

强弱状态信息结合的 MANET 位置服务协议^{*}

宗 明, 王晓东, 周兴铭

(国防科学技术大学 计算机学院 并行与分布处理国家重点实验室, 长沙 410073)

摘 要: 为了优化位置服务, 提出一种强弱状态信息结合的位置服务协议, 该协议能动态调整位置服务策略, 以适应通信需求的变化。通过实验分析了该协议的存储和通信开销, 以及对上层路由协议的报文延迟和送达率的影响。实验结果表明, 该协议在保持较高性能的基础上减小了开销。

关键词: 移动自组网; 位置服务; 弱状态; 强状态; 布隆过滤器; 面路由

中图分类号: TP393.04

文献标志码: A

文章编号: 1001-3695(2012)02-0734-05

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.02.089

Combining strong and week state in MANET location service protocol

ZONG Ming, WANG Xiao-dong, ZHOU Xing-ming

(National Key Laboratory of Parallel & Distributed Processing, School of Computer, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China)

Abstract: To optimize location service, this paper proposed a hybrid location service protocol which combined strong state and week state in maintaining location information. This protocol could adjust location service strategy to adapt the change of communication. Analyzed storage and communication cost of the protocol and the impact to packet delay and packet delivery success rate of upper routing protocol by experiment. The experiment result shows this protocol can decrease cost on the basis of maintaining high performance.

Key words: mobile Ad hoc network; location service; weak state; strong state; Bloom Filter; face routing

0 引言

移动自组网(mobile Ad hoc network, MANET)是无线多跳的网络,网络中节点不断移动,不在相互无线传输半径之内的节点通信需要中间节点转发和路由协议辅助。目前,MANET路由协议可分为基于拓扑信息和基于位置信息的路由协议两类。基于拓扑信息的MANET路由协议利用网络的拓扑信息来实现路由,但MANET的移动性使得网络拓扑快速变化,导致基于拓扑信息的路由协议开销增加,性能降低。基于位置信息的路由协议通过引入节点的地理位置信息,弥补了基于拓扑信息的路由协议不足,源节点只需要知道目的节点位置信息就可以路由,而不需要其他任何拓扑信息。实验和仿真表明,基于位置信息的路由协议能显著减少路由的开销,具有更好的可扩展性^[1]。由于节点路由之前要知道目的节点位置信息,所以,如何高效地管理节点的位置信息是基于位置信息路由协议的主要任务之一,并且也是路由信息维护开销的全部来源。大多数此类路由协议都有一个位置服务组件完成这个任务,这就是位置服务协议。基于位置信息的路由协议要适用于大规模的MANET,就必须依赖于可扩展的位置服务。位置服务可以说是基于位置信息的路由协议的基础。

设计可扩展的位置服务协议是一个难题,因为节点ID和位置信息之间不存在任何静态关系。早期的位置服务协议采用周期性或按需地广播位置信息的维护方式,开销巨大,不能

扩展到较大规模的网络。要提高位置服务协议的可扩展性,最主要的是降低协议的开销。近年来,提出了大量的位置服务协议,例如文献[2~11]。

文献[3~8]是一类基于网格的位置服务协议,协议通过网格将无组织的节点有机地组织起来,网格及其依附于其上的虚拟结构使得节点的位置信息更便于管理。但是维护这种虚拟结构本身就要额外的代价,特别是在移动性很强和分布不均匀的MANET中,随着不含节点的网格数量以及节点跨网格移动频率的增加,位置信息维护代价大幅增加,使数据报文送达率减小,延迟增加。另外,网络的划分和虚拟结构的建立基本都是在MANET运行以前完成,无法支持网络分布区域的形变以及整体移动。

文献[9,10]中的一类位置服务协议不依赖虚拟结构,克服了上述基于网格位置服务协议的种种弊端。文献[9,12]提出一种基于行列的交汇集位置服务协议,该协议被很多文献(如文献[13])称做XYLS。XYLS中,目的节点往垂直方向更新位置信息,源节点向水平方向查找位置信息,确保了查找和更新总有交汇点,避免了广播方式的巨大代价。为了找到最新的位置信息,查询报文必须到达网络边缘,查询开销和延迟较大。文献[10]中提出了一种弱状态路由协议(weak state routing, WSR)。WSR向网络中随机方向更新位置信息,一个节点的位置信息被所有节点保存,并采用指数衰减Bloom Filter结构压缩存储。过期的位置信息不丢弃,而是通过周期性衰减,使其逐渐被弱化,称做弱状态信息,而传统的位置信息成为强

