

基于密度和距离的任播路由协议

徐 昕^{1,2} 顾云丽^{1,2} 杜 杰² 钱焕延¹

(南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)¹

(南京信息工程大学计算机与软件学院 南京 210044)²

摘 要 针对任播中常用的最短路径算法在无线 Ad hoc 网络等高动态性网络中路由健壮性不高的缺点,提出了一种基于密度和距离的任播路由协议。协议路由选择由目标距离及目标周边任播组员的数目(即密度)决定。在高动态性网络中,选择密度较大的组员作为目标,传输过程中若发现目标失效,可重路由至周围其他任播组员的概率较高,路由健壮性较好。协议通过参数 k 值可调节距离和密度的权重,从而影响任播组员的选择优先顺序,具有较好的可调节性和适应性。仿真实验表明,协议可以根据不同网络状况(链接故障率、移动节点速度)通过调节 k 值,在路由健壮性及路由效率两者之间做出较好的权衡。

关键词 密度,距离,任播,路由协议

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A

Anycast Routing Protocol Based on Density and Distance

XU Xin^{1,2} GU Yun-li^{1,2} DU Jie² QIAN Huan-yan¹

(School of Computer Science and Technology, Nanjing University of Science & Technology, Nanjing 210094, China)¹

(Institute of Computer & Software, Nanjing University of Information Science & Technology, Nanjing 210044, China)²

Abstract Aiming at bad performance of robustness of shortest path anycast routing algorithm in highly dynamic networks as an example of wireless Ad hoc network, an anycast routing protocol based on density and distance was proposed. In the protocol, routing target selection was determined by both the distance factor and anycast members surroundings(i. e. density) of the target. Routing towards a dense anycast member population increased the probability that a packet eventually reaches any anycast member because packets could more easily be re-routed to neighboring anycast members when the targeted one became unreachable, making this protocol's performance greater at robustness. In this protocol, parameter k adjusts the weight of distance and density hence influences respective selection priority of each anycast member. So, the protocol is characteristic of adaptable. Simulation was performed to evaluate this protocol. According to network status(link downtime and moving node speed), by adjusting parameter k , routing robustness and routing efficiency are better balanced.

Keywords Density, Distance, Anycast, Routing protocol

任播是 IPv6 提供的一种新型网络服务,为一个发送者和通信组中的任意一个之间实现通信。任播是一种非常有用的服务,它已在 DNS、镜像服务器等众多领域发挥着重要的作用^[1-3],也应用在无线传感器网络、无线 Ad hoc 网络中^[4,5],如在无线传感器网络中将探测数据传递至多汇聚节点中任意一个。目前常用的任播路由协议为最短路径协议,简单易实现,配置简单,但在高动态性网络中(如无线 Ad hoc 网络、无线传感器网络),由于在传输过程中目标节点或路径中中间节点的失效,数据包丢失率较高。

本文提出一种基于密度和距离的任播路由协议。跟以往任播路由协议不同的是,本协议在选择目标任播组员时,不仅要参考发送者与目标的距离(本文中距离值为跳数),还要参考目标周围任播组员的数目(即密度)。

1 问题的提出与解决

本文标记 A 为某任播地址; $G(A)$ 为共享 A 的通信组成员集合; A_i 为 $G(A)$ 中第 i 个组员; N 为 $G(A)$ 组员数目。

以往任播路由协议多采用最短路径算法,但在高动态性网络中,如无线 Ad hoc 网络,节点经常因为能源耗尽或其他故障而失效,数据包丢失率较高,因此最短路径算法并不适用于高动态性网络。如图 1 所示,设 $A_1, A_2, \dots, A_i, \dots, A_N$ 为 $G(A)$ 组员,其中 A_i 为离发送者 R 最短距离的 $G(A)$ 组员。最短路径算法中会选择 A_i 为目的地,数据包传递过程中,若 A_i 失效,但由于路由算法的慢收敛性,直至在中间节点 n_2 才发现 A_i 不可达,此时再在 n_2 处可重路由至周围其他 $G(A)$ 组员的概率较低。

