

MDFNSSDP: 基于最小转发节点覆盖集合的 无线自组网服务发现协议

高振国¹, 王 玲², 赵蕴龙³, 蔡绍滨³, 李 香³

(1. 哈尔滨工程大学自动化学院, 黑龙江哈尔滨 150001; 2. 哈尔滨工业大学计算机学院, 黑龙江哈尔滨 150001;
3. 哈尔滨工程大学计算机学院, 黑龙江哈尔滨 150001)

摘 要: 服务发现是在网络中寻找所需服务的技术, 它是无线自组网的一项基本技术. 本文提出了一个高效的无线自组网服务发现协议: MDFNSSDP. MDFNSSDP 在转发服务需求包时能充分利用各项信息最大限度减少需要覆盖的 2 跳邻居节点数量, 并选用最少的转发节点来覆盖这些 2 跳邻居, 从而大大节约了信息包开销, 提高了协议效率. MDFNSSDP 能在一次服务发现会话中完成多个服务发现任务, 并能保证服务发现会话的覆盖范围, 这一点已经通过理论分析得到了证明. 计算机仿真结果表明了 MDFNSSDP 的显著优越性.

关键词: 转发节点覆盖集合; 服务发现协议; 无线自组网

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2006) 11-2030-08

MDFNSSDP: A Minimum Dominating Forward Node Set Based Service Discovery Protocol for MANETs

GAO Zhen-guo¹, WANG Ling², ZHAO Yun-long³, CAI Shao-bin³, LI Xiang³

(1. Department of Automation, Harbin Engineering University, Harbin, Heilongjiang 150001, China;
2. Department of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin, Heilongjiang 150001, China;
3. Department of Computer Science, Harbin Engineering University, Harbin, Heilongjiang 150001, China)

Abstract: Service discovery is expected to be a crucial feature for the usability of mobile ad-hoc networks (MANETs). In this paper, Minimum Dominating Forward Node Set based Service Discovery Protocol (MDFNSSDP) is proposed. MDFNSSDP has the following characteristics. 1) MDFNSSDP deliberately reduces the number of nodes in the current node's 2-hop neighbor set that should be covered by the current node. 2) Minimum number of forward nodes are selected based on local topology information and history information piggybacking in service request packets (only these forward nodes are responsible for forwarding service request packets). 3) The coverage of service request packets is guaranteed. 4) Multiple requests can be fulfilled in just one service discovery session. Simulations show that MDFNSSDP is an effective, efficient, and prompt service discovery protocol.

Key words: dominating forward node set; service discovery protocol; Mobile Ad-Hoc Networks (MANETs)

1 引言

无线自组网 Mobile Ad-Hoc Networks (MANETs)^[1]是由若干自治的可移动的无线通讯节点自主构成的无中心的、无需任何基础结构的临时性网络. 尽量完善网络的自主管理, 减少并简化人工管理, 是无线自组网实用化的关键问题, 而服务发现技术就是解决该问题的基本技术. 利用服务发现技术, 节点可将自己所提供的服务发布出去, 并能在网络中自动搜索符合自己需求的服务并加以利用.

在服务发现技术中, 服务指任何可被其它节点利用的硬件和软件资源. 能提供服务的节点称为服务提供者; 需要服务

的节点称为服务需求者; 节点需要服务时要发送一个包含所需服务描述信息的服务需求包; 收到该包时没有匹配服务的节点要转发该包, 而有匹配服务的节点以服务回复包响应. 一次服务需求引起的所有服务需求包和服务回复包构成一个服务发现会话. 收到服务发现需求包的节点都称为在该服务发现会话的覆盖范围内.

服务发现协议的目标是在维持服务发现能力的前提下尽量减少服务发现会话中的信息包数量, 这一般通过采用高效的服务需求包转发策略来实现. 有线网服务发现协议^[2~5]等不适用于易变的无线自组网, 而现有无线自组网服务发现协议也存在各种问题, 如 Konark^[6]等泛洪式转发策略存在广播风

收稿日期: 2005-11-07; 修回日期: 2006-07-20

基金项目: 哈尔滨工程大学基础研究基金 (No. HEVUT060009)

暴问题,FFSPDP^[7]、RICFP^[8]等基于概率的方案不能保证服务需求包的覆盖范围,GSD^[9]、Allia^[10]等协议中存在大量冗余单播服务需求包,ServiceRing^[11]、DSDP^[12]等协议中多层网络结构难于维护.此外,还没有协议能在一次服务发现会话中完成多个服务发现任务.

本文提出一个无线自组网服务发现协议 Minimum Dominating Forward Node Set based Service Discovery Protocol (MDFNSSDP).它能保证服务发现会话的覆盖范围,并能在一次服务发现会话中完成多个服务发现任务.该协议在转发服务需求包时能充分利用各项信息最大限度减少需要覆盖的 2 跳邻居节点数量,并选用最少的转发节点来覆盖这些 2 跳邻居,从而节约信息包开销,提高协议效率.

2 MDFNSSDP 基础

2.1 基本数据结构

网络中每个节点周期性广播 Hello 包,其结构如图 1(a)所示.packet-type 指示包类型.sender-id 指示且发送节点.service-list 存储节点提供的服务的描述信息.life-time 指示该包的有效期.neighbor-list 存储发送者的 1 跳邻居节点列表.

邻居列表和服务信息缓存(NLSIC)用于缓存 hello 包中内容,其记录的结构与 hello 包结构相同,如图 1(b)所示.

服务需求包 Service Request Packet (SRP)的结构如图 1(c)所示.packet-id 为单调递增的编号,用于区分同一个节点产生的不同的服务需求包.source-id 指示服务需求者.visited-list 记录该包经过的节点列表,还可根据设置参数包含其它信息.sender-id 指示该包的直接发送者.receiver-list 保存由当前节点选定的所有转发节点.remain-hop 指示该包还能被转发的次数.request-list 存储服务需求描述信息列表及标志是否匹配的标志位.