收稿日期: 2011-05-30; 修回日期: 2011-06-30 基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61070203)

作者简介: 宗明(1980-),男,四川南充人,博士研究生,主要研究方向为移动自组网位置服务、路由技术(zongming@nudt.edu.cn);王晓东(1973-),男,山东巨野人,副研究员,硕士,博士,主要研究方向为移动计算技术;周兴铭(1938-),男,浙江余姚人,院士,博导,主要研究方向为高性能计算机技术、网络与分布式计算技术。

状态信息。WSR 不需要位置查询过程,而是直接发送数据报文,根据报文所经过节点中更强的位置信息不断修正路由方向,直到到达目的节点。在 WSR 中,即使节点没有任何通信需求,也要更新位置信息到所有节点,所以,相对 XYLS,WSR 的更新开销和存储开销较大;数据报文一开始获得的位置信息并不精确,其通过在每跳转发时逐步修正,所以路由路径较长,报文传输时间有所增加。WSR 的弱状态信息维护方式使得节点将自身位置信息散布到网络中大部分节点上,所以 WSR 有很高的报文送达率,而 XYLS 只将位置信息发布到少量节点上,节点可能获取不到最新的位置信息,所以报文送达率相对较低。

本文针对 XYLS 和 WSR 的不足,结合它们的优势,提出一种强状态和弱状态信息混合的位置服务协议(strong and weak state location services protocol, SWLS)。在该协议中,节点在距自身距离为 r 的区域内采用类似 WSR 的弱状态信息方式来维护位置信息;在距离大于 r 的区域内采用类似 XYLS 的方式维护位置信息,并根据位置信息的需求变化来调整两种方式所占比例,减少不必要的位置信息维护,加快了常用位置信息的查询过程。

1 相关工作

1.1 XYLS

如图 1^[9]所示,在 XYLS 中,当节点的邻居数目变化超过预设值时,触发更新过程,该节点向南北方向广播位置更新报文,转发邻居中为最南和最北的节点。如果没有节点比当前节点更偏南或者偏北,则进入面路由过程直到跳出贪婪路由中的本地极小节点。其中,面路由是基于位置信息的路由协议中一种广泛应用的绕过本地极小点的路由技术;如果面路由时遇到重复遍历的边,那么表示报文到达了网络边缘。

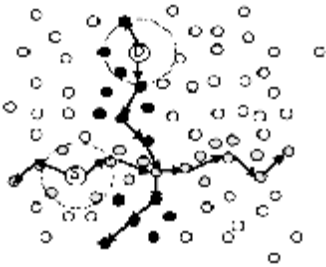


图 1 XYLS 的查询和更新过程

当节点需要目的节点的位置信息时,首先在自己本地的缓存中查找。如果没有找到,就发起跳数为 q 的广播报文在 q 跳邻居的缓存中查找。如果还未找到,就采用类似更新过程的方法发送东西方向查询报文。该报文在路由过程中不断收集最新的位置信息,当到达网络边缘时,根据最新的位置信息,改变路由方向朝向目的节点,在此过程中,仍然还是不断收集最新位置信息指导路由。在更新和查询过程中可以同时采用水平和垂直或者一对正交方向的报文,报文路由可以采用 greedy 或者 greedy-face-greedy(GFG)方式。

XYLS 大大降低了节点分布和节点高移动性对位置服务协议的影响,可以支持网络整体移动。但为了保证更新和查询报文相交,必须采用 GFG 方式,该方法为了找到网络边界,必须要遍历网络整个外边缘;无论源节点隔目的节点距离远近,查询报文都必须到达网络边缘,开销较大。

1.2 指数衰减 Bloom Filter

指数衰减 Bloom Filter(exponentially decaying Bloom Filter,

EDBF)^[11]由 Bloom Filter(BF)^[14]变化而来。BF 是一种空间效率很高的随机数据结构,它利用位数组很简洁地表示一个集合,并能判断一个元素是否属于这个集合。它由一个长度为 m bit 的数据串和 k 个相互独立的 hash 函数组成,数据串的每比特初始为 0,如图 2 所示。

