

基于分布式实时信息的车载网络路由协议*

宋超¹, 刘明¹⁺, 龚海刚¹, 陈贵海², 王晓敏¹

¹(电子科技大学 计算机科学与工程学院, 四川 成都 610054)

²(计算机软件与新技术国家重点实验室(南京大学), 江苏 南京 210093)

Distributed Real-Time Information Based Routing Protocol in Vehicular Ad-Hoc Networks

SONG Chao¹, LIU Ming¹⁺, GONG Hai-Gang¹, CHEN Gui-Hai², WANG Xiao-Min¹

¹(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China)

²(State Key Laboratory for Novel Software Technology (Nanjing University), Nanjing 210093, China)

+ Corresponding author: E-mail: csmliu@uestc.edu.cn

Song C, Liu M, Gong HG, Chen GH, Wang XM. Distributed real-time information based routing protocol in vehicular ad-hoc networks. *Journal of Software*, 2011, 22(3): 466-480. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3808.htm>

Abstract: This paper proposes a Distributed Real-time Information based Routing Protocol in vehicular ad-hoc networks (DRIP). Based on the proposed Distributed Real-time Delay Evaluation Scheme (DRES), vehicles obtain the real-time information for the network status of each road, and according to the delay evaluation of each road, vehicles use DRIP for an effective data delivery. Compared with existing protocols, DRIP has the characters of being effective and having a low resource consumption rate. The simulation results indicate that DRIP performs well.

Key words: VANET (vehicular ad hoc network); DTN (delay-tolerant network); MANET (mobile ad hoc network)

摘要: 提出了一种基于分布式实时信息的车载自组织网络路由协议(distributed real-time information based routing protocol, 简称 DRIP)。网络中, 车辆基于提出的分布式实时路段延时估计机制(distributed real-time delay evaluation scheme, 简称 DRES)获取各路段网络状态的实时信息, 车辆根据对各路段网络延时的实时估计, 采用 DRIP 协议, 保证了数据的有效传递。与现有协议相比, DRIP 在最低限度消耗资源的情况下, 具有实时性和高效性的特点。通过仿真实验对比现有协议, 验证了 DRIP 在性能上的优越性。

关键词: 车载自组织网络; 延迟容忍网络; 移动自组织网络

中图法分类号: TP393 **文献标识码:** A

随着无线通信技术的迅速发展, 如今越来越多的汽车制造商为汽车安装了智能计算和无线通信设备以及

* 基金项目: 国家自然科学基金(60703114, 60673154, 60903158); 国家重点基础研究发展计划(973)(2006CB303000); 国家高技术研究发展计划(863)(2007AA01Z443); 国家教育部博士点基金(20070614008); 电子科技大学校青年基金(L08010601Jx0746, L08010601Jx0747)

收稿时间: 2009-09-24; 定稿时间: 2009-11-26

车载传感器和 GPS 系统,用于部署大规模的车载网络,以提供安全、有效、方便的驾驶.车载自组织网络简称车载网络(vehicular ad-hoc networks),采用基于 802.11 的 WLAN 技术,是一种新型的移动自组织网络,它是由在道路上的汽车之间(vehicle-to-vehicle,简称 V2V)以及汽车与基础设施间(vehicle-to-infrastructure,简称 V2I)的无线通信组成的自组织网络.在许多项目(CarTel^[1],VIC'S^[2],CarTALK^[3])和工业组织(CAR2CAR^[4])中已获得了相当的关注.IEEE 802.11p(wireless access in the vehicular environment,简称 WAVE)是由 802.11 标准所扩充的通信协定,802.11p 目前主要被用于车上用户与路边目标之间、汽车之间等的通信,例如用于收费站交费、汽车安全业务、通过汽车的电子商务等很多方面,美国政府正在高速公路周边全力推广这种技术用以建设新型热点.典型的 VAS(vehicular active safety)应用中,每辆车周期性地广播其 GPS 位置、速度、方向以及其他感应信息,如刹车状态、加速等等,以便其周围的车辆能够获得并估计是否有危险驾驶情况并提醒驾驶员注意.还有一些 VANET 应用中,用户可能会查询特定区域的交通情况,这些信息会通过多跳的方式在大范围车辆间传递.从网络角度来看,这种应用就涉及到有效信息的获取、交换、扩散和处理机制.

虽然现有的许多无线设施也能够实现前面谈到的这些服务,例如 3G,但是它的代价高,而且当路边基础设施(road-side unit,简称 RSU)受到破坏或者不存在的时候,就不能够提供这些服务了.特别是在灾害中,无线基础设施很可能被破坏,这种情况下,车载自组织网络就能够为用户提供交通、救助和撤离信息.2008 年 5 月 12 日下午 14 时 28 分,中国四川省汶川地区发生里氏 8.0 级强烈地震^[5].中国移动四川公司有 3 个交换机发生拥塞,有 2300 多个基站因断电、传输中断等原因退出服务^[6].由于地震突然,成都市居民纷纷开车出行避险,并在同一时间反复拨打手机,直接导致话务量剧增,是平时高峰期的近 10 倍,通信网络一度严重拥塞,手机接通率下降到日常平均值的一半左右.在基础设施受损、通信量急剧增加的情况下,原本基于基础设施的无线通信网络则难以满足,此时,车载自组织网络就能够为用户提供重要的交通、自救和避险信息,并能够满足整个城市的网络通信要求.因此,本文讨论的是基于车辆间通信(V2V)的车载自组织网络,而没有考虑车辆与路边基础设施间的通信(V2I).

车载自组织网络与传统的 MANET(mobile ad hoc network)不同的是,车辆具有高移动性,网络拓扑结构变化频繁,难以保证移动节点间持续稳定的连接.特别是在低车辆密度的情况下,汽车与其他车辆只能间歇性地连接.为了解决网络的这种间隙连通性并提高发送数据的递交率,研究人员^[7]提出了延迟容忍网络(delay-tolerant network,简称 DTN).文献[8]提出在 DTN 中采用称为 carry and forward 的路由方式,在这种方式下,节点会一直携带(carry)数据移动,直到与适合的节点相遇才转发(forward)数据.

本文针对车载网络中数据有效传递的问题,首先提出了一种分布式实时估计网络延时情况的机制(distributed real-time delay evaluation scheme,简称 DRES),包括了网络延时数据获取、车辆间交换数据和网络中各路段延时估计的计算.然后,基于 DRES 提出了 DRIP 路由协议(distributed real-time information based routing protocol),该协议采用 carry and forward 方式.实验结果显示,在车载自组织网络中,DRIP 协议在最低限度消耗资源的情况下,具有实时性和高效性的特点.

本文第 1 节对相关工作进行说明.第 2 节介绍分布式实时估计延时机制(DES).第 3 节给出 DRIP 协议的详细设计.第 4 节进行模拟验证.最后总结全文.

1 相关工作

车载自组织网络的一个重要应用场景是在没有连接 Internet 的情况下,移动车辆可以通过车载自组织网络查询数公里外的信息,例如文献[9]提出的城市中查询停车场信息的问题.文献[10]中,作者介绍汽车可以将感应的数据发送到数公里外的汇聚节点,汽车也可能会查询数公里外的信息,如加油站、饭馆等.因此,这种应用下的大规模车载自组织网络中就需要多跳的路由算法,并提出了在车载网络中利用在路口的静止节点辅助的路由协议(static-node assisted adaptive data dissemination protocol for vehicular networks,简称 SADV).Sormani 等人在文献[11]中以高速路上发生的交通事故为例,说明为了避免危险情况的发生,事故消息须立刻传递到 3 个地方,分别是:(1) 最近的警察局和急救中心;(2) 通知高速路附近的车辆前方有事故,注意减速避让;(3) 通知最近的

高速路入口处.这些都是需要多跳的路由协议.