每个节点都维护一个回复路径表 Reverse Route Table (RRT),其结构如图 1(d)所示.该表有两个方面用途:(1)判断服务需求包是否重复,(2)把服务回复包向发出相应服务需求包的源节点回溯.predecessor-id 指示相应服务需求包的直接发送节点,即相应服务回复包的下一跳节点.其它字段与服务需求包中的相应字段相同.

服务回复包 Service Reply Packet (SRP)的结构如图 1(e)所

packet type	sender id	service list	neighbor list	life time
-------------	-----------	--------------	---------------	-----------

(a) Hello packet

sender id	service list	neighbor list	life time
-----------	--------------	---------------	-----------

(b) NLSIC entry

packet type	packet id	source id	visited list	sender id	receiver list	remain hop	request list
-------------	-----------	-----------	--------------	-----------	---------------	------------	--------------

(c) Service request packet

predecessor id	packet id	source id
----------------	-----------	-----------

(d) RRT entry

packet type	source id	packet id	receiver id	replier id	matched service list
-------------	-----------	-----------	-------------	------------	----------------------

(e) Service reply packet

图 1 MDFNSSDP 中基本数据结构

示.source-id 指示相应服务需求包的源节点,即该包的目的地节点.receiver-id 是下一跳节点.replier-id 指示产生该回复包的节点.matched-service-list 存储所找到的所有匹配服务的描述信息列表.

2.2 符号和定义

便于描述 MFNSSDP 协议给出如下定义:

符号 意义

u 当前节点

s 节点 u 所接收到的服务需求包的服务需求者

v 节点 u 所接收到的服务需求包的直接发送者

$N_x(v)$ 节点 v 的 x 跳邻居节点集合,也就是距离节点 v 最多 x 跳的节点的集合(包括节点 v 本身)

$H_x(v)$ 距离节点 v 正好 x 跳的节点的集合

$V(v)$ 节点 v 发出的服务需求包 visited-list 字段中节点的集合(包括节点 v 本身).

$F(v, u)$ $F(v, u) = H_1(u) - N_1(v)$.

$R(v)$ 节点 v 发出的服务需求包 receiver-list 字段中节点的集合.

服务发现会话的覆盖范围:接收到属于某服务发现会话的服务需求包的节点都称为在该服务发现会话的覆盖范围之内.

转发节点:对节点 u 来说, $R(u)$ 中节点都属于转发节点.这些节点要继续转发服务需求包.

扩展覆盖:若 $H_2(u)$ 中任一个节点 w 在 $R(u)$ 中至少有一个邻居节点,则称节点 w 被节点 u 扩展覆盖.

覆盖需求节点:节点 u 转发需求包时要保证 $H_2(u)$ 中节点都能收到当前服务发现会话的需求包.但 $H_2(u)$ 中部分节点可能已从其它途径收到了服务需求包,从而不再需要由节点 u 扩展覆盖.所以 $H_2(u)$ 中一般只有部分节点需要由 u 扩展覆盖,这部分节点称为覆盖需求节点.当前节点 u 的覆盖需求节点的集合记为 $H_{CDN}(v, u)$.

转发节点覆盖集合:给定集合 $R(u)$,若 $\forall w \in H_{CDN}(v, u)$, $\exists x \in F(v, u)$ 满足 $w \in H_1(x)$,则 $R(u)$ 为节点 u 的一个转发节点覆盖集合,记为 $F_{DFNS}(v, u)$.

2.3 寻找最小转发节点覆盖集合

每个被选定的转发节点在第一次收到该服务需求包时都要继续转发,除非该服务需求包的剩余跳数减至 0.为减少服务需求包数量,转发节点覆盖集合中节点数量应最小化.把寻找最小转发节点覆盖集合的任务称为 Dominating Forward Node Set (DFNS) 问题.

用 H 代表集合 $H_{CDN}(v, u)$, C 代表节点 u 各邻居的邻居节点集合的集合,也就是 $\{\{H_1(w)\} | w \in F(v, u)\}$, F 代表 $F(v, u)$,则 DFNS 问题可描述为:

DFNS 问题:给定 H 、 C 和 F ,寻找一个节点数最少的转发节点覆盖集合 $F_{DFNS}(v, u) \subseteq F$.

因为 $H_1(F(v, u)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v)) = H_{CDN}(v, u)$ (参见定理 2),且 C 和 F 的元素之间是一一对应的,所以,DFNS 问题对应的判定问题可描述为:

DFNS 判定问题:给定正整数 k ,节点集合 $H = \{h_1, \dots$

$h_n\}$, 以集合为元素的集合 $C = \{C_1, \dots, C_m\}$ 且 $\bigcup_{C_i \in C} C_i \supseteq H$, 判定是否存在集合 $C \subseteq C$ 满足: (1) C 中元素个数为 k , (2) $\bigcup_{C_i \in C} C_i \supseteq H$.

定理 1 DFNS 问题属于 NP-complete (NPC) 问题.

证明: 首先证明 DFNS 问题属于 NP 问题, 即对一猜测解 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$ 可以在多项式时间内判定它是否是真解. $F_{\text{DFNS}}(v, u)$ 中元素个数可在 $O(1)$ 时间内获取, 而判定 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$ 是否是转发节点覆盖集合可在 $O(n^2)$ 时间内完成, 这儿 n 是覆盖需求节点的数量. 所以, 判定一个猜测解是否是真解可在 $O(1) + O(n^2) = O(n^2)$ 时间内完成, 从而 DFNS 问题属于 NP 问题.

下面证明 DFNS 问题是 NP-hard 问题, 通过证明存在一个多项式时间函数 f 能把一个已知 NPC 问题归约为 DFNS 问题实现. 这儿选定的已知 NPC 问题为 Set Cover (SC) 问题^[13].

SC 问题的相关定义如下:

覆盖集合 Set Cover: 给定 $U = \{u_1, \dots, u_n\}$, $S = \{S_1, \dots, S_m\}$, $S_i \subseteq U (i = 1, \dots, m)$ 并且 $\bigcup_{S_i \in S} S_i = U$, 若 S 的一个子集 S 满足 $\bigcup_{S_i \in S} S_i = U$, 则 S 为一个覆盖集合.