要将集合中的某个元素加入 BF 中,需将该元素通过 k 个 hash 函数进行计算,得到 k 个取值范围为 $\{1, \dots, m\}$ 的数值,将数据串中对应的这 k 个比特位置 1,如图 3 所示。

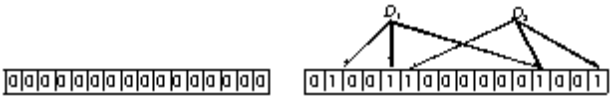


图 2 BF 数据串

图 3 将元素加入 BF 中

要判断一个元素是否在当前 BF 表示的集合中,同样需将该元素通过 k 个 hash 函数进行计算,找到数据串中对应的 k 个比特位。若 k 个比特位全部为 1,则元素很可能在集合中,但不能完全确定;当至少有 1 个比特位为 0 时,元素一定不在当前集合中。BF 这个特点称为正误检(false positive)。要保证正误检足够小,数据串中的比特位必须有一半以上保持为零。

EDBF 在 BF 的基础上增加了衰减操作,以表达一个元素在集合中存在的概率减小。在每个衰减周期,EDBF 数据串中每个比特以 d 的概率被置为 0。元素通过 hash 函数计算后,在数据串中对应的比特位为 1 的数量越多,表示该元素在集合中存在的概率越大。因为 hash 的冲突,多个元素可能共用数据串的同一个比特位,所以某个元素在数据串中对应位为 1 的数量会相应增多,这种影响称为噪声。要判断一个元素属于哪个集合时,一般是计算元素在哪个集合中存在概率最大,但如果噪声影响过大,就容易得出错误的结论。

1.3 WSR

传统的位置服务协议记录节点确切的坐标点,这种信息被 WSR 称做强状态信息。节点位置一旦发生变化,强状态信息就失效,无法继续利用。而 WSR 记录节点所处的地理位置范围,叫做弱状态信息,弱状态信息不易失效,可以被长期使用。

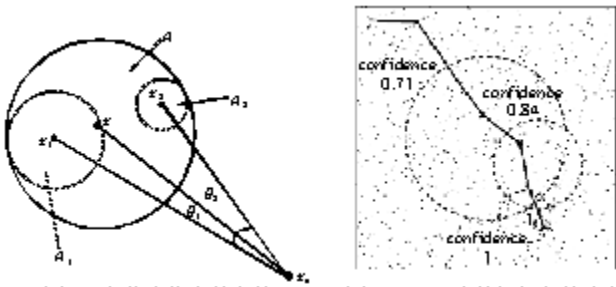
WSR 中,一条弱状态信息由一个节点集合和该集合所在的地理范围组成。节点集合由 EDBF 表示,地理范围由给定圆心和半径的圆形区域表示。节点存在于集合中的概率越大,该节点位置信息的时间强度越强;节点所在地理范围的面积越小,节点位置信息的空间强度越强。要比较节点在两条弱状态信息中所包含信息的强度;首先比较时间强度,如果一样,再比较空间强度。当要衰减一条弱状态信息时,首先衰减它的空间强度,将半径增加;当圆心的边缘到达存储该信息的节点时,再开始衰减它的时间强度,将 EDBF 中每个比特位以 d 的概率置 0。当 EDBF 中为 1 的比特位数目很少时,认为该弱状态信息失效,并将其删除。

当两条弱状态信息的地理位置相对于存储节点来说比较近的时候,可以通过并操作组合在一起,如图 4 所示^[10],生成的节点集合为先前两个 EDBF 中每个比特位或操作所生成的新 EDBF,地理范围是包含先前两集合地理范围的最小圆。

WSR 中,节点更新位置信息的过程如下:当两个节点移出对方通信范围时,相互建立对方的弱状态信息,该信息中的节点集合只包含该节点的 ID,地理范围圆心坐标为该节点的坐标,半径为零;另外,节点周期性地向网络中发送方向随机的更新报文,并从 $0 \sim 2\pi$ 随机选择一个角度,从此方向上选择一个