许多研究提出了不同的路由协议应用于车载自组织网络.传统 Ad Hoc 网络的路由协议(如 AODV^[12], DSR^[13])假设节点之间能够建立起端到端的连接,否则数据包将会被丢失.Karp 和 Kung 在文献[14]中提出了基于地理位置转发数据的方式(greedy perimeter stateless routing,简称 GPSR).文献[15]针对城市和高速路环境下车辆间通信,提出了一种基于连接的路由协议(connectivity-aware routing,简称 CAR).协议首先从源点到目的点之间建立多跳的连接路径,然后在该连接路径中传输数据.

虽然许多路由协议是建立在端到端连接的基础上,但是一些研究结果表明,在车载自组织网络中这种连接是不稳定的.文献[16]中,通过在 I-80 类型的高速公路上的实验结果可以看出,虽然网络连接的平均恢复时间(re-healing time)低于 30s,但是如此长的网络非连通时间会成为传统自组织网络协议(如 AODV,DSR)的首要问题,因为这些协议只能容忍网络非连通的时间不超过 2s~3s.文献[7]提出了 DTN 的框架用于分析这种间歇性网络的特性,并提出了在这种网络下利用 store-and-forward 机制传递消息.现在许多研究提出了基于 DTN 的应用,如研究野生动物运动特性的传感器网络^[17]、行星间网络^[18].Vahdat 和 Becker 在文献[19]中提出了流行性路由(epidemic routing)协议,一旦两个节点相遇,它们就交换它们没有处理的数据.该协议虽然在 DTN 网络下具有很好的性能,但是它不适合于节点缓存和网络带宽受限制的网络.Li 和 Rus 在文献[20]中提出对移动节点前瞻性地改变其运动轨迹来传递消息.Zhao 等人在文献[21]中提出利用特殊的移动节点称为消息渡船(message ferries),这些节点非随机性地在部署区域中移动,来帮助稀疏连接网络(sparsely connected network)中的数据传递.但是在车载网络中,为了传递数据而改变移动车辆的运动轨迹或者寻找类似的 ferry 是难以实现的.

由于 VANET 具有间歇连通性,许多研究都基于 DTN 提出了相应的路由协议.文献[22]中基于中国上海市区车载网络(SUVnet)的研究,分析了其间歇连通性,认为传统基于连通性的 MANET 路由协议不适用于 SUVnet.作者基于 DTN 模型提出了改进的 Epidemic routing 协议(distance aware epidemic routing,简称 DAER).Wu 等人在文献[23]中提出了 MDDV(mobility-centric data dissemination algorithm for vehicular networks)协议.利用称为 message holder 的车辆携带数据到目标区域扩散消息.文献[24]中提出的 VADD(vehicle-assisted data delivery)路由协议利用对车辆移动的预测,基于预载入的历史交通流量状态,车辆就能够找到转发数据包的下一条路段以降低延时.各路段数据传递延时的估计是基于一些统计数据,如平均车辆密度.由于每条路段的汽车密度是随时间变化的,这对数据包传递延时的影响会非常大.因此,VADD 这种基于预载入的历史统计数据计算的延时最短路径不能够反映出真实的最优路径,对数据包传递延时的影响会非常大.

2 分布式实时延时估计机制(DRES)

在大规模车载自组织网络中,远程数据传递只能采用多跳的路由方式.比较相关的路由协议,从数据的递交率和延时来看,Epidemic routing 利用对数据的复制和副本的扩散使得其在资源不受限制的情况下性能是最优的.但是当诸如缓存和网络带宽有限时,其性能就会受到严重的影响.因此,为了最低限度地依赖资源,本文采用了无副本的数据传递方式,即移动节点传递数据到下一节点时,自身不保存该数据的副本.这就要求数据在传递的过程中需要选择一条有效的路由路径,数据按照指定的路径进行传递.那么,如何选择数据递交延时最短的路径成为了这种方式的首要问题.本节从网络通信的角度提出了一种基于分布式实时延时估计的机制,基于 DRES 车辆能够有效地计算路由路径.本节首先给出模型假设,然后讨论场景对路径选择的要求,最后讨论 DRES 如何为网络中所有车辆提供实时数据信息.

2.1 假设

假设每辆汽车都能通过 GPS 服务获得其所在的位置,现在许多车辆上已经实现而且在今后将更加普遍.每辆车都装载了电子街道地图,从而决定数据传递路径.整个交通网络能够被抽象成一个有向图,其中,节点表示路口,边表示路段.本文用 I_i 表示路口 i , r_{ij} 表示从路口 I_i 到路口 I_j 的有向路段.汽车利用短距离无线信道(100m~250m)与其他汽车进行通信.

定义 1(邻居汽车). 汽车的邻居汽车指的是在其通信范围内的所有汽车.汽车通过 beacon 消息获取邻居汽

车信息,如位置、速度以及运动方向,并保存在邻居表(neighbors table)中,在文献[15]中已有讨论.例如,图 1 中汽车 A 的邻居汽车包括汽车 B,C,D 和 E.

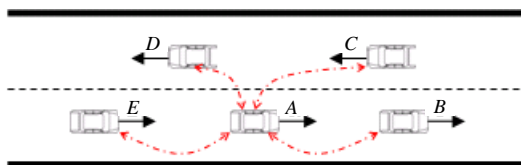


Fig.1 Neighbors

图 1 邻居汽车

2.2 场 景

在图 2 的道路情况中,汽车 A 要发送一条消息到停车场 P,比如查询或预定车位,假设 A 通过定位服务知道目标停车场 P 的位置.图中该汽车有两条路径可以选择,即路径 1 和路径 2.如果采用基于地理位置的路由协议(如 GPSR^[14]),就会选择路径 1 上的汽车转发消息,因为该路径上的汽车更接近于目标点 P.但是路径 1 车辆密度很低,消息在该路径传递的过程中更多地是被汽车携带,当然,汽车移动的速度远远比不上无线通信,因此,消息在路径 1 中传递延时较长.相比而言,路径 2 中车辆密度大,消息可以通过汽车间的无线通信方式多跳地传递到目标停车场 P,因此,消息在该路径传递延时最短.可以看出,在间歇连通性网络中为了能够缩短数据传递延时,应当尽可能地利用车辆间无线通信采用转发的方式传递数据,减少数据携带的时间.所以,车辆选择路由路径应当尽可能地考虑车辆密度大、数据传递延时短的路段.

文献[25]提出一种分布式的自组织交通信息系统(self-organizing traffic information system,简称 SOTIS),用于监视交通情况,如车辆密度.文献[24]中提出的 VADD 是根据预载的历史统计数据来选择车辆密度尽可能大的路径传递消息的协议,因此,如果有路段出现突发事件导致其车辆密度与历史统计情况有明显的变化,VADD 就不能相应地作调整.在图 2 中,如果按照历史统计数据,路径 2 应当是汽车 A 首选的路由路径,而假如路径 2 中出现突发的交通事故从而阻塞了该路段的交通(如图 3 所示),也就影响了在该路段消息的传递.基于预载数据的 VADD 的路由选择是不会发生变化的,仍然会选择路径 2 传递数据.但是,如果基于实时信息,汽车 A 在计算路由路径时会根据路径 2 的实时变化而调整.这就是实时数据对于车载自组织网络的路由选择的重要性.