Set Cover (SC) 判定问题: 给定正整数 k , 节点集合 $U = \{u_1, \dots, u_n\}$, 以集合为元素的集合 $S = \{S_1, \dots, S_m\}$ 满足 $S_i \subseteq U (i = 1, \dots, m)$ 和 $\bigcup_{S_i \in S} S_i = U$, 确定是否存在一个节点个数为 k 的覆盖集合 $S \subseteq S$ 满足 $\bigcup_{S_i \in S} S_i = U$.

设以集合为元素的集合 $T = \{T_1, \dots, T_m\}$ 满足 $\bigcup_{T_i \in T} T_i = U$.

$U = \emptyset$, 则把 SC 问题 U, S 和 k 转换成 DFNS 问题 H, C 和 k 的多项式时间函数 f 为:

$$k = k,$$

$$H = \{h_1, h_2, \dots, h_n\} = \{u_1, u_2, \dots, u_n\} = U,$$

$$C = \{C_1, C_2, \dots, C_m\} = \{S_1 \cup T_1, S_2 \cup T_2, \dots, S_m \cup T_m\}.$$

H 可在 $O(1)$ 时间内由 U 得到, 而 C 可在 $O(m)$ 时间内得到, 所以 f 可在 $O(1) + O(m) = O(m)$ 多项式时间内完成.

下面证明函数 f 是从 SC 问题到 DFNS 问题的归约, 即当且仅当 SC 问题中的 U 有大小为 k 的覆盖集合时, 可从 (H, C) 中找到大小为 k 的转发节点覆盖集合 F_{DFNS} .

首先证明: 若 U 有大小为 k 的覆盖集合, 则 (H, C) 有大小为 k 的转发节点覆盖集合 F_{DFNS} . 假设 S 是 U 大小为 k 的覆盖集合, 且记 $V = \{i | S_i \in S\}$, 则

$$\bigcup_{i \in V} C_i = \bigcup_{i \in V} (S_i \cup T_i) = \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \in V} T_i \right) \supseteq \bigcup_{i \in V} S_i = U = H.$$

所以, $C = \{C_i | i \in V\}$ 是一个转发节点覆盖集合 F_{DFNS} 且大小为 $k = k$.

其次证明: 若 (H, C) 有一个大小为 k 的转发节点覆盖集合 F_{DFNS} , 则相应 SC 问题中 U 必然有一个大小为 k 的覆盖集合. 假定 C 是 (H, C) 的转发节点覆盖集合且其大小为 k . 记 $V = \{i | C_i \in C\}$, 则

$$\begin{aligned} U = H &= \left(\bigcup_{i \in V} C_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \notin V} C_i \right) = \left(\bigcup_{i \in V} (S_i \cup T_i) \right) \cup \left(\bigcup_{i \notin V} T_i \right) \\ &= \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \in V} T_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \notin V} T_i \right) = \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup H = H. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &= \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \notin V} T_i \right) = \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup \left(\bigcup_{i \notin V} T_i \right) \\ &= \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup \emptyset \\ &= \left(\bigcup_{i \in V} S_i \right) \cup U \end{aligned}$$

所以,

$$\bigcup_{i \in V} S_i \supseteq U \quad (1)$$

另外根据 SC 问题的定义有,

$$\bigcup_{i \in V} S_i \subseteq \bigcup_{i \in \{1, \dots, m\}} S_i = U \quad (2)$$

综合式 (1) 和 (2) 得到

$$\bigcup_{i \in V} S_i = U$$

所以, $S = \{S_i | i \in V\}$ 是 U 的大小为 k 的覆盖集合.

综上可知, DFNS 问题属于 NPC 问题.

既然 DFNS 属于 NPC 问题, 所以提出了如下所示贪婪最小 DFNS 算法从 H, C 和 F 中寻找最小的转发节点覆盖集合 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$.

算法: 贪婪最小 DFNS 算法

(1) 令 $F_{\text{DFNS}}(v, u) = \emptyset$ (空集), $H_{\text{RC}}(v, u) = \emptyset$.

(2) 从 $F(v, u)$ 选取 $|H_1(w) - H_{\text{CDN}}(v, u) - H_{\text{RC}}(v, u)|$ 最大的节点 w . 若存在相同值, 则从中选取 $|H_1(w) - H_{\text{CDN}}(v, u)|$ 最大的节点 w . 若还存在相同值, 则从中选取 ID 最小的节点 w .

(3) $F_{\text{DFNS}}(v, u) = F_{\text{DFNS}}(v, u) \cup w$, $F(v, u) = F(v, u) - w$.

(4) $H_{\text{RC}}(v, u) = H_{\text{RC}}(v, u) \cup H_1(w)$. 若 $H_{\text{RC}}(v, u) \supseteq H_{\text{CDN}}(v, u)$, 算法结束. 否则转到第 2 步.

3 MDFNSSDP 协议的运行过程

MDFNSSDP 有三个基本过程: Hello 包广播、服务需求包转发、服务回复包路由.

3.1 Hello 包广播

所有节点周期性广播 Hello 包, 它只传输 1 跳. Hello 包可在接收节点的 NLSIC 中缓存一段时间. 发送 Hello 包之前节点都要根据其 NLSIC 中信息更新包内容. Hello 包 service-list 字段包含的内容由参数 S_{TYPE} 指定.

(1) 若 $S_{\text{TYPE}} = \text{NONE}$, 则该字段不包含任何信息.

(2) 若 $S_{\text{TYPE}} = \text{SELF}$, 则该字段仅包含提供的所有服务的描述信息 (若它提供服务的话).

(3) 若 $S_{\text{TYPE}} = \text{HOP1}$, 则该字段包括该节点及其所有 1 跳邻居的服务描述信息.

