

LOMM: 移动网格中的移动性管理机制

鞠宏军¹, 杜丽娟²

(1 华北科技学院 计算机系, 北京 101601; 2 华北科技学院 电子信息工程系, 北京 101601)

摘 要: 基于移动网格的覆盖网体系结构, 本文提出基于分层覆盖网络的移动性管理机制 LOMM. 移动节点在入网和移动时, 动态的将其位置信息向固定节点构成的核心覆盖网络中进行注册和更新; 通信节点则通过核心覆盖网络的结构化路由方式来解析移动节点的当前位置. 最后对移动性管理机制的性能进行理论分析和仿真分析.

关键词: 移动网格; 代理节点; 覆盖网络; DHT 技术; 移动性

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-7180(2012)10-0010-04

Mobility Management Mechanism of Mobile Grid

JU Hong-Jun¹, DU Li-Juan²

(1 Department of Computer, North China Institute of Science and Technology, Beijing 101601, China;

2 Department of Electronic Information Engineering, North China Institute of Science and Technology, Beijing 101601, China)

Abstract: Based on overlay network architecture, layered overlay-based mobility management mechanism (LOMM) is proposed in this paper. When mobile node joins or moves in network, it registers and updates its dynamic location information to kernel overlay network which is consists of fixed nodes. Communication nodes can resolve current location of mobile node through structured routing of kernel overlay network. Finally, the performance of mobility management mechanism is verified by theoretical analysis and simulation.

Key words: mobile grid; agent node; overlay; DHT; mobility

1 引言

移动网格^[1]在传统网格的基础上增加了对移动用户和移动资源的支持, 是一种新型的资源共享网络. 由于其包含了大量的移动设备, 因此有效的移动性管理机制是移动网格的核心功能之一.

移动网格采用分层的覆盖网络实现节点资源的分布式管理^[2]. 考虑节点的异构性, 把移动网格节点分为两类, 一类是普通节点, 它们具有高度动态性或移动性, 性能上相对较弱; 一类是代理节点, 这些是性能相对较高、运行较稳定的固定节点, 如一些大型的服务器、超级计算机等. 移动网格的体系结构设计首先把移动网格系统划分为多个管理域, 每个管理域包含一个代理节点和多个普通节点, 构成底层的虚拟聚集覆盖网络. 在此基础上, 代理节点通过虚拟

链接构成相对稳定的核心覆盖网络, 如图 1 所示. 每个管理域可以采用传统网格的集中式管理, 而管理域之间通过结构化对等网技术进行管理, 这样的体系结构一方面使系统有良好的可扩展性, 另一方面便于屏蔽普通节点的高度动态性和移动性. 稳定的代理节点形成的核心覆盖网络主要完成资源查找、节点定位、任务分配等路由相关功能. 本文在这种分层覆盖网络体系结构下, 提出移动性管理机制 LOMM.

2 相关工作

对于移动性管理方法, 理论上比较成熟的是网络层的 MIP, 它使用家乡代理 HA 和外地代理 FA 来维护移动节点的移动性. 即移动主机(MN)总是将它的 IP 地址注册到 HA, 当 MN 离开家乡网络并

收稿日期: 2012-03-18; 修回日期: 2012-04-20

基金项目: 国家自然科学基金项目(61163050); 中央高校基本科研业务费专项(DX1208B)

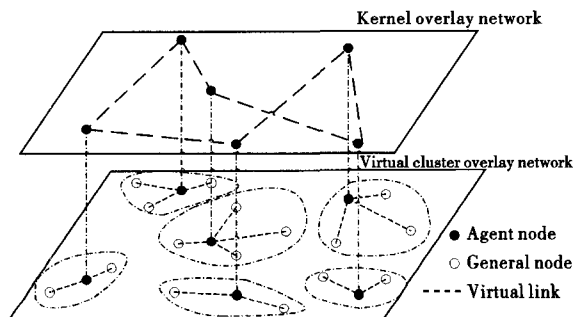


图1 移动网格的分层覆盖网络体系结构

发生 IP 地址变化时, MN 通知 HA 更新自己的 IP 地址. 当其它主机发来数据包给它原来的 IP 地址时, HA 首先截取该数据包, 通过隧道技术发送到 FA, 再转发给 MN 的新 IP 地址. 由于移动 IP 需要基础设施的功能改进而难以在网络中部署, 并且还存在三角路由、单点失效、远距离更新以及频繁更新的高维护代价等问题. 因此从覆盖网络的角度来解决节点的移动性问题成为目前的研究趋势.