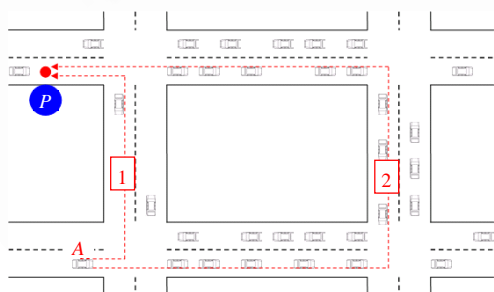


Fig.2 Find a routing path to the park

图 2 寻找一条到停车场的路由路径

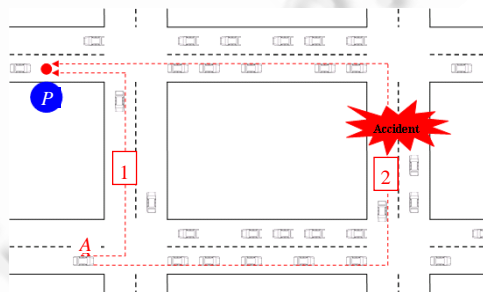


Fig.3 Impact of real-time information for finding routing path

图 3 实时信息对搜索路由路径的影响

2.3 DRES

VADD 中给出了根据车辆密度估计路段数据传递延时的算法,这样估计的延时与真实情况误差会比较大.本文提出的 DRES 是通过数据在网络传递的过程中,车辆计算各路段中数据传递的实时延时并广播扩散给周围的车辆,使得网络中的所有车辆能够实时地获取路段的网络情况,并更新估计延时.DRES 分为 3 个部分:获取

延时记录、扩散延时记录、更新估计延时。

2.3.1 获取延时记录

在 DRES 中,当数据包进入路段 r_{ij} 时,记录下当前时间为 $stime$;当数据包离开该路段进入路口 I_j 时,记录当前时间为 $etime$ 。此时,携带该数据包的汽车就能够计算出该数据包在路段 r_{ij} 的网络延时 d_{ij} :

$$d_{ij}=etime-stime \quad (1)$$

这种数据包既可以是网络中传递的载荷数据包,特别是在交通高峰期网络流量很大的时候,也可以是车辆定时发送的控制消息,主要用于夜间车辆少、网络流量小的时候。汽车保存该延时作为该路段延时的记录,并以 $etime$ 作为该记录的时间戳 $timestamp$ 。记录格式如下:

$$\langle road_id,d_{ij},timestamp \rangle.$$

2.3.2 扩散延时记录

延时记录的扩散采用广播的方式,汽车每隔 Δt 时间广播一次自己保存的各路段最新记录。当邻居汽车接收到广播数据后,根据时间戳比较自己保存的各路段记录,选择最新的记录更新。这种数据扩散的方式对整个网络的影响是很小的,因为各路段记录的信息少,仅包括路段标识、延时和时间戳。在我们的仿真实验中,一次扩散的所有路段信息的数据量只有 1KB 左右。广播一次数据的时间是很短的,而且广播一次数据的时间是远远小于广播时间间隔的。对于一些特殊情况,例如城市范围很大、街道数量很多,我们采用以下两种方式:(1) 汽车优先扩散离自己在一定范围内的区域的数据信息。因为距离越远的数据的实时性越差,扩散的优先级也就低;(2) 优先扩散主干道的信息。因为主干道车流量大,是数据传递的主要路径,需要优先扩散。

2.3.3 更新估计延时

DRES 的目的就是为了保证网络中的汽车能够实时地估计各路段网络延时,汽车每获得新的延时记录,就要重新估计该路段的延时。汽车更新路段 r_{ij} 的记录包括两种情况:(1) 汽车从携带的数据中计算获得的延时记录;(2) 汽车接收扩散信息后更新延时记录。 $D_{ij,n}$ 表示接收了 n 条延时记录后对路段 r_{ij} 的延时估计,它等于以接收记录的时间戳为权重,所有接收的延时记录的加权平均:

$$D_{ij,n} = \frac{d_{ij,1} \cdot t_1 + d_{ij,2} \cdot t_2 + \dots + d_{ij,n} \cdot t_n}{t_1 + t_2 + \dots + t_n} \quad (2)$$

其中, $d_{ij,n}$ 表示接收的延时记录 n 中延时, t_n 表示接收的延时记录 n 的时间戳。将时间戳作为延时记录的权重,是因为时间戳的值越大,记录就越新。这就既保证了延时估计的实时性,又能考虑到该路段延时的历史统计。但是,这样估计延时的方法需要汽车保存所有接收的记录信息,代价会比较大。因此,我们利用递推方法改进公式(2):

$$D_{ij,n} = \frac{D_{ij,(n-1)} \cdot st_{ij,(n-1)} + d_{ij,n} \cdot t_n}{st_{ij,(n-1)} + t_n} \quad (3)$$

其中, $st_{ij,n}$ 是指接收到路段 r_{ij} 的 n 条记录的时间戳总和。汽车每更新一次路段 r_{ij} 的研究记录,就要累加时间戳总和 st_{ij} :

$$st_{ij,n}=st_{ij,(n-1)}+t_n \quad (4)$$

在这种方式下,汽车只需保存当前估计的延时 $D_{ij,n}$ 和时间戳总和 $st_{ij,n}$,与公式(2)相比降低了汽车存储空间的代价。初始时认为路段 r_{ij} 车辆密度低,车辆均以平均速度通行, $D_{ij,0}$ 等于该路段在这种状况下的车辆平均通行时间,时间戳总和 $st_{ij,0}$ 为 0。每当汽车获得新的延时记录,就要按照公式(3)和公式(4)重新计算 $D_{ij,n}$ 和 $st_{ij,n}$ 。如果车辆在一段较长的时间内没有收到路段 r_{ij} 的任何记录,就认为该路段网络是断开的,不能用于传递数据。直到接收了该路段新的延时记录,再重新计算 $D_{ij,n}$ 和 $st_{ij,n}$,认为该路段网络重新连通。这段时间间隔的取值须在一定范围内,这是因为若时间太长,会导致汽车在较长时间内认为该路段是连通的,从而影响数据传递;若时间太短,会导致对该路段网络状态的认知在断开与连通的频繁切换。本文采用更新该路段记录的平均时间间隔作为该时间间隔。

3 DRIP 协议

DRIP 协议基于 carry and forward 方式,即携带数据的汽车会一直携带数据直到周围有可以转发该数据的汽车.基于 DRES,车辆根据对各路段网络延时的估计,采用 Dijkstra 算法在电子地图上计算出数据传递延时最短的路径,如图 4(a)所示.DRIP 协议采用源选径(source routing)的路由方式,即数据路由路径由产生该数据的汽车计算,并将路由路径保存到数据包头中作为期望路由路径.在数据包传递的过程中,只要没有出现路由错误,就不再计算路由路径,转发该数据包的汽车都应按照其期望路由路径进行转发.采用源选径路由方式的原因有两个方面:

(1) 减少整个网络的计算量.以一次仿真为例,具体仿真设置见第 4 节,3 600s 的时间里共产生了 36 000 个数据包,所有数据在网络中总共的跳数为 1 193 151 次.采用源选径路由方式只需要计算 36 000 次路由,若是每跳都要重新计算路由,加上产生数据包时计算路由,总共需要计算 1 229 151 次,大约是源选径方式的 34 倍.

(2) DRES 是分布式的延时估计.不同汽车对同一路段网络延时的估计存在个体差异,因此,不同汽车计算的路由路径会不相同,容易导致数据传递路径中出现路由环(routing loop).在如图 4(b)所示的情况中,路段 r_{ad} 和路段 r_{bc} 的车辆密度接近,两路段网络延时也接近,那么不同车辆对两路段延时估计 D_{ab} 和 D_{bc} 也会接近,但是大小可能会不相同.例如,路段 r_{ab} 中的汽车 A 对两路段的延时估计 $D_{ab} > D_{bc}$,而 A 要发送数据到 P,会选择路由路径 $A \rightarrow I_b \rightarrow I_c \rightarrow P$;当数据传递至汽车 B 时,B 中两路段的延时估计 $D_{ab} < D_{bc}$,那么 B 会选择路由路径 $B \rightarrow I_a \rightarrow I_d \rightarrow P$.因此,数据又传递回 A,从而形成路由环.