(4) 若 $S_{\text{TYPE}} = \text{HOP2}$, 则该字段包括该节点及其所有 1 跳和 2 跳邻居的服务描述信息.

3.2 服务需求包转发

需要服务时节点首先看自己或 NLSIC 中是否有匹配服务. 若有则成功. 否则要构造服务需求包并根据转发规则更新服务需求包的内容后发送出去.

服务需求包的 request-list 字段能包含多个服务需求 (设其个数为 C_{SIZE}), 所以能在一次服务发现会话中完成多项服务发现任务.

3.2.1 确定是否转发服务需求包

节点收到服务需求包或需要服务时都要判断是否要转发

服务需求包.若下面 4 个条件同时满足就转发.

- (1) 该节点此前没有收到属于当前服务发现会话的服务需求包(这可根据 RRT 中信息判断).
- (2) 该包的 remain-hop 字段大于 0.
- (3) 该包的 receiver-list 中节点数为 0,或者列表中节点数大于 0 且当前节点在列表内.
- (4) 服务需求包的服务需求列表中有未匹配的服务.该条用于实现 MDFSNDP 的多任务特性.

3.2.2 转发服务需求包

节点按如下 5 步转发服务需求包.

- (1) 确定覆盖需求节点集合 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$.
- (2) 调用贪婪最小 DFNS 算法从 $H_{\text{CDN}}(v, u)$, $F(v, u)$ 和 $\{H_1(w) | w \in H_1(u)\}$ 中寻找 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$.
- (3) 封装 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$ 中节点到服务需求包 receiver-list 内.
- (4) 更新服务需求包其它字段内容(参见 3.2.3 节).
- (5) 以广播方式把修改后的服务需求包发送出去.

3.2.3 更新服务需求包内容

转发服务需求包之前要更新服务需求包中某些字段的内容.visited-list 字段中内容由协议参数 V_{TYPE} 确定,而 visited-list 字段中条目数由协议参数 V_{SIZE} 确定.

- (1) 若 $V_{\text{TYPE}} = \text{NONE}$,visited-list 字段为空.
- (2) 若 $V_{\text{TYPE}} = \text{SELF}$,visited-list 仅包含当前节点 u .
- (3) 若 $V_{\text{TYPE}} = \text{HOP1}$,visited-list 包含 $N_1(u)$.
- (4) 若 $V_{\text{TYPE}} = \text{HOP2}$,visited-list 字段包含 $N_2(u)$.
- (5) 若 visited-list 中条数大于 V_{SIZE} 则删除最早条目.
- (6) 若节点发现了匹配服务,则更改 request-list 字段中相应需求的状态位为“已匹配”.
- (7) remain-hop 字段的值减 1.

3.3 服务回复包路由

若某节点发现了匹配服务,不管是该节点自己的还是从 NLSIC 中发现的,当前节点都要构造服务回复包并发送出去.

节点收到服务回复包后先查看其中匹配服务信息,若该匹配服务信息已在先前转发过的服务回复包中发现过,则丢弃该包.否则找到 RRT 表中对应条目,将该条目的 predecessor-id 存入服务回复包的 receiver-id 字段,然后以单播方式转发给 predecessor-id 节点.这样,服务回复包将回溯到相应的服务需求者.

3.4 MDFSNDP 服务需求包转发过程示例

服务需求包的 visited-list 的内容由 V_{TYPE} 确定,所以可能无法从服务需求包中直接得到 $N_2(V(v))$,但可根据 NLSIC 中缓存的 2 跳局部拓扑信息间接得到 $N_2(V(v))$ 中部分节点,进而从 $H_2(u)$ 中剪除这些节点.下面以图 2 为例介绍节点 C 如何转发从节点 A 收到的服务需求包.

节点 C 可从其 NLSIC 中获取如下局部拓扑信息:

$$H_1(C) = \{A, B, D, G, H, I\}$$

$$H_1(A) = \{B, C, D, E\}$$

$$H_1(B) = \{A, C, F\}$$

$$H_1(D) = \{A, C, E, J\}$$

$$H_1(G) = \{C, F\}$$

$$H_1(H) = \{C, L, M\}$$

$$H_1(I) = \{C, N\}$$

$$H_2(C) = \{E, F, J, L, M, N\}$$

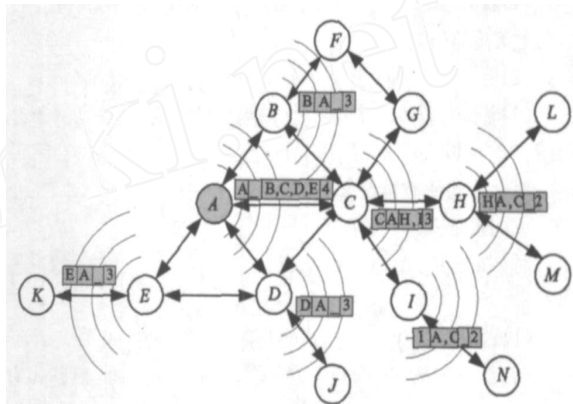


图 2 无线自组网实例

设 $V_{\text{TYPE}} = \text{SELF}$ 且 $V_{\text{SIZE}} = 1$, 则 $V(A) = \{A\}$. 节点 C 无法获取 $N_2(V(A)) = \{A\} + H_1(A) + H_2(A)$ 中全部节点而只能:

- (1) 从服务需求包中获知发送节点 A.
- (2) 从其 NLSIC 中直接获取 $H_1(A)$.
- (3) 从其 NLSIC 中间接获得 $H_2(A)$ 中部分节点. 例如, 节点 C 知道 $\{A, F\} \subseteq H_1(B)$ 且 $F \in H_1(A)$, 所以 $F \in H_2(A)$. 如此节点 C 可断定 $\{F, G, H, I, J\} \subseteq H_2(A)$.