在网络区域以外的坐标,将该坐标设为更新报文的目的地地址,利用地理位置路由协议路由更新报文,收到更新报文的节点建立该节点的弱状态信息。一旦节点建立一条新的弱状态信息,就马上判断是否能与先前的弱状态信息组合。

WSR 不需要位置查询过程,而是将数据报文向网络中一个随机方向发出。数据报文在路由的过程中,不断收集经过节点上的目的节点位置信息。如果有强度更强的位置信息,就用该信息的地理范围圆心坐标作为新的目的坐标继续路由,直到最后到达目的节点,如图 5 所示^[10]。



WSR 需要更新全网节点,所以更新开销较大,存储空间消耗更多,但因此不需要位置查询过程,没有查询开销,并且大部分节点包含了任意节点的位置信息,所以数据报文送达率很高。数据报文路由开始阶段不是采用最新的位置信息,而是每跳转发逐步修正路由,所以增加了路由路径长度。另外,文献[15]研究发现,在 WSR 等一系列采用类似机制的路由协议中,如果噪声控制不好,强度超越正确路由信息的话,数据报文将无法到达目的节点。

2 SWLS 的设计

SWLS 通过结合强状态信息和弱状态信息的优势,根据位置信息的需求变化调整位置服务策略,优化了位置服务协议的性能。

2.1 位置信息维护

位置维护分成两个部分:在距离 r 以内,节点采用类似 WSR 的弱状态信息维护方式,位置更新报文发送周期为 t_1 ,采用弱状态信息通信的节点不需要位置查询过程;在 r 以外,采用类似 XYLS 的位置信息维护方式,位置更新报文发送周期为 t_2 ,节点通信前需要查询目的节点位置信息。具体位置维护过程描述如下。

节点周期性地发送 beacon 消息,当两个节点离开相互的通信范围时,相互用最新的位置信息按照 WSR 的方式建立对方的弱状态信息。节点以 t_1 为周期向随机方向发送位置更新报文。节点从 0 到 π 中随机选择一个角度 θ ,并计算一个距离 r ,向 θ 和 $\theta + \pi$ 方向分别发送一个位置更新报文。当两个报文到达以节点为中心、半径为 r 的区域边缘时,如果更新周期 t_2 超时,则改变方向朝垂直方向路由。其中,角度为 θ 的报文朝 $\pi/2$ 方向路由,角度为 $\theta + \pi$ 的报文朝 $3\pi/2$ 方向路由,直到到达网络边缘。如果到达距离源节点 r 的地方时更新周期 t_2 未超时,则停止路由更新报文。节点会在更新报文中携带参数 r 的值。

当节点收到一个节点 a 的位置更新后,发现到 a 的距离不大于 r ,则创建一个只包含 a 的弱状态信息,该信息中的节点集合只包含 a 的 ID,地理范围中心坐标为 a 的坐标、半径为 0。然后,节点马上判断该弱状态信息是否可以和先前的合并;如

果到 a 的距离大于 r ,就将该节点位置信息直接存储(强状态信息),并设定超时时间为 t_2 ,超时则删除;另外,节点 a 在自己发送的数据报文中也会携带自己的位置信息,目的节点接收到该数据报文时,记录下 a 的强状态信息,并设定超时时间为 t_2 。

更新周期 t_2 的大小要保证位置信息在变化后得到及时更新,所以可以根据网络中节点移动的平均速度,以节点移动超过通信半径的时间来决定 t_2 的大小。 t_1 的取值比 t_2 小,因为要把位置信息更新到更多节点上,而且要保持位置信息的及时性,所以需要更小的更新周期。

为了计算 r 的值,节点实时统计自己的位置信息被请求的情况,并用参数 query 和 dis 来记录,两个参数都初始化为 0。当节点收到位置请求报文或者 Q (有关 Q 的处理见 2.2 节)标志位大于 0 的数据报文,首先将 query 加 1,然后计算该报文的源节点到自己的距离 D ,再计算当前 dis 的值。

$$\text{dis}(t) = \frac{(\text{query} - 1) \times \text{dis}(t - 1) + D}{\text{query}} \tag{1}$$