到稿日期:2008-12-03 返修日期:2009-02-09 本文受国防科工委应用基础基金项目(J1300D004)资助。

徐 昕(1975—),男,博士生,讲师,CCF 会员,研究方向为网络应用,E-mail: xuxin1975715@sina.com;顾云丽(1978—)女,博士生,讲师,CCF 会员,研究方向为网络应用;杜 杰(1978—),男,博士,讲师;钱焕延(1950—),男,教授,博士生导师。

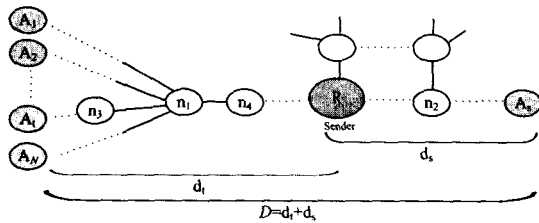


图1 任播网络拓扑结构图

若选择 A_i 为目的地,在中间节点 n_1, n_3 或 n_4 时发现 A_i 不可达,由于 A_i 周围其他 $G(A)$ 组员较多(即密度较高),在 n_1, n_3 或 n_4 处可重路由至周围其他 $G(A)$ 组员的概率较大。因此以密度因素作为路由判据的协议,在传输过程中当目标或路径中间节点失效时,因目标周围 $G(A)$ 组员密度较高,从概率上易重路由至其他 $G(A)$ 组员,数据包丢失可能性较低,具有较强的路由健壮性,但同时传输效率却低于最短路径算法,而最短路径算法传输效率高,但路由健壮性较差,不适合高动态性网络。因此本文协议把距离和密度都作为路由选择的参考因素,根据网络状况,在距离和密度两者之间做出权衡。

本文协议在选择 $G(A)$ 组员作为目标时,不仅要参考该组员的距离因素 U ,还要参考该组员周围其他 $G(A)$ 组员数目(即密度因素 V)。

定义1 组员 A_i 的距离因素 U_i 为组员 A_i 与发送者 R 的距离 $d_i(R)$ 。

定义2 A_i 的密度因素 V_i 为组员 A_i 与其他组员距离值的集合:

$$V_i = \{d_1(i), d_2(i), \dots, d_{i-1}(i), d_{i+1}(i), \dots, d_N(i)\}$$

其中, $d_j(i)$ 为组员 A_i 与组员 A_j 的距离。

协议以参数 k 来调节 $G(A)$ 组员距离和密度因素两者的权重关系。当网络动态性较大时,调节密度因素权重较大,保证协议路由健壮性;动态性较小时,调节距离因素权重较大,保证协议传输效率。

2 协议所需相关参数

2.1 密度、距离和选择因子

协议通过密度因子 $\varphi_i()$ 和距离因子 $\phi_i()$ 分别计算组员 A_i 的密度因素 U_i 和距离因素 V_i 。

为了较好地评价 A_i 的密度因素 U_i ,在此借助势场的思想。每个组员都有自己的势场,该势场按 d^{-k} 递减。其中 d 为距离, k 是一个参数($0 < k < +\infty$), k 的大小决定势场递减的快慢。因此整个网络的势场为各个 $G(A)$ 组员势场的线性叠加。组员 A_j 在组员 A_i 的势场值 $\zeta_{j,i}(k) = d_{j,i}^{-k}(i)$ 。任播通信组 A 共有 N 个组员,组员 A_i 受各 $G(A)$ 组员(不包括组员 A_i 自身)势场的重叠影响,因此组员 A_i 处受到其他组员总的势场值 $\zeta_i(k)$ 计算如下:

$$\zeta_i(k) = \sum_{j=1, j \neq i}^N \zeta_{j,i}(k) = \sum_{j=1, j \neq i}^N d_{j,i}^{-k}(i) \quad (1)$$