综合以上信息,节点 C 可确定 $H_{\text{CDN}}(A, C)$ 为:

$$\begin{aligned} H_{\text{CDN}}(A, C) &= H_2(C) - N_2(V(A)) \\ &= H_2(C) - \{A\} - H_1(A) - H_2(A) \\ &= \{E, F, J, L, M, N\} - \{A\} - \{B, C, D, E\} \\ &\quad - \{F, G, H, I, J\} \\ &= \{L, M, N\} \end{aligned}$$

节点 C 还可确定候选转发节点集合 $F(A, C)$ 为:

$$\begin{aligned} F(A, C) &= H_1(C) - N_1(A) = H_1(C) - \{A\} - H_1(A) \\ &= \{A, B, D, G, H, I\} - \{A\} - \{B, C, D, E\} \\ &= \{G, H, I\} \end{aligned}$$

然后,节点 C 利用贪婪最小 DFNS 算法寻找到最小转发节点覆盖集合为 $F_{\text{DFNS}}(A, C) = \{H, I\}$.

4 MDFSNDP 协议性质分析

4.1 转发节点支配集合的存在性

转发节点支配集合 $F_{\text{DFNS}}(v, u)$ 的存在性指 $F(v, u)$ 中存在节点集合能覆盖 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 这一性质,即 $H_1(F(v, u)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v)) = H_{\text{CDN}}(v, u)$. 关于这一点有引理 1 和定理 2.

引理 1 $N_2(v) = H_1(N_1(v))$.

证明: 证明该引理即证明下式 (3) 和 (4) 都成立.

$$N_2(v) \subseteq H_1(N_1(v)) \quad (3)$$

$$N_2(v) \supseteq H_1(N_1(v)) \quad (4)$$

另外有:

$$N_2(v) = \{v\} + H_1(v) + H_2(v) \quad (5)$$

$$H_1(N_1(v)) = H_1(\{v\} + H_1(v)) = H_1(v) + H_1(H_1(v)) \quad (6)$$

首先证明式(3)成立.

对 $\forall w \quad N_2(v) = \{v\} + H_1(v) + H_2(v)$ 分如下情形考虑:

(1) 若 $w \in \{v\}$, 则 $w \in H_1(H_1(v))$. 据式(6)有 $w \in H_1(H_1(v)) \subseteq H_1(N_1(v))$.

(2) 若 $w \in H_1(v)$, 据式(6)有 $w \in H_1(v) \subseteq H_1(N_1(v))$.

(3) 若 $w \in H_2(v)$, 根据 $H_x(v)$ 集合的定义, 有 $H_2(v) \subset H_1(H_1(v))$, 所以 $w \in H_1(N_1(v))$.

综合上述所有情况知式(3)成立.

下面再证式(4)成立.

对 $\forall w \quad H_1(N_1(v)) = H_1(v) + H_1(H_1(v))$ 分如下情形考虑:

(1) 若 $w \in H_1(v)$, 则据式(5)有 $w \in H_1(v) \subseteq N_2(v)$.

(2) 若 $w \in H_1(H_1(v)) - H_1(v) = \{v\} + H_2(v)$, 则据式有 $w \in \{v\} + H_2(v) \subseteq N_2(v)$.

综合上述所有情况可知式成立.

综上所述, 该引理成立.

定理 2 $H_1(F(v, u)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v))$.

证明: 因为 $F(v, u) = H_1(u) - N_1(v) = H_1(u) - H_1(v) - v$, 所以有:

$$H_1(F(v, u)) = H_1(H_1(u) - N_1(v)) \supseteq H_1(H_1(u)) - H_1(N_1(v)) \quad (7)$$

式(7)中右边第一部分满足下式:

$$H_1(H_1(u)) \supseteq H_2(u) \quad (8)$$

考虑到 $v \in V(v)$ 和引理 1, 式(7)中第二部分有:

$$N_2(V(v)) \supseteq N_2(v) = H_1(N_1(v)) \quad (9)$$

将式(8)和式(9)代入式(7)得:

$$H_1(F(v, u)) \supseteq H_1(H_1(u)) - H_1(N_1(v)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v)) \quad (10)$$

式(10)说明该定理成立.

定理 2 证明了转发节点支配集合的存在性, 即 $H_1(F(v, u)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v)) = H_{\text{CDN}}(v, u)$.

4.2 MDFNSSDP 协议的覆盖维持性

MDFNSSDP 协议覆盖维持性指其能保证服务发现会话覆盖范围这种性质, 即采用该策略时服务需求包的覆盖范围与采用泛洪策略时的覆盖范围相同. 虽然 MDFNSSDP 把 $H_{\text{CDN}}(v, u)$ 从 $H_2(u)$ 缩小到 $H_2(u) - N_2(V(v))$, 但仍能保证服务需求的覆盖范围. 关于其覆盖维持性有下面的引理和定理. 这些引理和定理都基于如下假设.

假设 1 采用的 MAC 协议是理想的, 节点广播出的信息包都能被其所有邻居正确及时收到.

假设 2 证明过程中不考虑 remain-hop 的影响.

假设 3 不考虑所需服务都已匹配而取消转发的情形.

引理 2 $V(v)$ 中节点已经被当前服务发现会话所覆盖.

证明: $V(v)$ 中节点是当前服务发现会话已经经过的节点, 所以根据对覆盖的定义, 该引理显然成立.

引理 3 $H_1(V(v))$ 中节点已被当前服务发现会话覆盖.

证明: 根据 $V(v)$ 的定义, $V(v)$ 中的每个节点 w 都已经接收到了属于当前服务发现会话的服务需求包, 且 w 已经转发过服务需求包. 根据假设 1, $H_1(w)$ 中所有节点都能收到 w 转发的服务需求包. 证毕.

定理 3 MDFNSSDP 中取 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 能保证 $H_2(u)$ 中所有节点被当前服务发现会话覆盖.

证明: 根据服务发现会话中各节点转发服务需求包的先后次序把节点编号为 $i (i = 1, 2, \dots, n)$, 其中 n 为该服务发现会话中发送过服务需求包的节点总数. 下面通过数学归纳法证明该定理在 $i = 1, 2, \dots, n$ 时均成立.