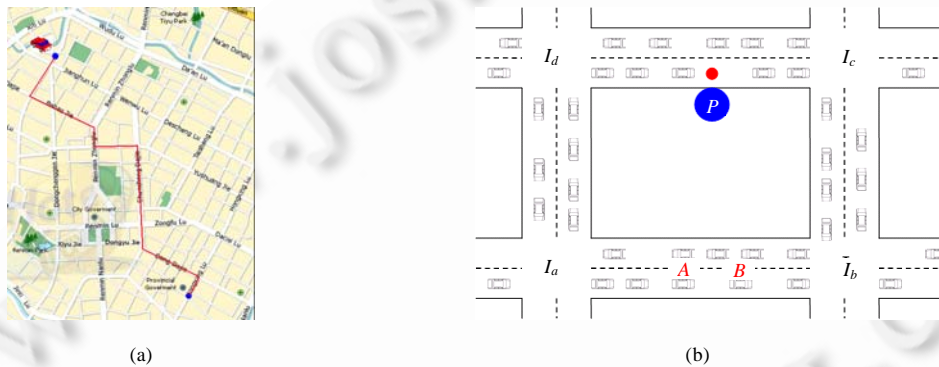


Fig.4 Vehicle generated data calculates the routing path

图 4 产生数据的汽车计算路由路径

在 DRIP 协议中,选择邻居车辆转发数据的时候,既要考虑邻居的地理位置,又要考虑邻居的运动方向.与 VADD 不同的是,VADD 分别针对位置和方向提出了两种协议(L-VADD 和 D-VADD),而 DRIP 协议是综合考虑了这两种因素.而且,VADD 假设路口处的车辆能够预测其进入路口的邻居车辆的运动方向,即能判断其将会移动进入的下一条路段.我们认为,这种假设在很多国家和地区的交通中难以实现,只有当车辆通过路口进入路段后才能确定其运动方向.

路由路径是一条有向链路(link),因此,选择地理位置接近于目标点的邻居即是选择在有向路由路径上靠前的车辆,而方向上既要考虑路由路径方向也要考虑车辆运动方向.DRIP 协议分为 3 个部分:(1) 直路模式,当车辆行驶在路段中间的时候;(2) 路口模式,当车辆在路口附近;(3) 路由错误恢复策略,当数据包传递偏离期望路由路径时.下面分别介绍这 3 部分协议.

3.1 直路模式

在直路模式下,汽车转发数据包时既要考虑同方向行驶的车辆上,也要考虑反方向行驶的车辆,因为反方向行驶的车辆有可能会转发数据到地理位置比自身更接近于目标的车辆上.当车辆运动方向与路由路径期望的

方向相同时,如图 5(a)所示,车辆选择在路由路径上位置更接近于目标的车辆,既包括了同方向的邻居也要包括反方向的.而同方向的车辆具有更高的优先级,如果没有,车辆则继续携带数据包行驶.图中,汽车 A 有一个数据包需要转发,汽车 B 和 C 都是汽车 A 的邻居汽车,汽车 A 会选择汽车 B 转发数据包,若没有 B,A 会传递数据到 C 上,因为 C 的邻居中可能有地理位置更接近于目标的车辆.

当车辆运动方向与路由路径期望的方向相反时,车辆会优先选择在路由路径上地理位置更接近于目标的车辆,同样需考虑两个方向上的邻居.与前一种情况不同的是,如果没有,车辆会选择反方向行驶的(即与期望方向相同的)邻居车辆中地理位置更接近于目标的车辆,而不与自身的位置比较.如图 5(b)所示,A 会先传递数据包到 B,若 B 的邻居中没有位置比自己更接近于目标的,那么 B 会传递数据到行驶方向与期望方向相同的邻居 C,虽然 C 的位置没有 B 优越,但其运动方向保证了它会超过 B 移动到更接近于目标的位置上.然而,这样会出现路由环(routing loop),因为当数据包传到 C 时,按照前一种情况,它会将数据包又传递回 B.为了避免出现路由环,在数据包中添加一位 `previous_vehicle`,记录数据包传递的前一跳车辆信息.当转发数据包的车辆移动方向与路由路径期望的方向相同时,不能够转发给行驶方向与期望方向相反且车辆信息与数据包中记录的 `previous_vehicle` 信息相同的邻居.

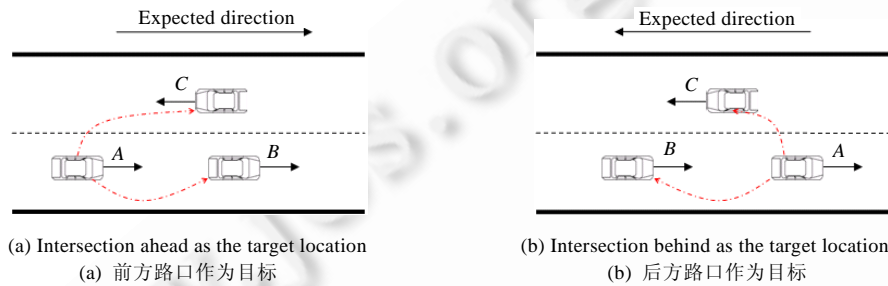


Fig.5 Straightway geographic forwarding

图 5 直路模式转发数据包

3.2 路口模式

在路口模式中,车辆只选择在期望方向上路段入口处的邻居车辆,选择其中在路由路径上位置更接近于目标的车辆,优先选择其中与期望方向相同的车辆.如图 6 所示的两种情况,位于路口的汽车 A 有一个数据包需要转发到特定的目的点,假设当前转发该数据包的期望路段是朝北的路口,在该期望方向上有两个邻居车辆:汽车 B 朝北行驶而汽车 C 朝南行驶.按照 DRIP 协议,汽车 A 会选择行驶方向朝着期望方向的邻居车辆 B 转发数据.如果北方的路段中只有汽车 C,那么汽车 A 就会选择 C 转发数据.因为该车地理位置更接近于北方,并且会有更大的概率转发该数据到位于北方路段的车辆上.当数据进入期望路段后,就按照直路模式进行传递.

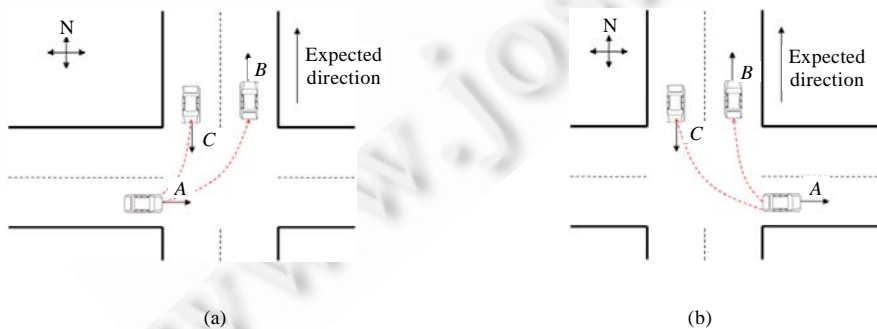


Fig.6 Packet forwarding in the intersection mode

图 6 路口模式转发数据包

在 DRIP 协议中,无论是直路模式还是路口模式,如果出现两辆以上的位置和移动方向均相同的邻居可选,那么就优先选择消息队列最短的车辆;若消息队列长度也相同,则选择速度最快的汽车.如果期望方向的路段上没有车辆可以转发数据,按照 carry and forward 方式,汽车就继续携带该数据包.若携带数据包的汽车移动到不在期望路由路径上的路段时,将会采用路由错误恢复策略,下面将介绍这种策略.

3.3 路由错误恢复策略

如图 7 所示,如果携带数据包的汽车 A 不在期望的路由路径上时,汽车上的 DRIP 协议会采用路由错误恢复策略.为了能够恢复错误,有两种策略可以被采用:(1) 如果有邻居车辆地理位置上更接近于期望路口或朝期望路口行驶时,如图 7 所示中的路口 I_a ,汽车就采用直路模式朝路口 I_a 传递数据包,使得数据包恢复到期望的路由路径上;(2) 如果没有邻居车辆地理位置上更接近于期望路口或朝期望路口行驶时,携带该数据的汽车会根据对各路段的延时估计,按照前面的方法以汽车当前位置为源点重新计算到目标点的延时最短路由路径,然后,汽车保存路由路径到数据包中作为新的期望路由路径.