组员 A_i 的密度因子为 $\varphi_i(k)$ 计算如下:

$$\varphi_i(k) = E_i \zeta_i(k) = E_i \sum_{j=1, j \neq i}^N d_{j,i}^{-k}(i) \quad (2)$$

其中, $E_i = 1/(1 + \sum_{j=1, j \neq i}^N \ln d_{j,i}(i))$ 。

因此,当组员 A_i 周边其他 $G(A)$ 组员较多时, $\varphi_i(k)$ 较大,反之, $\varphi_i(k)$ 较小。因此 $\varphi_i(k)$ 可以较好地反映出组员 A_i 周边

$G(A)$ 组员的密度。

组员 A_i 的距离因子 $\phi_i(k)$, 计算如下:

$$\phi_i(k) = D(D-1)kd_i^{-1}(R) \quad (3)$$

其中, $d_i(R)$ 为组员 A_i 与发送者 R 的距离, D 为网络直径。在式(3)中添加 $D(D-1)k$ 因子,是为了保证 $\phi_i(k)$ 占 $\gamma_i(k)$ 的权重 $f_i(k)$ 的值域为 $(0, 1)$ 及 $h(k)$ 在 $(0, +\infty)$ 单调递增,见后文描述。

由于本文协议在选择任播组员时要考察目标的距离和密度两重因素,因此决定组员选择的选择因子 $\gamma(k)$ 由距离和密度两重因素决定, $\gamma(k)$ 值大者优先选择。组员 A_i 的 $\gamma_i(k)$ 计算如下:

$$\gamma_i(k) = \varphi_i(k) + \phi_i(k) = E_i \sum_{j=1, j \neq i}^N d_{j,i}^{-k}(i) + D(D-1)kd_i^{-1}(R) \quad (4)$$

2.2 参数 k 对密度和距离因子权重的影响

从式(4)可知, $\gamma(k)$ 值由 $\varphi(k)$ 和 $\phi(k)$ 两个计算因子决定。下面讨论参数 k 值如何调节组员 A_i 的 $\varphi(k)$ 和 $\phi(k)$ 在 $\gamma(k)$ 中所占权重。

$$f_i(k) = \frac{\phi_i(k)}{\gamma_i(k)} = \frac{D(D-1)kd_i^{-1}(R)}{E_i \sum_{j=1, j \neq i}^N d_{j,i}^{-k}(i) + D(D-1)kd_i^{-1}(R)} \quad (5)$$

当 $0 < k < +\infty$, $D(D-1)kd_i^{-1}(R)$ 是 k 的单调递增函数,

$E_i \sum_{j=1, j \neq i}^N d_{j,i}^{-k}(i)$ 是 k 的单调递减函数,易证当 $0 < k < +\infty$, $f_i(k)$ 为单调递增函数。另可求得 $\lim_{k \rightarrow 0} f_i(k) = 0$; $\lim_{k \rightarrow +\infty} f_i(k) = 1$ 。

所以当 $0 < k < +\infty$, 距离因子 $\phi_i(k)$ 在 $\gamma_i(k)$ 中所占权重 $f_i(k)$ 为递增函数,值域为 $(0, 1)$ 。反之,可得密度因子 $\varphi_i(k)$ 在 $\gamma_i(k)$ 中所占权重为 k 的递减函数。

2.3 参数 k 对 $G(A)$ 组员选择的影响

协议在决定组员选择时,由其 $\gamma(k)$ 值决定, $\gamma(k)$ 值大者优先选择。下面讨论参数 k 如何影响 $G(A)$ 组员的选择优先顺序。