研究人员在覆盖网络层解决节点的移动性提出了不同的解决方法. 文献[3-6]分别做了介绍. 这些方法具有局部有效性, 而存在不足之处.

3 移动性管理机制 LOMM

3.1 节点命名

所有节点以网络层标识(IP 地址)通过均匀哈希函数(如 SHA-1)分配唯一的序列号 nodeID, 它是节点在覆盖网络层的逻辑标识. 移动节点以首次入网时所用的 IP 地址获得逻辑标识. 节点在覆盖网络层的通信是依靠覆盖层标识, 但由于覆盖层建立在网络层之上, 因此实际的通信过程还要将覆盖层标识映射成网络层标识. 对于固定节点来说, 网络层标识与覆盖层标识的映射关系保持不变; 而移动节点由于移动导致 IP 地址可能变化, 使得映射关系也会发生变化.

3.2 注册与更新

基于分层覆盖网络的移动性管理(Layered Overlay-based Mobility Management, LOMM)引入永久代理节点、临时代理节点、状态和绑定状态的概念.

定义 1 临时代理节点 TAN, 针对每个移动节点都存在一个临时代理节点, 即当前位置所在的管理域的代理节点, 属于核心覆盖网络

定义 2 永久代理节点 PAN, 针对每个移动节点都存在一个永久代理节点, 即核心覆盖网络上与

自己 nodeID 最近的代理节点

定义 3 移动节点状态 $\langle \text{nodeID}, \text{IPaddress} \rangle$. nodeID 为节点覆盖层标识, 保持不变; IPaddress 是网络层标识, 随节点的移动而改变. 状态反映了移动节点的当前位置.

定义 4 移动节点绑定状态 $\langle \text{nodeID}, \text{TAN} \rangle$. nodeID、TAN 分别是移动节点的覆盖层标识和临时代理节点.

移动节点的注册与更新过程如图 2 所示. 图中虚线椭圆表示代理节点构成的核心覆盖网络, 两个实线圆表示两个代理节点所对应的管理域.

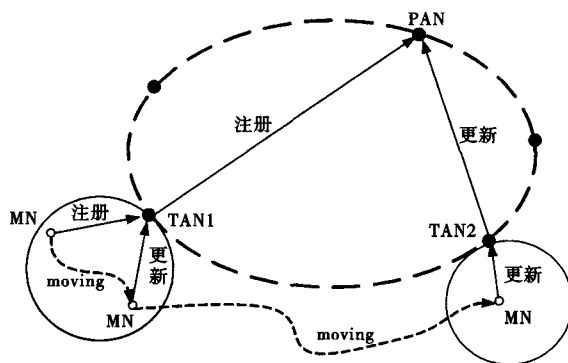


图2 移动节点的注册与更新

移动节点在加入系统时, 首先要向临时代理节点注册自己的状态 $\langle \text{nodeID}, \text{IP1} \rangle$, 然后由临时代理节点向永久代理节点 PAN 注册绑定状态 $\langle \text{nodeID}, \text{TAN1} \rangle$. 当节点发生管理域内的移动并改变了 IP 地址时, 向临时代理节点 TAN1 发送消息, 更新状态为 $\langle \text{nodeID}, \text{IP2} \rangle$; 当节点发生管理域间的移动并改变了 IP 地址时, 向新的临时代理节点 TAN2 发送更新消息, 更新状态为 $\langle \text{nodeID}, \text{IP3} \rangle$, 并由新的临时代理节点向永久代理节点 PAN 发送消息更新绑定状态 $\langle \text{nodeID}, \text{TAN2} \rangle$. 通过以上的状态和绑定状态的注册与更新, 就把移动节点的动态位置信息保存在核心覆盖网络中, 因此整个核心覆盖网就成为所有移动节点的动态信息库.

从上述过程可以看出, 临时代理保存节点的具体位置信息, 而永久代理保存节点的绑定位置信息. 临时代理随着节点位置的变化而改变, 但一个移动节点的永久代理总是不变的.

3.3 核心覆盖网的路由机制

核心覆盖网络由相对稳定的代理节点组成, 采用类 pastry 的结构化路由协议. 每个代理节点维护一个路由表(routing table)、一个叶集(leaf set)、一个固定集(fixed set)和一个移动集(mobile set), 其

中路由表和叶集与 pastry 含义相同. 固定集包含代理节点所辖管理域内的固定节点, 通常不会发生变化. 移动集包含管理域内的所有移动节点, 由于移动节点的移动性, 移动集是动态变化的.