每经过一定的时间间隔,将 query 减 1,直到为 query 为 0。从式(1)可以看出,dis 是最近一段时间内到达该节点的位置查询平均路径长度,query 是最近一段时间内到达该节点的位置查询的数量。当到达该节点的位置查询平均路径较短、查询次数较少时,就适当减小 r 的值,以减少不必要的位置更新开销和存储开销;当位置查询平均路径较长,并且查询次数较多时,就适当增大 r 的值,以减小查询开销和查询延迟。所以, r 的值按式(2)计算:

$$r = \begin{cases} \frac{\text{query} \times R_{\max}}{\delta} & \text{query} < \frac{\delta \times \text{dis}}{R_{\max}} \\ \text{dis} & \text{query} \geq \frac{\delta \times \text{dis}}{R_{\max}} \end{cases} \tag{2}$$

其中: σ 为预设参数。式(2)所描述的是,当查询次数 query 相对于查询平均距离 dis 来说比较小时, r 的值由查询次数的大小决定;当查询次数相对于查询平均距离来说比较大时,直接取 r 为查询平均距离。如果 $r < R_{\min}$,令 $r = R_{\min}$ 。之所以要限制 r 的最小值,首先,因为大多数 MANET 应用场景有近距离节点间通信频繁的特点,所以在 $R_{\min}$ 的范围内始终维护弱状态信息可以减小常用查询过程的开销和延迟;其次,由于位置信息过时或其他原因,当数据报文路由到目的坐标时找不到目的节点,可以根据 $R_{\min}$ 范围内的弱状态信息重新修正路由,以提高报文的送达率,降低对位置信息精确性的依赖。 $R_{\min}$ 的值可以根据通信场景的特点事先确定,也可以在网络运行时根据各个节点通信情况实时计算。当 $r > R_{\max}$,令 $r = R_{\max}$ 。之所以要限制 r 的最大值,是要限制节点的位置信息在网络中的传播范围,减小弱状态信息中噪声信息对有效位置信息的干扰,并控制更新开销和存储空间的消耗。也可以不限定 r 的最大值,这就必须在设计弱状态信息的维护策略时,通过适当地设置参数,使其在指定的 MANET 中运行,即使将位置信息更新到全网节点,也可以保证有效信息比噪声信息强度大,但这肯定就需要更大的数据串长度或者更多的弱状态信息数量,势必消耗更多的存储空间,带来更大的更新开销。在大多数的 MANET 应用场景中,由于距离较远的节点间通信较少,所以将弱状态信息更新到全网也不是必要的,可以根据不同的场景通信需求来确定 $R_{\max}$ 的值。

2.2 位置信息查询

源节点首先在本地查找目的节点 a 的位置信息,如果有 a 的强状态信息,则直接发送数据报文,将报文中标志位 Q 置 0;

否则,如果有足够强的弱状态信息,则以弱状态信息发送数据报文,并置 Q 为 2;如果源节点既没有强状态信息,也没有足够强的弱状态信息,则向水平方向发出两个位置查询报文。报文在路由的过程中不断收集节点的位置信息,如果遇到强状态信息或者遇到足够强的弱状态信息就返回,并采用收到的位置信息发送数据报文,分别设 Q 为 1 和 2。可以看到,当源节点缓存了目的节点的强状态信息或者足够强的弱状态信息时,不需要发送查询报文,没有查询延迟和开销;当两类信息都没有时,则发出位置查询报文,但不需要像 XYLS 一样必须到达网络边缘才返回,查询开销和延迟被减小。

当节点收到一个数据报文,如果其标志位 Q 小于 2,则直接按报文中的目的坐标转发。如果 Q 等于 2,则先查找本地是否有目的节点的强状态信息。若有,则采用该信息路由,并置 Q 为 1;若没有,则采用本地更强的弱状态信息路由。一个标志位 Q 小于等于 1 的数据报文到达目的坐标后没有发现目的节点,则当前节点再参照源节点的方法继续路由该报文。可以发现,报文一旦在转发过程中获得了目的节点的强状态信息,就不必再逐跳修正路由。

节点通信的过程中,在相互发送了一个数据报文后,都会相互缓存对方的强状态信息,如果报文发送周期大于强状态信息的实效周期,那么强状态信息就随着通信被不断更新,这样就使得后续的报文都能获得精确位置信息,使得频繁通信节点间位置服务开销和数据报文延迟被减小。