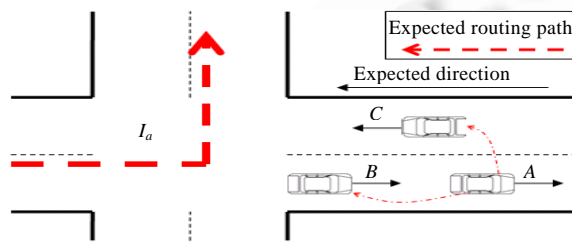


Fig.7 Routing error recovery

图 7 路由错误恢复

4 仿真实验

本节通过仿真模拟评估 DRIP 协议的性能,将它与 Epidemic routing^[19]和 GPSR(with buffer)协议^[14,24]比较.在资源(即缓存和网络带宽)不受限制的情况下,Epidemic routing 被认为是性能最优的方法.作为 GR(geographic routing)协议的代表,GPSR 并不是针对间歇连通性网络设计的,所以为 GPSR 协议中的移动节点添加缓存,使 GPSR(with buffer)实现简单的 carry and forward 功能,主要比较不同协议在数据递交率和延时两方面的性能.数据递交率是指在规定的仿真时间内到达目标的数据数量与总共产生的数据包(不包括副本)数量的比率,本文的仿真时间为 60 分钟.延时是指数据从产生到传递至目标区域的时间.仿真是基于成都市的真实地图,我们选取了一块 4500m×3500m 的区域,包括 36 个路口,62 条双向通行的路段,图 8 是仿真区域拓扑的截图.汽车速度在 40km/h~80km/h 范围内随机选择,每进入路段时设定一次速度,并与该路段限速有关.汽车的移动与路段的关系采用 Manhattan 移动模型^[26],因为这种模型是模仿移动节点在城市街道中的运动形态,具有较好的真实性.不同路段具有不同的通行权重,以保证汽车进入路口选择下一路段时,不同路段根据其权重有不同的被选概率.具有高权重的路段,其被选概率大,车流量密度也就大.

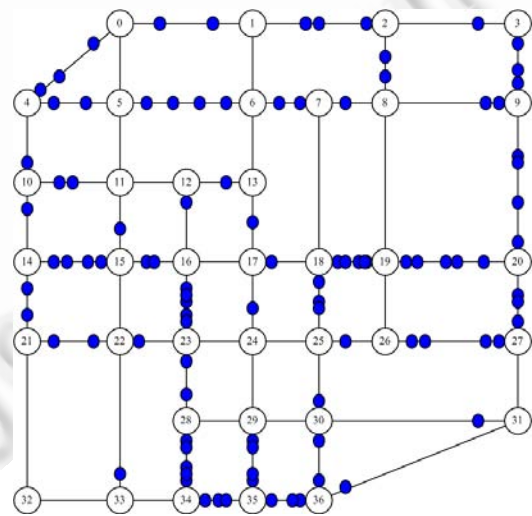


Fig.8 Road topology used in the simulation

图 8 仿真中采用的街道拓扑

数据包大小从 0.5KB~4KB.移动节点的通信半径为 200m,MAC 协议采用 2Mbps 的 IEEE 802.11.DRES 的广播时间间隔 Δt 为 10s,beacon 消息的时间间隔为 1s.在所有的汽车中随机选择 10 个节点发送 CBR 数据包到地图上随机的目标路段.为了能够评估不同的数据传输密度,我们改变移动节点的 CBR 数据产生频率从每 10s 为 1 个包~10 个包.为了测试协议性能受缓存大小的影响,缓存大小从能够存放 100 个数据包到 500 个,并添加了没有限制的情况.我们采用简单的 FIFO 策略来管理缓冲区空间.实验参数见表 1.

Table 1 Simulation parameters

表 1 实验参数

Parameter	Value
Simulation area	4500m×3500m
Number of intersections	36
Number of vehicles	100, 150, 200, 250, 300
Number of packet sender	10
Communication range	200 (m)
Vehicle velocity	40~80 (km/h)
Buffer size (in packet)	100, 200, 300, 400, 500, unlimited
CBR rate	0.1~1 packet per second
Data packet size (in KB)	0.5, 1, 1.5, 2, 2.5, 3, 3.5, 4
Broadcasting record interval in DRES	10 (s)
Vehicle beacon interval	1 (s)

4.1 实时性

城市交通中经常会发生突发事件而导致相应路段的车流密度发生明显变化,如交通事故会导致该路段的交通流量急剧下降.我们在仿真中通过调整一些路段的通行权重来影响该路段通行的车辆密度,从而达到突发事件对车辆密度影响的效果.在图 9(a)的仿真实验中,有 500 个移动节点(汽车),数据大小为 0.5KB,固定数据产生率为 1pkt/s.在仿真时间 1500s 时改变指定路段的通行权重,从而导致该路段车流量迅速下降.在仿真实验中,我们每隔 10s 统计在间隔时间内指定路段传递数据的实际平均延时,图 9(a)中曲线 real delay 就是仿真中各间隔时间的实际平均延时.可以看出,1500s 后,该路段上的车流量经过一段时间的调整,在 1640s 时该路段的实际数据传递延时发生了明显的变化,前 1500s 的数据传递平均延时是 8.48s,而 1500s 以后的时间里平均延时为 25.76s.图 9(a)中的曲线 evaluation 是本文提出的 DRES 下所有车辆对该路段的平均延时估计随仿真时间的变化,可以看出,在突发事件后 1670s 时该曲线开始变化,这说明已有少部分汽车接收到该路段变化后的延时记录,对该路段的延时估计也实时地变化.在 1780s 后曲线保持在真实情况的范围内上下波动,说明此时所有车辆对该路段的延时估计已实时地适应了变化后的情况.可见,DRES 使得网络中有汽车能够在很短的时间内响应路段延时变化,并很快地扩散到网络中所有汽车.

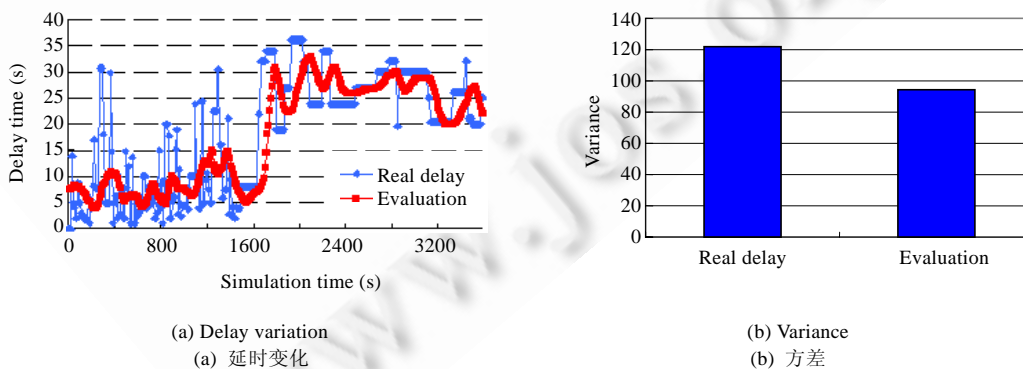


Fig.9 Delay time of DRES

图 9 DRES 的延时

图 9(b)显示的是图 9(a)中 real delay 和 evaluation 的方差.可以看出,real delay 的方差略高于 evaluation 的方差.换句话说,real delay 的波动性要大于 evaluation.原因有两方面:(1) 城市车辆的分布是非均匀的,从而导致路段上车辆数的变化波动非常大.第 2.2 节讨论过车辆数对路段数据包传递延时的影响是非常大的,所以路段中数据传递延时(real delay)的波动性也非常大;(2) DRES 是基于历史数据的加权平均,它既要随着当前路段数据递交延时的变化而变化(如图 9(a)所示),又要考虑历史数据统计,这就使得 evaluation 的波动性会比较小.所以, DRES 下车辆对路段延时估计(evaluation)的方差略低于实时的路段延时(real delay).