当代理节点收到目的节点为 nodeID 的路由请求后, 执行下面的路由转发过程:

① 检查目的节点是否位于 fixed set 或者 mobile set, 若是则把消息转发到目的节点, 如果不是则转向②;

② 检查目的节点是否位于 leaf set, 若是则把消息转发到目的节点, 如果不是则转向③;

③ 使用 routing table, 找到与目的节点 nodeID 前缀至少多匹配一位的节点, 作为转发的下一跳节点; 如果找不到前缀多匹配一位的节点, 则从 routing table 和 leaf set 中寻找与目的节点 nodeID 更接近的节点作为转发的下一跳.

代理节点的路由表和叶集的维护与 pastry 类似, 这里不再详述. 对于固定集的维护, 代理节点周期性的向固定集内的节点发送探测消息, 若未收到某个节点的应答, 则认为该节点离开网络, 把该节点从固定集中删除; 若固定节点正常加入和离开网络, 则向代理节点发送注册和注销消息, 通知代理节点更新固定集, 这里假设代理节点是管理域内的知名节点. 对于移动集的维护, 移动节点若是微移动(管理域内), 则向代理节点发送更新消息, 告知 IP 地址的变化, 代理节点更新相应的表项; 移动节点若是宏移动(管理域之间), 则向新代理节点发送更新消息, 代理节点在移动集中增加对应该节点的表项, 同时移动节点还要向旧代理节点发送消息, 通知其删除移动集中的对应表项.

3.4 移动性感知

管理域内有一个或多个针对移动设备的接入点, 它们周期性的发送代理节点的信息. 移动节点移动到一个新的位置后, 如果收到的代理节点信息与上次相同, 表明它仍位于同一个管理域, 在获得新接入点分配的 IP 地址后, 向代理节点发送更新消息; 若移动节点移动到新的位置后, 收到的代理节点信息与上次不同, 说明其发生宏移动, 在获得新 IP 地址后, 向新代理节点发送更新消息, 同时向旧代理节点发送注销消息, 代理节点们收到消息后更新其移动集.

3.5 路由过程

移动网格的路由过程如图 3 所示. 通信节点 CN 试图和移动节点 MN 通信, 首先把路由请求发

送到它的代理节点, 然后按照核心覆盖网的路由机制路由到移动节点的永久代理 PAN, PAN 通过该移动节点绑定状态 $\langle \text{nodeID}, \text{TAN} \rangle$ 将消息发送到临时代理节点 TAN, TAN 根据移动节点的状态 $\langle \text{nodeID}, \text{IP} \rangle$ 将消息发送到移动节点.

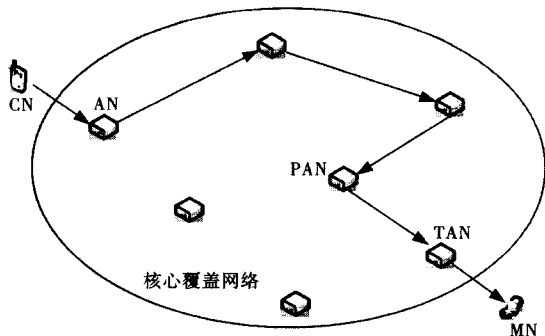


图 3 移动网格路由过程

核心覆盖网络采用类 pastry 路由机制, 路由路径长度为 $O(\log M)$, M 是核心覆盖网络规模, 即代理节点数量. 从上面的路由过程可以看出, 通信节点到移动节点的路由长度为 $O(2\log M) + 2$, 其中只有最后一跳是无线传输. 若是两个移动节点的通信, 则需要两跳无线传输, 其他路由过程仅涉及固定节点.

3.6 移动性管理机制的比较

与 MIP 相比, 首先, LOMM 由用户节点构成的核心覆盖网络实现移动性管理, 无需改变底层基础设施, 有部署的可行性; 其次, LOMM 克服了 MIP 单点失效的缺陷, 永久代理和临时代理实际上对应了家乡代理和外地代理的角色, 但是当永久代理失效时, 根据核心覆盖网的自组织、自维护特征, 会有另外一个代理节点(与移动节点的 nodeID 最近)充当永久代理, 而当临时代理失效, 可通过管理域内分布式的领导人选举算法^[7]选出新的节点充当临时代理; 最后, 由于 LOMM 引入了微移动性管理, 移动节点在微移动时只向物理上邻近的临时代理节点更新, 避免了 MIP 中远距离更新和频繁更新引入的高网络流量.