3 实验分析

本章通过模拟实验分析了 SWLS 的性能。本文采用 GPSR (greedy perimeter stateless routing)^[16] 作为上层路由协议,在 NS2^[17] 中对 WSR、XYLS 和 SWLS 进行了对比。

模拟实验中,节点在 2 500 m × 2 500 m 的区域内移动,MAC 层采用 802.11 协议,节点装备全向天线,通信半径为 250 m。节点采用随机路点模型移动,最小速度为 5 m/s,最大速度为 10 m/s,平均等待时间为 10 s。每个实验模拟 1 000 s,所有的结果取 5 次模拟实验结果的平均值,每次模拟实验采用不同的移动和通信场景。

WSR 参照文献[10]中的参数设置,beacon 消息间隔为 1 s,位置更新发送间隔为 5 s。EDBF 的数据串宽度为 2 048 比特位,衰减概率为 0.01,采用 32 个哈希函数。数据报文的 TTL 采用 GPSR 默认的 128,位置更新报文的 TTL 为 16。XYLS 改为周期性的更新方式,更新间隔 25 s,位置信息失效时间为 25 s。SWLS 中与 WSR 和 XYLS 相同的参数采用相同设置, R_{min} 取 500 m, R_{max} 取网络中的最大值。

3.1 位置服务开销

位置服务开销是指每秒钟全网节点所转发的位置更新报文和位置查询报文的次数总和。实验中,每秒生成 10 个随机位置查询,如果查询中的源节点缓存了强状态信息或者足够强的弱状态信息,则直接发送一个空数据报文,不计入位置服务开销中。实验结果如图 6 所示。

WSR 位置更新报文是以固定周期发送的,并且 TTL 将更新报文转发次数限制在常数的范围内,所以每个节点产生的开销在固定的范围内,并且 WSR 中没有查询报文开销;XYLS 的更新报文也采用周期性发送的方式,并且更新报文和查询报文转发次数同样受网络边长的限制,所以 XYLS 中每个节点的更新开销也在固定的范围内。实验中采用固定周期产生位置查

询,所以 XYLS 中全网的查询开销在固定的范围内。SWLS 的位置服务方式是 WSR 和 XYLS 两者的结合。综上所述,三个协议的开销随着节点数目的增加而线性增加,图 6 的实验结果证明了这个分析结论。

从实验结果可看出,WSR 比 XYLS 的开销大很多,因为把位置更新传播到全网节点需要多次发送更新报文,而 XYLS 只将更新传播到垂直方向上,只需要一次发送,所以 WSR 必须采用更高的更新频率。而 SWLS 的开销相对于 WSR 小了不少,因为 SWLS 的强状态信息维护部分减小了更新开销。SWLS 开销受节点查询的影响,如果没有查询,并且 R_{min} 取 0,那么 SWLS 就变为 XYLS;随着通信量的增大,SWLS 的查询开销将逐渐增大。

3.2 存储空间消耗

存储空间消耗是指位置服务协议为了存储位置信息,在每个节点上平均消耗的存储空间,单位为 Byte。实验中,节点坐标采用两个 4 Byte 长度的浮点数表示,半径和更新时间分别采用一个 4 Byte 长度的浮点数表示,节点的 ID 取 8 Byte 的 MAC 地址。所以一条弱状态信息包含 268 Byte,一条强状态信息包含 20 Byte。实验用与 3.1 节同样的查询分布,结果如图 7 所示。

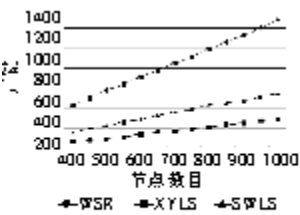


图 6 协议开销随着节点数目增加的变化

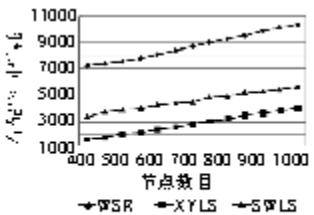


图 7 内存消耗随着节点数目增加的变化

WSR 和 XYLS 位置维护策略有一定的共同点,它们都周期性地向网络中的一个方向更新位置信息,并周期性地将过期位置信息移除,所以两个协议中,一个节点所保存的位置信息的数目随着节点数目变化以相同的速度增长。但是 WSR 的更新频率较高,并且过期信息不是立即移除而是逐渐弱化,所以 WSR 的存储空间消耗更大。SWLS 结合了两者的位置维护策略,存储空间消耗位于两者之间,位置查询越频繁,存储空间消耗越大。