文献[11,24]中汽车都是采用预载入各路段不同时段的交通流量历史统计信息,然后根据这些信息来计算路由.发生突发事件导致车辆密度明显变化的路段称为事故路段,下面我们比较随着事故路段数量增加,预载入统计信息和实时统计信息两种方式的性能的变化.其中,预载入方式的统计数据是根据各路段车流量稳定的情况下的网络延时统计信息,而实时统计信息就是基于本文提出的 DRES 机制.实验中有 350 辆汽车,1KB 大小的数据包,无限缓存大小,CBR 数据产生频率为 1pkt/s.图 10 的仿真结果显示,随着事故路段数量增加,采用预载入方式的网络延时有明显的增加.这是因为这种方式不能根据道路的变化实时改变路由,使得数据包仍然传入实时情况与预载入统计数据不同的道路中,从而影响了性能.相比之下,实时方式性能稳定,受道路车流量变化影响小.虽然延时有小幅度增加,这是因为道路车流量变化,所有车辆对这些路段的估计需要一段时间适应其变化.在这段适应过程中,有部分数据包会受到影响,但是从结果可以看出,这种影响是很小的.

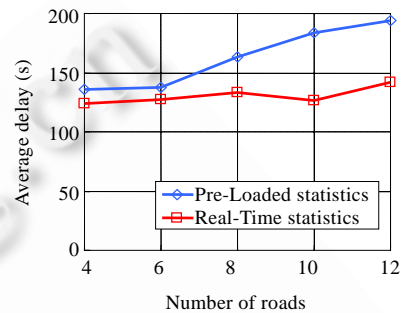


Fig.10 Impact of real-time statistics
图 10 实时统计的影响

4.2 资源不受限制

本节在资源不受限制情况下,比较 DRIP 协议与 Epidemic routing,GPSR 的性能.采用无限缓存和传递数据包大小为 0.5KB 的情况下,数据包小使得带宽对协议性能的限制会非常小,特别是 Epidemic routing.图 11(a)是在固定数据产生率为 1pkt/s 时,数据递交率与车辆数量的变化关系.可以看出,所有协议随着汽车数量的增加,性能均有明显提升.虽然 GPSR 具有 carry and forward 的功能,但是由于它按照地理位置选择路径,可能会导致数据传入车辆密度很小的路段,从而影响的协议性能.特别是在低车辆密度时,协议的性能会下降.Epidemic routing 在这种资源不受限的情况下性能最优.DRIP 协议明显优于 GPSR,并且接近 Epidemic routing 的性能.车辆数量的变化对 GPSR 的影响是最明显的,DRIP 和 Epidemic routing 相对稳定.图 11(b)是在固定网络中车辆数量为 150 时,数据递交率与数据产生率的变化关系.因为数据包小而且车辆数量少,使得带宽资源丰富,能够满足各协议对资源的要求,使得各协议在不同的数据产生率下性能都表现稳定.与图 11(a)相同的是,Epidemic routing 性能最优,DRIP 协议明显优于 GPSR,并且接近 Epidemic routing 的性能.

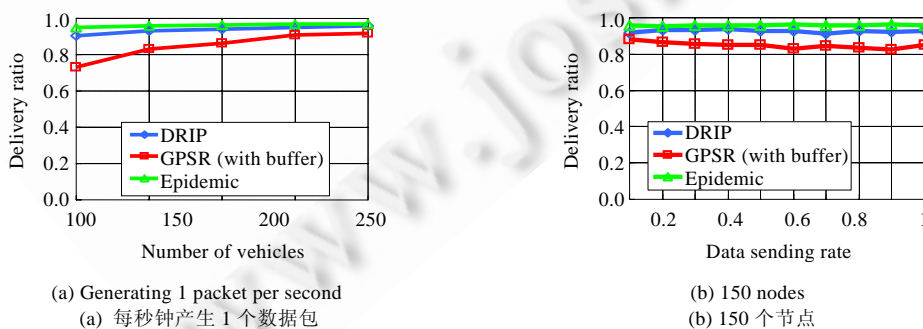


Fig.11 Data delivery ratio with unlimited buffer size and 0.5KB packet size
图 11 无限缓存和 0.5KB 数据包大小时的数据递交率

图 12(a)是在固定数据产生率为 1pkt/s 时,数据递交延时与车辆数量的变化关系.所有协议的平均延时都随着网络内车辆数量的增加而减少,因为更多的车辆能够提供更多转发数据的机会,从而减少了数据被携带的时间,并保证了数据在正确路由路径上传递的机会,缩短了延时.在资源不受限制的情况下,Epidemic routing 的延时是最短的,DRIP 的延时明显低于 GPSR 且接近 Epidemic routing.图 12(b)是在固定网络中车辆数量为 150 时,数据递交延时与数据产生率的变化关系.在这种情况下,Epidemic routing 的延时仍然是最短的,DRIP 的延时明显低于 GPSR 且接近 Epidemic routing;而且随着数据产生率的增加,Epidemic routing 和 DRIP 的延时都相对稳定,而 GPSR 却有小幅度的增加.这是因为 GPSR 下数据在网络中传递的时间较长,因此随着数据产生率的增加,这些长延时的数据对网络流量的阻塞也会很大,从而平均延时会有小幅度增加.

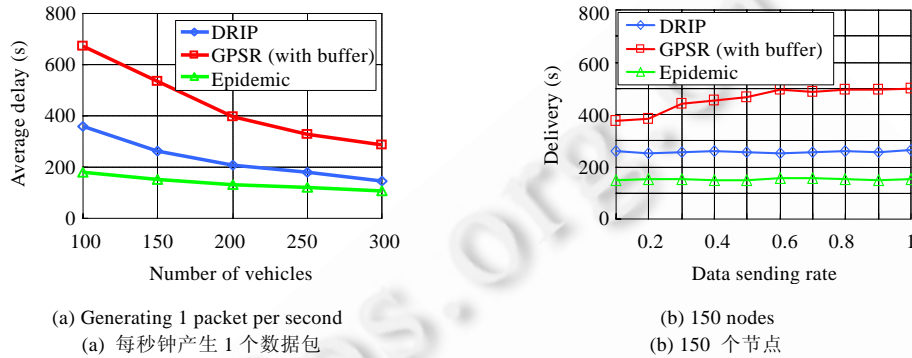


Fig.12 Data delivery delay with unlimited buffer size and 0.5KB packet size

图 12 无限缓存和 0.5KB 数据包大小时的数据递交延时

4.3 资源受限制

下面,我们在资源受限制情况下比较 DRIP 协议与 Epidemic routing、GPSR 的性能.在图 13 的仿真中继续采用无限制的缓存,但是数据包大小为 4KB,这将会影响到带宽的利用.图 13(a)是在固定数据产生率为 1pkt/s 时,数据递交率与车辆数量的变化关系.图 13(b)则是在固定网络中车辆数量为 300 时,数据递交率与数据产生率的变化关系.可以看出:GPSR 的性能与图 11 相同,都是最差的.在低数据产生率的情况下,Epidemic routing 的性能是最优的;随着数据产生率的增加,Epidemic routing 的性能会逐渐低于 DRIP.这就是因为 MAC 层的冲突问题.随着数据产生率的增加,Epidemic routing 会导致整个网络流量急剧增加.由于数据包大使得网络带宽资源有限,从而严重影响了 Epidemic routing 的性能.而 DRIP 协议的性能稳定,特别是当数据产生率为 1pkt/sec 时,DRIP 的性能明显优于另外两种协议.

