoc Networking & Computing*,2000;11-18.
- [3] Clausen T, Jacquet P. Optimized link state routing protocol (OLSR) [S/OL]. IETF Internet RFC3626, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626>.
- [4] Ogier R, Templin F, Lewis M. Topology broadcast based on reverse-path forwarding (TBRPF) [S/OL]. IETF Internet RFC3684, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3684>.
- [5] Johnson D, Hu Y, Maltz D. The dynamic source routing protocol (DSR) for mobile Ad hoc networks for IPv4 [S/OL]. IETF Internet RFC4728, <http://www.ietf.org/rfc/rfc4728>.
- [6] Perkins C E, Belding-Royer E M, Chakeres I. Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing [S/OL]. IETF Internet RFC3561, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3561>.
- [7] Park V, Corson S. Temporally-ordered routing algorithm (TORA) version 1 functional specification [EB/OL]. IETF Internet draft, <http://tools.ietf.org/id/draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt/>.
- [8] Toh C K. Associativity-based routing for Ad hoc mobile networks [J]. *Wireless Personal Communications*, 1997, 4(2): 103-139.
- [9] Lu Y, Wang W, Zhong Y, et al. Study of distance vector routing protocols for mobile Ad hoc networks [C]// *Proc. of IEEE International Conference Pervasive Computing and Communication (PerCom)*,2003;187-194.
- [10] Hong X Y, Xu K X, Gerla M. Scalable routing protocols for mobile Ad hoc networks [J]. *IEEE Network*, 2002,16(4):11-21.
- [11] and other synthesized artifacts as a set of constraints [C]// *AAAI Workshop on Representational Issues for Real-World Planning Systems*,2000.
- [12] (上接第 1000 页)
- [13] McGuinness D. Ontologies come of age [C]// *Spinning the Semantic Web: Bringing the World Wide Web to Its Full Potential*,2002;171-195.
- [14] Fowler III N, Cross S E, Owens C. The ARPA-Rome knowledge-based planning and scheduling initiative [C]// *IEEE Expert: Intelligent Systems and Their Applications*, 1995;4-9.
- [15] Cohen P, Schrag R, Jones E, et al. The DARPA high-performance knowledge bases project [J]. *AI Magazine*, 1998,19(4):25-49.
- [16] IET. Rapid knowledge formation program [EB/OL]. [2008-12-23]. <http://www.ietf.com/Projects/RKF/>
- [17] Joint publication 5-0, joint operation planning [EB/OL] [2008-12-23]. http://www.dtic.mil/doctrine/jel/new_pubs/jp5_0.pdf.
- [18] Polyak S, Tate A. Planning initiative shared planning and activity representation-SPAR; request for comments. Version 0.2 [EB/OL]. [2008-12-23]. <http://www.aiai.ed.ac.uk/~arpi/spar/spar-doc-02.html>.
- [19] Tate A. Towards a plan ontology [J]. *AIIA Newsletter*,1996,9(1):19-26.
- [20] Core plan representation (CPR) [EB/OL]. [2008-12-23]. <http://reliant.tekknowledge.com/CPR2/>
- [21] Pease A. CPR design [EB/OL]. [2008-12-23]. <http://reliant.tekknowledge.com/CPR2/Reports/CPRRFC4/Design.html>.
- [22] Pease A. The warplan: a method independent plan schema [C]// *Proc. of the AIPS, Workshop on Knowledge Engineering and Acquisition for Planning*,1998.
- [23] Tate A. Representing plans as a set of constraints—The <I-N-OVA> model [C]// *Proc. of the Third International Conference on Planning Systems*,1996.
- [24] Tate A. <I-N-OVA> and <I-N-CA>—representing plans
- [25] Tate A, Drabble B, Dalton J. O-Plan: a knowledge-based planner and its application to logistics [C]// *Advanced Planning Technology*, 1996.
- [26] Wickler G, Potter S, Tate A, et al. Planning and choosing: Augmenting HTN-based agents with mental attitudes [C]// *Proc. of the IEEE/WIC/ACM International Conference on Intelligent Agent Technology*, 2007;222-228.
- [27] Tate A. Roots of SPAR-shared planning and activity representation [C]// *The Knowledge Engineering Review, Special Issue on Ontologies*, Cambridge: Cambridge University Press,1998.
- [28] Polyak S, Tate A. Planning initiative: Shared planning and activity representation-SPAR version 0.2: Request for comments [EB/OL]. [2008-12-23]. <http://www.aiai.ed.ac.uk/~arpi/spar/spar-doc-02.html>.
- [29] Tecuci G, Boicu M, Marcu D, et al. Development and deployment of a disciple agent for center of gravity analysis [C]// *Proc. of the Fourteenth Innovative Applications of Artificial Intelligence Conference*, 2002;853-860.
- [30] Chalupsky H, MacGregor R. Ontologies, knowledge bases and knowledge management [R]. USC Information Sciences Institute,2002.
- [31] Valente A, Gil Y, Swartout W. INSPECT: A tool to evaluate air campaign plans [R]. University of California, Information Sciences Institute,2002.
- [32] Lenat D. CYC: A large-scale investment in knowledge infrastructure [J]. *Communications of the ACM*, 1995, 38(11):23-26.