3.3 报文送达率

实验中随机挑选 6 000 个节点对进行通信,通信连接在随机时间发起,每个连接以 512 bps 的速度发送数据 1 s。报文送达率如图 8 所示。

WSR 的报文送达率很高,因为大部分节点上都保存任意节点的足够强的弱状态信息。所以,当报文向网络中随机方向发送出去后,很快会遇到一个包含目的节点弱状态信息的节点;并且在路由过程中,会不断收集更强的弱状态信息以修正路由。XYLS 的报文送达率相对稍低,因为更新和查询分别向垂直和水平方向发送,更新和查询相交处的节点数目较少,节点的移动将导致查询和更新失去交点。SWLS 采用两者混合位置服务的方式,某个节点最开始通信前和以后一段时间采用 XYLS 的方式更新和查询,这时报文送达率与 XYLS 相近。一段时间后,随着通信的延续,网络中弱状态信息数量和源节点缓存的强状态信息数目逐渐增大,报文送达率随之提高。

3.4 报文延迟

实验采用与 3.3 节同样的设置,发送失败的报文不计算在

报文延迟中,实验结果如图 9 所示。

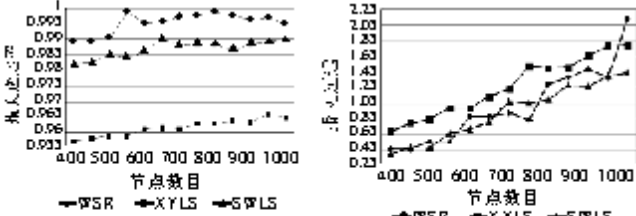


图 8 报文送达率随着节点数目增加的变化

XYLS 中节点发送数据前需要位置查询,查询报文要到达网络边缘,再到目的节点,最后返回源节点,查询路径较长,查询延迟较大。一组连续的数据报文发送过程中,即使只有第一个报文需要位置查询,但后续的报文会积压在节点的发送队列中,延迟也会增加。WSR 中没有查询过程,所以没有查询延迟。但是,数据报文在转发过程中逐步修正路由,所以报文的路径变长。根据文献[10]的实验分析发现,WSR 的报文路径长度大约是最短路径长度的 2.8 倍以上,这是数据报文的延迟增加的主要原因。另外,数据报文的延迟受网络中控制报文和数据报文数量、节点传输速度、节点密度和移动速度等诸多因素影响,情况比较复杂。

SWLS 通过多种手段来控制报文延迟:a)缩短查询路径,发现任何可用位置信息立即返回;b)缓存常用强状态信息,在有强状态信息的情况下避免采用弱状态信息,减小数据报文路径长度;c)根据通信频率扩大弱状态信息的维护范围,减少查询过程。在消耗了相对 WSR 较少的位置服务开销和存储开销情况下,SWLS 有效地控制了报文延迟。

4 结束语

本文所提出的 SWLS 结合了弱状态和强状态信息的优点。实验分析表明,SWLS 将位置服务开销和存储空间消耗控制在 WSR 和 XYLS 之间,并保持了较低的报文延迟和较高报文送达率。所以,SWLS 以较小的代价获得了较高的性能。

参考文献:

[1] MAUVE M, WOLDER J. A survey on position based routing in mobile Ad hoc networks[J]. IEEE Network, 2001, 15(6): 30-39.
[2] WOO M S, SINGH S. Scalable routing protocol for Ad hoc networks[J]. Wireless Networks, 2001, 7(5): 513-529.
[3] CHENG C, LEMBERG H, PHILIP S, et al. SLALoM: a scalable location management scheme for large mobile Ad hoc networks[C]//Proc of IEEE WCNC. Piscataway: IEEE Press, 2002: 574-578.