基础: 当 $i = 1$ 时该定理成立. 原因如下:

当 $i = 1$ 时有 $v = u = s$. 节点 u 选择转发节点时有 $V(v) = \emptyset$ (空集), $H_1(V(v)) = \emptyset$, $H_2(V(v)) = \emptyset$, 从而 $N_2(V(v)) = V(v) + H_1(V(v)) + H_2(V(v)) = \emptyset$. 所以 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v)) = H_2(u)$. 根据定理 2 及 $F_{\text{DNS}}(v, u)$ 的选择原则可知取 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 能保证 $H_2(u)$ 中所有节点被当前服务发现会话所覆盖. 即 $i = 1$ 时成立.

假设: 该定理对任意 $i \in K(1 \leq K \leq n-1)$ 都成立, 即若取 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$, 能保证 $H_2(u)$ 中所有节点被当前服务发现会话所覆盖.

递推: 下面证明当 $i = K+1$ 时该定理依然成立. $H_2(u)$ 中节点分四部分: $H_2(u) - V(v)$, $H_2(u) - H_1(V(v))$, $H_2(u) - H_2(V(v))$, $H_{\text{CDN}}(v, u)$.

(1) 根据引理 2, 第一部分 $V(v)$ 中节点已经被覆盖.

(2) 根据引理 3, 第二部分 $H_2(u) - H_1(V(v))$ 中节点也已经被覆盖.

(3) 根据 i 的定义, $V(v)$ 中节点编号都小于当前节点 u 的编号 $K+1$. 根据假设条件, 对 $\forall w \in V(v)$ 有 $H_2(w)$ 中节点已经保证被覆盖, 所以第三部分 $H_2(u) - H_2(V(v))$ 中节点已经被覆盖.

(4) 下面证明 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 中节点能保证被覆盖. 因 $R(u) \subseteq H_1(u)$ 所以 $R(u)$ 中节点都能正确及时收到节点 v 转发的服务需求包. 虽然 $R(u)$ 中节点是转发节点, 但对于 $\forall w \in R(u)$, 节点 w 是否转发还取决于该包是新包还是重复包, 所以有下面两种情形:

(a) 若该包对 w 是新包, 则 w 要继续转发该包. 根据假设 1 有 $H_1(w)$ 中节点能保证被当前服务发现会话覆盖.

(b) 若该包对 w 是重复包, 则 w 不再继续转发该包. 假设 w 收到的属于当前服务发现会话的第一个服务需求包是节点 x 发送的, 则节点 x 的编号肯定小于节点 u 的编号 $K+1$. 根据假设条件, $H_2(x)$ 中所有节点都能保证被覆盖. 另外 $H_1(x)$ 和节点 x 本身已经被覆盖, 所以 $N_2(x) = \{x\} + H_1(x) + H_2(x)$ 中所有节点已经保证被覆盖. 考虑到 $H_1(w) \subseteq N_2(x)$, $H_1(w)$ 已经在节点 x 转发服务需求包时保证被覆盖.

综合以上各情形知, 对 $\forall w \in R(u)$, $H_1(w)$ 中节点都能保证被覆盖, 所以 $H_1(R(u))$ 能保证被覆盖. 根据定理 2, $H_1(F(v, u)) \supseteq H_2(u) - N_2(V(v)) = H_{\text{CDN}}(v, u)$. 考虑到 $F_{\text{DNS}}(v, u)$ 的选择原则, $H_1(F_{\text{DNS}}(v, u)) \supseteq H_{\text{CDN}}(v, u)$. 所以 $H_{\text{CDN}}(v, u)$ 中节点都能保证被当前服务发现会话覆盖. 所以当 $i = K$

+1 时该定理仍然成立。

综上所述,根据数学归纳法原理可知该定理对 $i = 1, 2, \dots, n$ 时均成立。

引理 4 MDFNSSDP 中若取 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 则 $N_2(u)$ 中节点都能保证被当前服务发现会话覆盖。

证明: $N_2(u) = \{u\} + H_1(u) + H_2(u)$, 分如下情形考虑:

- (1) 节点 u 已经被当前服务发现会话覆盖。
- (2) 节点 u 要转发服务需求包, 则据假设 1 有 $H_1(u)$ 中都能被当前服务发现会话覆盖。
- (3) 根据定理 3, $H_2(u)$ 中节点都能保证被当前服务发现会话覆盖。

综上所述,该引理成立。

引理 5 MDFNSSDP 中, 若某节点已经收到了当前服务发现会话的服务需求包, 则该节点的所有邻居都能被当前服务发现会话覆盖。

证明: 不失一般性, 假设节点 w 已被当前服务发现会话覆盖, 且 w 第一次收到属于当前服务发现会话的服务需求包由节点 x 发送, 则 w 可能被节点 x 选为转发节点, 也可能没被选为转发节点。

(1) 若节点 w 被选为转发节点, 则它肯定要转发该包。根据假设 1, 节点 w 的所有邻居 $H_1(w)$ 都能收到节点 w 转发的服务需求包。

(2) 若节点 w 没被选为转发节点, 则根据引理 4, $N_2(x)$ 中节点都能保证被当前服务发现会话覆盖。因 $H_1(w) \subseteq N_2(x)$, 所以节点 w 的所有邻居 $H_1(w)$ 都能收到 w 转发的需求包。

综上所述,该引理成立。

定理 4 MDFNSSDP 中, 若无线自组网是连通的, 则网络中所有节点都能收到服务需求者的服务需求包。

证明: 连通网络中从任意节点经由 1 跳或多跳都可到达任意其它节点, 所以在服务需求者 s 和其它任意节点 w 之间存在一条或多条路径。假设 $s \rightarrow x_1 \rightarrow x_2 \rightarrow \dots \rightarrow x_n \rightarrow w$ 是从 s 到 w 的一条路径。下面沿这条路径证明节点 w 肯定能收到节点 s 的服务需求包。