定义3 集合 $V_s < \text{集合 } V_t$ 。

$V_s < V_t$ 指集合 V_s 与集合 V_t 元素个数相同时, $\exists$ 对应关系 δ 使 V_s 的元素与 V_t 的元素一一对应,且 $\forall x \in V_s$, 其对应的 $y = \delta(x) \in V_t$, 满足 $x \leq y$, 且其中至少有一对满足 $x < y$ 。

设组员 A_s 和组员 A_t 的距离、密度因素分别为 U_s, V_s, U_t 和 V_t 。

1) 当 $U_s < U_t$ 且 $V_s < V_t$, 调节参数 k 值不能改变 $\gamma_s(k) > \gamma_t(k)$ 的结果,即组员 A_s 总是优先于组员 A_t 被选择。

2) 当 $U_s < U_t$ 但 $V_s > V_t$ 时,调节参数 k 的值可以改变组员 A_s 和组员 A_t 的选择优先顺序。分析如下:

$$h(k) = \gamma_s(k) - \gamma_t(k) = E_s \sum_{j=1, j \neq s}^N d_{j,s}^{-k}(s) - E_t \sum_{j=1, j \neq t}^N d_{j,t}^{-k}(t) + D(D-1)k(d_s^{-1}(R) - d_t^{-1}(R)) \quad (6)$$

可证 $h(k)$ 在 $(0, +\infty)$ 单调递增。又可得 $\lim_{k \rightarrow 0} h(k) < 0$, $\lim_{k \rightarrow +\infty} h(k) > 0$ 。即 $h(k) = 0$ 在 $(0, +\infty)$ 有且仅有一个解,设为 k_d 。

因此 $k \in (0, k_d)$ 时, $h(k) < 0$, 即选择组员 A_t 作为目标。 $k \in (k_d, +\infty)$ 时, $h(k) > 0$, 选择组员 A_s 作为目标。

2.4 参数 k 与最短路径选择

定义4 最短路径选择是指只要组员 A_s 离发送者 R 最近,即 U_s 在 $G(A)$ 中最小,即便 V_s 在 $G(A)$ 中最大,仍选择组员 A_s 。

在此设计一个场景:组员 A_i 的 U_i 在 $G(A)$ 中最小, V_i 在 $G(A)$ 中最大;组员 A_t 的 U_t 在 $G(A)$ 中次小, V_t 在 $G(A)$ 中最小。调节网络拓扑,使 V_i 尽可能变大,使 U_i 和 V_t 尽可能地变小。在此基础上,计算 $\gamma_i(k) > \gamma_t(k)$ 时 k 的值。

满足上述要求的网络状况如图 1 所示。距离发送者 R 最近的组员为 A_i , 距离为 d_i , A_i 与其他 $N-1$ 个组员的距离都为 D 。组员 A_t 满足:与 A_i 的距离为 D ;与其他 $N-2$ 个组员的距离都为 1;与 R 的距离 d_t 仅比最短距离 d_i 多 1。

相关参数分别计算如下:

$$D = d_i + d_t$$

$$d_t = (D-1)/2; d_i = (D+1)/2$$

$$E_i = \frac{1}{1+(N-1)\ln D}$$

$$E_t = \frac{1}{1+\ln D + (N-2)\ln 1}$$

$$\text{计算 } \psi(k) = \gamma_i(k) - \gamma_t(k) \quad (7)$$

$$\text{其中, } \gamma_i(k) = E_i(N-1)D^{-k} + D(D-1)kd_i^{-1} \quad (8)$$

$$\gamma_t(k) = E_t(D^{-k} + N-2) + D(D-1)kd_t^{-1} \quad (9)$$

由前述可知, $\psi(k)$ 在 $(0, +\infty)$ 处单调递增, $\psi(k) = 0$ 在 $(0, +\infty)$ 有且只有一个解。设 $k = k_m$ 时, $\psi(k) = 0$, 则 $k_m < k < +\infty$ 时满足 $\gamma_i(k) > \gamma_t(k)$ 。即当 $k_m < k < +\infty$ 时, 无论网络拓扑结构、组员如何变化, 都会选择离发送者 R 最近的组员 A_i 作为目的地, 而不会选择其他任何组员, 即最短路径选择。