与 Cruise^[6]的平面覆盖网络的移动性管理相比, LOMM 考虑了节点的异构性, 移动节点和性能一般的固定节点不参与路由过程, 不维护路由表, 仅仅需要知道所在聚集域的代理节点; 从路由效率上说, Bristle 在最差情况下的路由长度为 $O(\log N) \cdot O(\log M)$, 其中 N 是网络中的节点总数, M 是固定节点数量, LOMM 的路由长度可以保证在 $O(2\log M) + 2$ 跳以内, 并且其中只涉及到一跳或两

跳无线传输。

4 LOMM 性能分析

4.1 定性分析

假设移动网格的节点总数为 N , 其中代理节点数量为 M . 由于核心覆盖网络采用了类 pastry 的前缀匹配路由算法, 所以核心覆盖网络上一次路由的路径长度为 $O(\log M)$. 移动节点的注册、定位和位置更新有不同的路由过程. 表 1 给出了 LOMM 和 Cruise 对应这些操作的路由时间复杂度, 用路由长度来表示。

表 1 节点注册、定位、移动时的路由时间复杂度

	节点注册	节点定位	节点移动 微移动/宏移动
LOMM	$O(\log M)+1$	$O(2\log M)+2$	$O(1)/O(\log M)+1$
Cruise	$O(\log M)+1$	$O(\log N) \cdot O(\log M)$	$O(\log M)+1$

表中节点移动所产生的路由代价是一次移动的情况, 假设移动节点在一次完整的会话过程中平均的移动次数为 m , 每次移动时宏移动的概率为 p , 则其更新路由代价的上限可以表示为 $(1-p)m + pm[\log BM + 1]$. 从上面分析可以看出, 各种操作的路由代价主要取决于核心覆盖网络的规模, 移动节点的数量多少对于各种路由操作不产生影响. 而在 Cruise 的路由机制中, 随着移动节点的百分比增加, 节点定位的路由代价也随之线性增加。

为了支持移动性, 核心覆盖网络的代理节点要维护一定规模的路由表. 路由表规模反映了路由算法的空间复杂度. 移动网格中的普通节点只需要维护所在管理域的代理节点, 路由表规模为 $O(1)$; 代理节点路由表中的 fixed set 和 mobile set 表项维护管理域内的普通节点, routing table 表项维护 $\log M$ 个代理节点, leaf set 表项维护 L 个代理节点. 核心覆盖网络需要维护的总的节点数量为 $[(N-M) + M\log M + ML]$, 因此每个代理节点平均的路由表规模为 $[(N-M)/M + \log 2M + L]$, 其中 N 是节点总数量, M 是代理节点数量, L 是设置的常数. 由于每个管理域的规模不同, 所以代理节点的路由表规模也不同, 造成负载的不平衡, 尤其是在大量移动节点涌入同一管理域的情况下, 造成该域代理节点负载迅速增加. 解决的方法是代理节点从域内指定一个普通节点升级为代理节点并加入核心覆盖网, 从而分担负载。

4.2 仿真分析

仿真工具使用 VC++6.0, 核心网络规模 M 从 1000 递增到 5000, pastry 的时间复杂度为 $O(\log_m M)$, m 取 16, 普通固定节点和移动节点的数量对于路由过程没有影响, 都设置为 2000。

实验一: 分析平均的路由长度随网络规模的变化, 模拟的路由过程从随机选择的普通节点到随机选择的移动节点. 实验结果与 cruise 移动协议相比较 (cruise 协议中移动节点的百分比影响路由长度, 这里列出的是移动节点百分比 50% 的仿真结果). 可以看出, LOMM 相比于 cruise 协议具有更优的时间复杂度。

实验二: 分析节点移动过程中的更新维护代价, 用更新路由路径长度表示, 核心网络规模为 4000, 节点宏移动概率为 0.5, 其他参数同上. 每个数据点取 100 次实验的平均值. 模拟结果表明, 不管有无微移动管理, 更新路由长度随着移动次数地增加而线性增加; 但是引入微移动管理后更新维护代价明显降低。

5 结束语

本文提出基于覆盖网络的分层分布式组织结构, 并利用核心覆盖网络的结构化路由方式解决移动性, 提出移动性管理机制 LOMM. 机制考虑了节点的异构性, 使移动节点不参与路由过程, 不维护路由表. 移动节点在感知移动后向核心覆盖网络进行状态更新, 使最新的位置信息按照一定的规则保存在核心覆盖网络中. 任何通信节点到移动节点的路由过程主要由核心覆盖网络完成, 最多只涉及两跳无线传输. 同时分层的覆盖网结构有利于引入微移动性管理, 有效降低了网络流量和维护代价。