根据假设 1, $x_1 \in H_1(s)$ 肯定能收到服务需求者 s 发送的服务需求包。然后沿路径 $s \rightarrow x_1 \rightarrow x_2 \rightarrow \dots \rightarrow x_n \rightarrow w$ 依次应用引理 5, 可得节点 x_1, x_2, \dots, x_n, w 都能收到节点 s 发送的服务需求包。证毕。

定理 4 表明: MDFNSSDP 协议取 $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 仍能保证服务发现会话的覆盖范围。

4.3 服务需求包转发算法的时间复杂性

服务需求包转发操作是 MDFNSSDP 协议中计算量最大的部分。关于其时间复杂度, 有下面的定理。

定理 5 MDFNSSDP 协议中服务需求包转发过程的时间复杂度为 $O(n^3)$ (n 为网络中所有节点 w 的 $N_2(w)$ 集合中节点数量的最大值)。

证明: 转发服务需求包过程中, $F(v, u) = H_1(u) - N_1(v)$ 能在 $O(n_2)$ 时间内从 $H_1(u)$ 和 $N_1(v)$ 中获取, $H_{\text{CDN}}(v, u) = H_2(u) - N_2(V(v))$ 能在 $O(n_2)$ 时间内从 $H_2(u)$ 和 $N_2(V(v))$ 中获取, 而贪婪最小 DFNS 算法可在 $O(n_3)$ 时间内完成, 所以总

时间复杂度为 $O(n^2) + O(n^2) + O(n^3) = O(n^3)$ 。

5 MDFNSSDP 协议的仿真研究

这一节中通过仿真来研究 MDFNSSDP 的性能。

5.1 性能指标

利用如下四个指标来评估协议性能。

- (1) 服务需求包数: 表示一次仿真中所发送的服务需求包总数。
- (2) 成功服务发现会话数: 表示一次仿真中获得成功的服务发现会话数量。它表征服务发现协议的协议能力。
- (3) 平均响应时间: 服务发现响应时间为从服务需求者发出服务需求包到收到第一个服务回复包的时间间隔, 该指标表征服务发现协议的快速性。
- (4) 成功会话数与服务包总数的比值 (Suc2Total): 该指标为成功服务发现会话数与服务包总数 (包括服务需求包和服务回复包) 的比值。它表征协议效率。

5.2 仿真模型

在 Gomosim^[14] 中进行了仿真研究。选用 IEEE 802.11 作为 MAC 协议, 并选用应用最广泛的 Random Waypoint Model (RWM) 移动模型。RWM 移动模型中节点首先在某位置停留一段随机时间 $T_p \in [T_{\min}, T_{\max}]$, 然后随机选取一个目标位置, 以随机速度 $v \in [V_{\min}, V_{\max}]$ 向该目标位置移动。到达目的地后再随机停留一段时间 T_p , 如此重复上述过程。仿真中 $T_{\min} = T_{\max} = 0$, $V_{\min} = V_{\max} = V$ 。

5.3 选择对比协议

将 MDFNSSDP 协议与泛洪式服务发现协议 (用 BASIC 标记)、GSD^[9]、SSDP^[12] 进行了对比仿真。

BASIC 协议是最简单最原始的服务发现协议, 作为评价协议性能的基准。该协议中所有节点都要继续转发所收到的新服务需求包, 除非服务需求包到达规定的跳数限制。

GSD 协议中, 服务根据其类型和外延划分成多个组。每个服务节点都要周期性发送服务广播包。服务广播包中既包含该节点所提供服务的描述信息, 也包括该节点的邻居节点所提供服务的组别信息。服务广播包中的信息可被缓存一段时间并转发。当需要转发服务需求包时, 节点根据缓存中的信息选取服务需求包的下一跳节点。

DSDP 协议在无线自组网基础之上建立并维护一个两层的逻辑骨干网。所有的节点都属于逻辑第一层。根据节点间链接稳定度, 邻居节点数等信息, 选择部分节点作为骨干节点。被选出的骨干节点构成骨干网, 作为逻辑第二层。DSDP 协议中, 其骨干网的构造过程分为三个阶段: 骨干节点选择, 骨干网建立, 骨干网维护。这三个阶段都基于节点周期性发送 Hello 包实现。骨干网建立之后, 服务发现的数据包都沿着骨干网传播, 这能较好的减少服务需求包的冗余度。

5.4 仿真结果

通过仿真研究无线传输半径对协议性能的影响。表 1 为仿真试验所选用的基本参数。仿真开始时将 100 个节点随机均匀放置于 1000m × 1000m 矩形场景中, 并随机选定 100 个服务节点提供随机选定的服务。每次仿真中产生 100 次服务发

现请求,这些请求由随机选定的节点在随机选定的时间发起。后面仿真结果的置信区间的置信度均为 95 %。

表 1 仿真实验基本参数

参数	值	参数	值
仿真场景	1000m × 1000m	服务广播包跳数	1
节点数量	100	服务需求包跳数	3
仿真时间	1000s	速度 V	10m/s
无线带宽	1Mbps	服务节点数量	100
服务发现会话数	100	STYPE(MDFNSSDP)	SELF
服务组数	2	VTYPE(MDFNSSDP)	SELF
组中服务数	5	VSIZE(MDFNSSDP)	-1
服务广播间隔	20s	CSIZE(MDFNSSDP)	1
SIC 信息有效期	21s		

图 3 所示为各服务发现协议在不同无线传输半径情况下的性能特点。仿真结果表明,MDFNSSDP 协议具有最小的服务发现需求报数量(图 3(a)),最高的服务发现会话数量(图 3(b)),较快的服务发现响应速度(图 3(c)),最高的协议效率(图 3(d))。