2.5 参数 k 与纯密度选择

定义 5 纯密度选择是指对于组员 A_i 和 A_t , 只要 $V_i < V_t$, 无论 U_i 和 U_t 如何变化, 仍选择组员 A_i 。

在此设计一个场景:保证 $V_i < V_t$ 的情况下, 调节网络拓扑, 尽可能最大化 V_i 和 U_i , 并尽可能地最小化 V_t 和 U_t 。

满足上述要求的网络状况如下:组员 A_i 离发送者 R 最近, 距离 d_i 为 1;组员 A_t 与发送者 R 的距离为 D ;组员 A_i 与其他 $N-1$ 个组员的距离都为 D ;组员 A_t 与 $N-2$ 个组员的距离都为 D , 与剩下一个组员的距离为 $D-1$ 。

相关参数分别计算如下:

$$E_i = \frac{1}{1+(N-1)\ln D}$$

$$E_t = \frac{1}{1+(N-2)\ln D + \ln(D-1)}$$

计算

$$\xi(k) = \gamma_i(k) - \gamma_t(k) \quad (10)$$

$$\text{其中, } \gamma_i(k) = E_i(N-1)D^{-k} + D(D-1)k \quad (11)$$

$$\gamma_t(k) = E_t((N-2)D^{-k} + (D-1)^{-k}) + (D-1)k \quad (12)$$

由前述可知, $\xi(k) = 0$ 在 $(0, +\infty)$ 有且只有一个解。设 $k = k_n$ 时, $\xi(k) = 0$ 。即当 $0 < k < k_n$ 时, $\gamma_i(k) < \gamma_t(k)$, 即此时只要存在其他组员 A_t 的 V_t 优于组员 A_i 的 V_i , 无论网络拓扑结构如何变化, 都不会选择组员 A_i 作为目标, 即纯密度选择。

3 基于密度和距离的任播路由协议

本文协议包括以下 3 个步骤。

3.1 路由表建立

在本文协议中, 各节点路由表为每个任播组员建立一表项, 其中包含下列信息: 目标任播地址; 目标单播地址; 距离; 下一跳地址; 选择因子 $\gamma(k)$ 值。每个任播地址会有多个组员, 因此一个任播地址 A 会有多条相关记录。为了将来查找

路由信息的方便, 应将 $G(A)$ 组员的记录连续存储在路由表中。协议采用 DSDV (Destination-Sequenced Distance Vector) 算法^[6] 创建路由表。DSDV 算法为: 路由节点周期性地将它为起点到其他目的节点的最短距离广播给它的邻节点; 相邻路由节点根据收到的路由信息修改和刷新自己的路由表; 加入目的节点序列号, 防止由于节点移动而产生的路由环和死锁等问题。

3.2 选择因子 $\gamma(k)$ 值的建立与修改

通过路由表建立步骤, 路由节点可知其与每个 $G(A)$ 组员的距离。每个组员还需周期性泛洪该组员的势场。在组员 A_i 的泛洪数据包中, 应包含组员 A_i 的任播地址、单播地址、组员 A_i 的密度因素 (即组员 A_i 与其他组员的距离的集合 V_i)。当路由节点 j 收到组员 A_i 的泛洪信息, 根据式 (4) 计算出组员 A_i 的选择因子 $\gamma_i(k)$ 值, 并填入到当地路由表相关表项中。

3.3 数据包传递协议

发送者 R 发送数据给任播地址 A 时, 从当地路由表中查找地址 A 的所有 $G(A)$ 组员的记录, 并选择 $\gamma(k)$ 值最大者, 取其单播地址作为目标。当传输过程中, 在中间节点发现目标不可达时, 则由中间节点重新路由, 在当地路由表中重新查找 $\gamma(k)$ 值最大的 $G(A)$ 组员作为新的目标。