参考文献:

- [1] DU Li-juan, YU Zhen-wei. Development of mobile grid[J]. Computer Engineering and Design, 2010, 31(6): 1166-1169.
- [2] Du Li-juan, Yu Zhen-wei. Mobile grid architecture and overlay construction[C]// ICCNT2011. Taiyuan, China, 2010: 430-433.
- [3] Weatherspoon H, Kubiawicz J. Efficient heartbeat and repair of softstate in decentralized object location and routing systems[C]// SIGOPS European Workshop. USA: New York, 2002.

(下转第 17 页)

于 P2P 僵尸网络.

4 实验结果

通过对实验环境中的测试主机分别运行 P2P 僵尸程序、其他协议僵尸程序、其他攻击程序、正常 P2P 程序和其他正常程序各 50 种,利用该系统对它们进行检测,结果如表 1 所示.

表 1 P2P 僵尸网络检测结果

检测程序类型	数量	检测结果
P2P 僵尸程序	50	48
其他协议僵尸程序	50	6
其他攻击程序	50	2
正常 P2P 程序	50	4
其他正常程序	50	1

经过计算,利用该方法检测 P2P 僵尸网络的漏报率为 4%,误报率为 6.5%. 经分析,通过增加训练集样本的数量应该能够有效降低系统的漏报率,同时对模型参数的调整可以减少因含有观察特征值的非 P2P 僵尸程序所产生的误报.

5 结束语

本文提出一种 P2P 僵尸网络的检测方法,通过隐马尔可夫模型对 P2P 僵尸网络进行数学建模以检测可疑的僵尸主机. 通过实验评估表明该方法能

够有效的对 P2P 僵尸网络进行检测. 在未来的工作中,将继续研究 P2P 僵尸网络并对模型进行优化,进一步提高检测的效率.

参考文献:

- [1] 国家计算机网络应急技术处理协调中心. 2010 年中国互联网网络安全报告[M]. 北京:电子工业出版社, 2011 年.
- [2] 诸葛建伟, 韩心慧, 周勇林, 等. 僵尸网络研究[J]. 软件学报, 2008, 19(3):702-715.
- [3] Lee WK, Wang C, Dagon D, et al. Botnet detection: countering the largest security threat[J]. New York: Springer-Verlag, 2007, 27(3):25-32.
- [4] 张琛, 王亮, 熊文柱. P2P 僵尸网络的检测技术[J]. 计算机应用, 2010, 30(S1):117-120.
- [5] 周继鹏, 朱良愿. 基于物理网络拓扑的 P2P 系统模型[J]. 微电子学与计算机, 2006, 23(10):65-67.
- [6] 孙永强, 徐昕, 黄遵国. 基于 HMM 的分布式拒绝服务攻击监测方法[J]. 微电子学与计算机, 2006, 23(10):176-186.
- [7] 林果园, 郭山清, 黄皓, 等. 基于动态行为和特征模式的异常检测模型[J]. 计算机学报, 2006, 29(9):1553-1560.

作者简介:

万 巍 男, (1982—), 博士研究生, 工程师. 研究方向为计算机网络安全.

李 俊 男, (1968—), 研究员, 博士生导师.

(上接第 13 页)

- [4] Datta A, Hauswirth M, Aberer K. Updates in highly unreliable, replicated peer-to-peer systems[C]// In Proceedings of the International Conference of Distributed Computing Systems. USA: Rhode Island, 2003.
- [5] Hildrum K, Kubiawicz J, Rao S, et al. Distributed object location in a dynamic network[C]// Proceedings of 14th ACM Symp. on Parallel Algorithms and Architectures (SPAA). Canada: Manitoba, 2002.
- [6] 夏淇. MobiGrid—移动网格的研究[D]. 上海: 上海交通大学, 2006.
- [7] Seung Chul Han, Ye Xia. Optimal leader election

scheme for peer-to-peer applications[C]// Proceedings of the Sixth International Conference on Networking (ICN'07). Sainte-Luce, Martinique, France, 2007: 111-114.

作者简介:

鞠宏军 男, (1973—), 硕士, 副教授. 研究方向为计算机网络及应用.

杜丽娟 女, (1976—), 博士研究生, 副教授. 研究方向为计算机网络及应用.