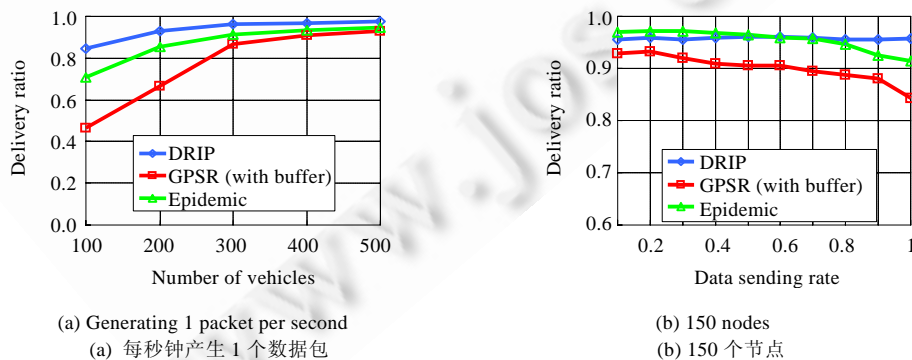


Fig.13 Data delivery ratio with unlimited buffer size and 4KB packet size

图 13 无限缓存和 4KB 数据包大小时的数据递交率

图 14(a)是在固定数据产生率为 1pkt/s 时,数据递交延时与车辆数量的变化关系.随着网络内车辆数量的增加,所有协议下的平均延时都减少.在这种情况下,DRIP 的延时最低;受资源限制的影响,Epidemic routing 的延时接近于 GPSR.图 14(b)是在固定网络中车辆数量为 150 时,数据递交延时与数据产生率的变化关系.随着数据产生率的增加,DRIP 的延时都相对稳定,Epidemic routing 和 GPSR 的延时却明显增加,而且 Epidemic routing 的变化幅度更明显.可以看出,DRIP 受资源限制的影响最小,而 Epidemic routing 对资源限制最敏感.

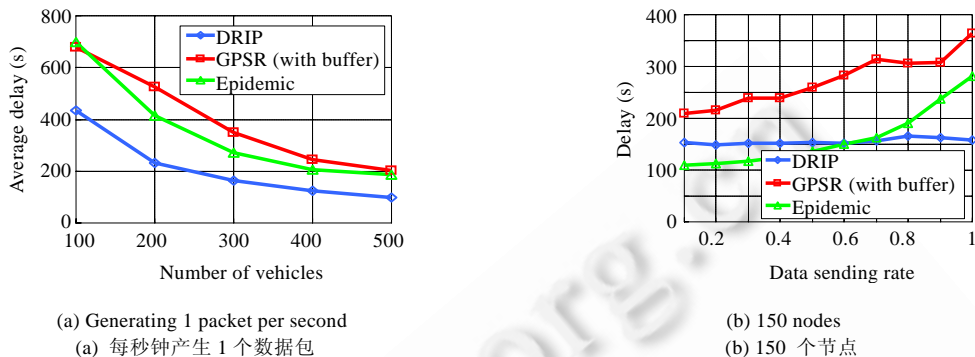


Fig.14 Data delivery delay with unlimited buffer size and 4KB packet size
图 14 无限缓存和 4KB 数据包大小时的数据递交延时

4.4 数据包大小的影响

本节在缓存不受限制的情况下讨论数据包大小对协议性能的影响.图 15 是数据总量与数据包大小的关系.数据总量是指网络中总共产生的数据量,包括副本数据,以 KB 为单位.网络中 CBR 数据的产生率为 1pkt/sec.因为 DRIP 和 GPSR 是无副本的,所以数据产生率固定时,其数据总量与数据包大小呈线性变化.而 Epidemic routing 具有扩散性和副本性,同一个数据包在网络中被复制成多个副本,因此,数据总量随着数据包大小的增加而急剧上升.

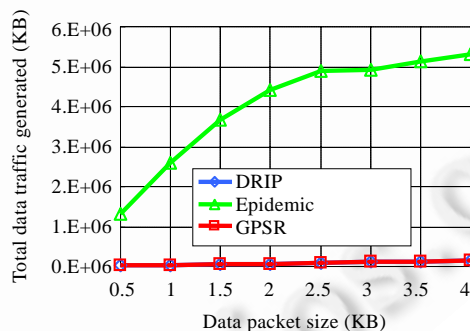


Fig.15 Total amount of data traffic generated
图 15 产生的数据流总量

图 16 为 150 个汽车节点的网络环境下,不同协议的数据递交率和递交延时与数据包大小的变化关系.无论是递交率还是延时,DRIP 和 GPSR 随数据包大小变化而相对稳定,且 DRIP 明显优于 GPSR.这是因为 DRIP 和 GPSR 均是无副本的路由协议,因此与有副本的 Epidemic routing 协议相比,对带宽资源的要求相对小,受数据包大小变化的影响也就小.带宽限制对 Epidemic routing 则相当明显,当数据包增大,带宽资源则减少,Epidemic routing 的数据递交率则急剧下降,延时则急剧增加,甚至比 GPSR 还糟糕.

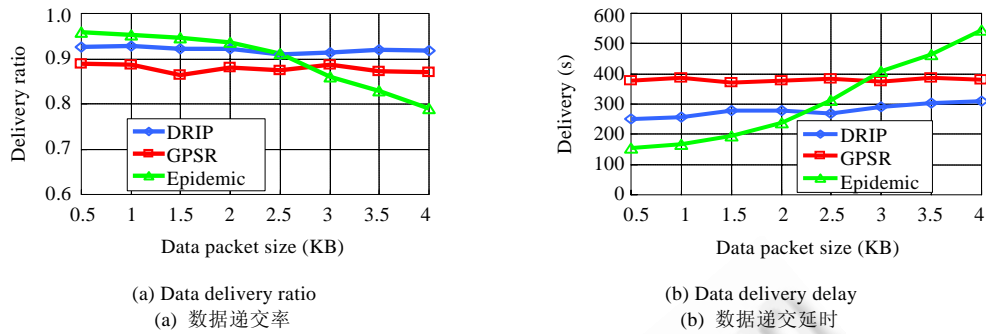


Fig.16 Impact of message size

图 16 数据大小的影响

4.5 缓冲容量的影响

图 17 为不同协议下,网络的数据递交率和递交延时与缓存大小的变化关系,150 个移动节点.可以看出, Epidemic 算法虽然具有最短的延时,但是对缓存容量的依赖最大.从图 15 的结果可以看出,它产生的数据量最大,因此对缓存容量的依赖也就最大.所以,随着缓存容量的减小,Epidemic 性能也就急剧下降.GPSR 虽然不像 Epidemic 那样,产生的数据量并不大,但是该算法数据的递交延时较长,特别是没有考虑车流量密度,使得数据被携带的时间更长,这就使得其对缓存容量的依赖也就很大.GPSR 和 Epidemic 在缓存容量较小的情况下,只有较短延时的数据能够到达目的地,因此平均延时小;随着缓存容量的增加,较长延时的数据也能保存在 buffer 中直至目的地,因此平均延时也随之增大.GPSR 和 Epidemic 在缓存容量较小的情况下,只有较短延时的数据能够到达目标,所以此时平均延时小但递交率低;随着缓存容量的增加,较长延时的数据也能保存在 buffer 中直至目的地.因此,在缓存容量从 100~300 的过程中,其递交率和平均延时均随之增大.因此,DRIP 不仅产生高数据量,还有较高的递交效率,使其对缓存容量的依赖也非常小.