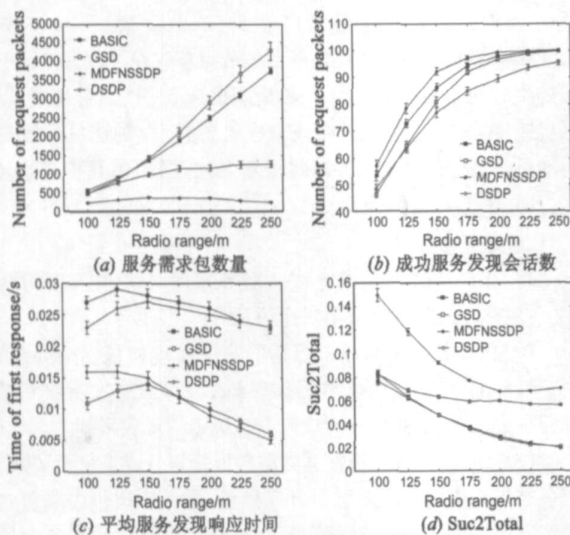


图 3 典型服务发现协议性能比较

6 结论

本文提出无线自组网服务发现协议 MDFNSSDP 具有如下特点:

- (1) 该协议能保证服务发现会话的覆盖范围。这由定理 4 证明。
- (2) 该协议能在一次服务发现会话中完成多个服务发现任务。
- (3) 该协议在转发服务需求包时能充分利用各项信息最大限度减少需要覆盖的 2 跳邻居节点数量。
- (4) 该协议利用贪婪算法选用最少的转发节点来覆盖这些 2 跳邻居。
- (5) 该协议节约了服务回复包开销。

仿真分析表明,MDFNSSDP 协议是一个低开销的、高效的、快速的无线自组网服务发现协议。

参考文献:

- [1] IETF. Mobile ad-hoc network (MANET) working group [EB/OL]. <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>, 2003-12-11.
- [2] Guttman E, Perkins C, Veizades J, Day M. Service location protocol, RFC 2165 [EB/OL]. <http://www.apps.ietf.org/rfc/rfc2165.html>, 2006-05-10.
- [3] Sun Microsystems. Jini architecture specification, Version 1.2 [EB/OL]. <http://www.sun.com/software/jini/specs/jini1.2html/jini-title.html>, 2006-05-10.
- [4] Microsoft Corporation. Universal plug and play: background [EB/OL]. <http://www.upnp.org/download/UPNP.UnderstandingUPNP.doc>, 2006-05-23.
- [5] Salutation Consortium. Salutation architecture specification, Version 2.0C. [EB/OL]. <http://www.salutation.org/specordr.htm>, 2003-12-11.
- [6] Helal S, Desai N, Verma V, Lee C. Konark: a service discovery and delivery protocol for ad-hoc networks [A]. Proceedings of the Third IEEE Conference on Wireless Communication Networks [C]. New Orleans, USA, 2003. 2107 - 2133.
- [7] Gao Z G, Yang X Z, Cai S B. FFPSDP: Flexible forward probability based service discovery protocol [J]. Journal of Harbin Institute of Technology, 2005, 37(9): 1265 - 1270.
- [8] Gao Z G, Yang X Z, Ma T Y, Cai S B. RICFFP: an efficient service discovery protocol for MANETs [A]. Proceedings of the 2004 International Conference on Embedded And Ubiquitous Computing [C]. Aizur Wakamatsu City, Japan: Springer-Verlag, 2004. 786 - 795.
- [9] Chakraborty D, Joshi A, Yesha Y, Finin T. GSD: a novel group-based service discovery protocol for MANETs [A]. Proceedings of the 4th IEEE Conference on Mobile and Wireless Communications Network [C]. Stockholm, Sweden, 2002. 140 - 144.
- [10] Ratsimor O, Chakraborty D, Joshi A, Finin T. Allia: alliance-based service discovery for ad-hoc environments [A]. Proceedings of the 2nd ACM International workshop on Mobile commerce [C]. Atlanta, Georgia, USA, 2002. 1 - 9.
- [11] Klein M, Ries B K, Obreiter P. Service rings-a semantic overlay for service discovery in ad hoc networks [A]. Proceedings of the 14th International Workshop on Database and Expert Systems Applications [C]. Prague, Czech, 2003. 180 - 185.
- [12] Kozat U C, Tassiulas L. Service discovery in mobile ad hoc networks: an overall perspective on architecture choices and network layer support issues [J]. Ad Hoc Networks, 2004, 5(2): 23 - 44.
- [13] Chvatal V. A greedy heuristic for the set-covering problem [J]. Mathematics of Operations Research, 1979, 4(3): 233 - 235.

- [14] Xiang Z, Bagrodia R, Gerla M. GloMoSim: a Library for Parallel Simulation of Large-scale Wireless Networks [A]. Proceedings of the 12th workshop on Parallel and Distributed Simulation [C]. Banff, Alberta, Canada, 1999. 154 - 161.

作者简介:



高振国 男, 1976 年生于济南. 现为哈尔滨工程大学教师. 2006 年在哈尔滨工业大学计算机学院计算机系统结构学科获得博士学位. 主要研究方向: 无线自组网、普及计算、移动计算等.
E-mail: gag@ftcl.hit.edu.cn

王玲女, 1973 年生于哈尔滨. 博士, 副教授. 哈尔滨工业大学计算机学院副教授. 于 2004 年在美国内华达州大学拉斯维加斯校区计算机系获得博士学位. 主要研究方向: 芯片设计、传感器网络、高层综合等. E-mail: lwang@ftcl.hit.edu.cn

赵蕴龙 男, 1973 年生于哈尔滨. 现为哈尔滨工程大学高可信计算中心教师. 2005 年在哈尔滨工业大学计算机学院计算机系统结构学科获得博士学位. 主要研究方向: 无线自组网、IP 地址自动分配、Internet 网络接入技术等. E-mail: zhaoyunlong@hrbeu.edu.cn

蔡绍滨 男, 1973 年生于哈尔滨. 现为哈尔滨工程大学高可信计算中心教师. 2005 年在哈尔滨工业大学计算机学院计算机系统结构学科获得博士学位. 主要研究方向: 无线自组网、路由协议、多播协议等. E-mail: caishaobin@hrbeu.edu.cn