[4] LI Jin-yang, JANNOTTI J, COUTO D D, et al. A scalable location service for geographic Ad hoc routing[C]//Proc of ACM MobiCom. New York: ACM Press, 2000: 120-130.
[5] YU Yin-zhe, LU Guo-hua, ZHANG Zhi-li. Enhancing location service scalability with HIGH-GRADE, TR-04-002[R]. Minneapolis: University of Minnesota, 2004.
[6] XUE Yuan, LI Bao-chun, NAHRSTEDT K. A scalable location management scheme in mobile Ad hoc networks[C]//Proc of the IEEE Conference on Local Computer Networks. Washington DC: IEEE Press, 2001: 102-111.
[7] KIESS W. Hierarchical location service for mobile Ad hoc networks[D]. Mannheim: University of Mannheim, 2003.
[8] SEET B C, PAN Yan, HSU Wen-jing, et al. Multi-home region location service for wireless Ad hoc networks: an adaptive demand-driven approach[C]//Proc of the 2nd Annual Conference on Wireless On-demand Network Systems and Services. Washington DC: IEEE Press, 2005: 258-263.
[9] STOJMENOVIC I, LIU Dan-dan, JIA Xiao-hua. A scalable quorum-based location service in Ad hoc and sensor networks[J]. International Journal of Communication Networks and Distributed Systems, 2008, 1(1): 71-94.
[10] ACER U G, KALYANARAMAN S, ABOUZEID A A. Weak state routing for large scale dynamic networks[C]//Proc of ACM MobiCom '07. New York: ACM Press, 2007: 290-301.
[11] KUMAR A, XU Jun, ZEGURA E W. Efficient and scalable query routing for unstructured peer-to-peer networks[C]//Proc of IEEE INFOCOM 2005. Piscataway: IEEE Press, 2005: 1162-1173.
[12] STOJMENOVIC I. A scalable quorum based location update scheme for routing in Ad hoc wireless networks, TR-99-09[R]. Ottawa: University of Ottawa, 1999.
[13] CHEN Zhi-gang, CHO M G, SHIN K G. Design of location service for a hybrid network of mobile actors and static sensors, CSE-TR-527-06[R]. Ann Arbor: University of Michigan, 2006.
[14] BLOOM B. Space/time trade-off in hash coding with allowable errors[J]. Communication of the ACM, 1970, 13(7): 422-426.
[15] GUO De-ke, HE Yuan, LIU Yun-hao. Wader: weak state routing using decay Bloom Filters[R]. Hong Kong: Hong Kong University of Science and Technology, 2009.
[16] KARP B, KUNG H T. GPSR: greedy perimeter stateless routing for wireless networks[C]//Proc of ACM MobiCom'00. New York: ACM Press, 2000: 243-254.
[17] NS[EB/OL]. http://www.isi.edu/nsnam/ns/.

(上接第 716 页)

[3] MITOLA J. Cognitive radio: an integrated agent architecture for software defined radio[D]. Sweden: Royal Institute of Technology Stockholm, 2000.
[4] SOHN S H, HAN N, KIM J M. Pilot periodicity based OFDM signal detection method for cognitive radio system[J]. IEICE Trans on Communication, 2008, E91-B(5): 1644-1647.
[5] GOH L P, LEI Z, CHIN F. DVB detector for cognitive radio[C]//Proc of IEEE International Conference on Communications. 2007: 6460-6465.
[6] LUNDEN J, KOINUNEN V, HUTTUNEN A. Spectrum sensing in cognitive radios based on multiple cyclic frequencies[C]//Proc of the 2nd International Conference on Cognitive Radio Oriented Wireless

Networks and Communications. 2009.
[7] 蒋清平, 杨士中, 张天骥. OFDM 信号循环谱分析及参数估计[J]. 计算机应用研究, 2010, 27(3): 1133-1135.
[8] GOH L P. Detectors for cognitive radio[D]. Singapore: National University of Singapore, 2010.
[9] IEEE 802.22 Working Group. IEEE 802.22/DRAFT v1.0. draft standard for wireless regional area network part22: cognitive wireless RAN medium access control(MAC) and physic layer(PHY) specifications; policies and procedures for operation in the TV bands[S]. 2006.
[10] BENKO J, CHOENG Y, CORDEIRO C, et al. A PHY/MAC proposal for IEEE 802.22 WRAN system, part 1: the PHY. IEEE 802.22-16/0004r2[S]. 2006.
[11] IEEE 802.22-05-0055r7, WRAN channel modeling[S]. 2005.