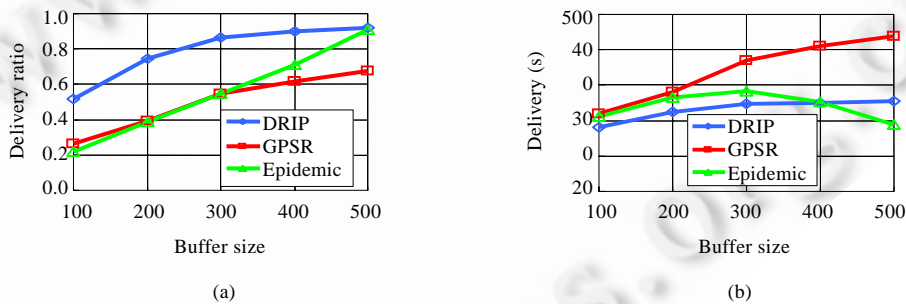


Fig.17 Impact of buffer sizes (in packets)

图 17 缓存大小的影响

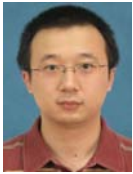
5 结论

车载自组织网络能够为用户提供安全、有效、方便的驾驶,特别是在诸如灾难发生的时候,它不仅为用户提供重要的交通、自救和避险信息,还能够满足整个城市的网络通信要求.针对车载自组织网络的间歇连通的特性以及现有多跳协议缺乏实时性的问题,本文提出了一种 DRES 机制用于网络中车辆获取实时性的网络延时信息,基于 DRES 提出了一种采用 carry and forward 方式的 DRIP 协议,保证了数据在最低限度消耗资源的前提下有效地传递到目标区域.最后,通过模拟实验验证了协议的性能.

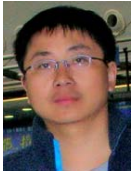
References:

- [1] <http://cartel.csail.mit.edu>
- [2] Yamada S. The strategy and deployment plan for VICS. *IEEE Communication*, 1996,34(10):94–97. [doi: 10.1109/35.544328]
- [3] Reichardt D, Miglietta M, Moretti L, Morsink P, Schulz W. Cartalk 2000—Safe and comfortable driving based upon inter-vehicle-communication. In: *Proc. of the IEEE Intelligent Vehicle Symp., Vol.2*. 2002. 545–550. <http://www.cartalk2000.net> [doi: 10.1109/IVS.2002.1188007]
- [4] <http://www.car-2-car.org>
- [5] http://www.gov.cn/gzdt/2008-09/02/content_1085013.htm
- [6] <http://it.21cn.com/itnews/telecom/2008/05/13/4708481.shtml>
- [7] Fall K. A delay-tolerant networking architecture for challenged Internets. In: Crowcroft J, ed. *Proc. of the ACM SIGCOMM 2003*. New York: ACM Press, 2003. 27–34. [doi: 10.1145/863955.863960]
- [8] Davis J, Fagg A, Levine B. Wearable computers as packet transport mechanisms in highly-partitioned ad-hoc networks. In: Young DC, ed. *Proc. of the 5th Int'l Symp. on Wearable Computers (ISWC 2001)*. Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2001. 141–148. [doi: 10.1109/ISWC.2001.962117]
- [9] Panayappan R, Trivedi JM, Studer A, Perrig A. VANET-Based approach for parking space availability. In: Holfelder W, ed. *Proc. of the 4th ACM Int'l Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks*. New York: ACM Press, 2007. 75–76. [doi: 10.1145/1287748.1287763]
- [10] Ding Y, Wang C, Xiao L. A static-node assisted adaptive routing protocol in vehicular networks. In: Holfelder W, ed. *Proc. of the 4th ACM Int'l Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks*. New York: ACM Press, 2007. 59–68. [doi: 10.1145/1287748.1287758]
- [11] Sormani D, Turconi G, Costa P, Frey D, Migliavacca M, Mottola L. Towards lightweight information dissemination in intervehicular networks. In: Holfelder W, ed. *Proc. of the 3rd Int'l Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks*. New York: ACM Press, 2006. 20–29. [doi: 10.1145/1161064.1161069]
- [12] Perkins CE, Royer EM. Ad-Hoc on demand distance vector routing. In: *Proc. of the IEEE Work-Shop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA)*. New Orleans, 1999. 90–100. [doi: 10.1109/MCSA.1999.749281]
- [13] Johnson D, Maltz D. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks, mobile computing. In: Imielinski T, Korth H, eds. *Proc. of the Mobile Computing*. Kluwer Academic Publishers, 1996. 153–181. [doi: 10.1007/978-0-585-29603-6_5]
- [14] Karp B, Kung HT. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: Pickholtz R, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM*. New York: ACM Press, 2000. 243–254.
- [15] Naumov V, Gross TR. Connectivity-Aware routing (CAR) in vehicular ad-hoc networks. In: Baldwin RL, ed. *Proc. of the 26th IEEE Int'l Conf. on Computer Communications (INFOCOM 2007)*. New York: IEEE Communications Society, 2007. 1919–1927. [doi: 10.1109/INFOCOM.2007.223]
- [16] Wisitpongphan N, Bai F, Mudalige P, Tonguz OK. On the routing problem in disconnected vehicular ad hoc networks. In: Baldwin RL, ed. *Proc. of the 26th IEEE Int'l Conf. on Computer Communications (INFOCOM 2007)*. New York: IEEE Communications Society, 2007. 2291–2295. [doi: 10.1109/INFOCOM.2007.267]
- [17] Juang P, Oki H, Wang Y, Martonosi M, Peh LS, Rubenstein D. Energy-Efficient computing for wildlife tracking: Design tradeoffs and early experiences with ZebraNet. *ACM Operating System Review*, 2002,36(5):96–107. [doi: 10.1145/635508.605408]
- [18] <http://www.ipnsig.org/home.htm>
- [19] Vahdat A, Becker D. Epidemic routing for partially connected ad hoc networks. Technical Report, CS-200006, Durham: Duke University, 2000.
- [20] Li Q, Rus D. Sending messages to mobile users in disconnected ad-hoc wireless networks. In: Pickholtz R, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM*. New York: ACM Press, 2000. 44–55. [doi: 10.1145/345910.345918]
- [21] Zhao W, Ammar M, Zegura E. New directions: A message ferrying approach for data delivery in sparse mobile ad hoc networks. In: *Proc. of the 5th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*. New York: ACM Press, 2004. 187–198.
- [22] Huang HY, Luo PE, Li M, Li D, Li X, Shu W, Wu MY. Performance evaluation of SUVnet with real-time traffic data. *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, 2007,56(6):3381–3396. [doi: 10.1109/TVT.2007.907273]

- [23] Wu H, Fujimoto RM, Guensler R, Hunter M. MDDV: A mobility-centric data dissemination algorithm for vehicular networks. In: Proc. of the 1st ACM Int'l Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET). New York: ACM Press, 2004. 47–56. [doi: 10.1145/1023875.1023884]
- [24] Zhao J, Cao G. VADD: Vehicle-Assisted data delivery in vehicular ad hoc networks. In: Proc. of the INFOCOM 2006. New York: IEEE Communications Society, 2006. 1–12.
- [25] Wischoff L, Ebner A, Rohling H, Lott M, Halfmann R. SOTIS—A self-organizing traffic information system. In: Proc. of the Vehicular Technology Conf. 2003 (VTC 2003-Spring). IEEE, 2003. 2442–2446. [doi: 10.1109/VETECS.2003.1208829]
- [26] Bai F, Sadagopan N, Helmy A. IMPORTANT: A framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for ad hoc networks. In: Proc. of the INFOCOM 2003. New York: IEEE Communications Society, 2003. 825–835. [doi: 10.1109/INFOCOM.2003.1208920]



宋超(1981—),男,四川成都人,博士,讲师,主要研究领域为无线传感器网络,车载自组织网络.



刘明(1973—),男,博士,副教授,CCF 会员,主要研究领域为移动计算,传感器网络技术.



龚海刚(1975—),男,博士,副教授,CCF 会员,主要研究领域为分布式计算,并行处理.



陈贵海(1963—),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为分布式与并行计算.



王晓敏(1978—),女,博士生,讲师,主要研究领域为计算机网络,移动计算.