4 仿真实验

本文实验的目的是考察在高动态性网络中协议在不同 k 值下的路由健壮性及路由效率。在本文中, 路由效率是指数据包到达 $G(A)$ 所经过的平均距离 (ATH, Average Travel Hops); 路由健壮性是指数据包投递率 (PDF, Packet Delivery Fraction)。

定义 6 PDF 为 $G(A)$ 收到数据包数目与发送者产生数据包数目的比值。因此 PDF 指标反映路由适应网络变化能力的健壮性。

实验内容包括如下。

实验 1 不同 k 值下故障率对 PDF 及 ATH 的影响

网络环境设置如下: 采用 NS-2 仿真平台, 网络内有随机分布的 500 个静态不移动节点, 节点之间链接随机分布, 网络直径 D 为 10, $G(A)$ 组员数目 N 为 10。根据式 (7)、式 (10), 分别求得 $k_m \approx 0.66$, $k_n \approx 0.000024$ 。即 $k \in (0, 0.000024)$ 为纯密度选择; $k \in (0.66, +\infty)$ 为最短路径选择。为模拟高动态性网络中经常性的链接失效, 在此采用两状态 Markov 连通模型^[7]。简而言之, 该模型为网络中的链接交替呈现两种状态: 正常状态、故障状态。链接的故障率指该链接的故障状态时间占总时间的比例。在不同 k 值下不断调节网络链接的平均故障率 (0~0.4), 计算 PDF 及 ATH。仿真结果如图 2 (a)、(b) 所示。

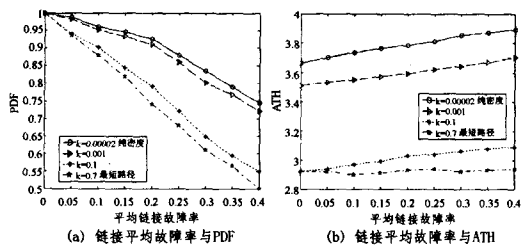


图 2 实验 1 仿真结果

参考文献

- [1] NIST. Secure hash standard[S]. Federal Information Processing Standards, FIPS-180-1, April 1995
- [2] Wang X Y, Yin Y L, Yu H B. Finding collisions on the Full SHA-1[C]// Advances in Cryptology-Crypto'05, LNCS 3621. 2005;17-36
- [3] Wang X, Yao A, Yao F. New Collision Search for SHA-1[C]// Presentation at rump session of Crypto 2005
- [4] National Institute of Standards and Technology. Announcing the Development of New Hash Algorithms for the Revision of FIPS 180-2[S]. Secure Hash Standard, Federal Register, January 2007
- [5] Weister AF, Tavares SE. On the design of S-boxes[A]// Advances

in Cryptology-CRYPTO'85[C]. Berlin: Springer-Verlag, 1986; 523-533

- [6] 朱明富, 张宝东, 吕述望. 分组密码算法扩散特性的一种统计分析[J]. 通信学报, 2002, 23(10): 122-128
- [7] 盛利元, 李更强, 李志伟. 基于切延迟椭圆反射腔映射系统的单向 Hash 函数构造[J]. 物理学报, 2006, 55(11): 5700-5706
- [8] Jutla C S, Patthak A C. A Simple and Provably Good Code for SHA Message Expansion[R]. Cryptology ePrint Archive, Report 2005/247, 2005. <http://eprint.iacr.org/>
- [9] 刘建东. 基于整数耦合帐篷映射的单向 Hash 函数及其性能分析[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(3): 563-569
- [10] Shannon C E. Communication Theory of Secrecy Systems[J]. Bell Systems Technical Journal, 1949, 28: 656-715

(上接第 119 页)

如图 2(a)、(b)所示,随着链接平均故障率上升, k 越小, PDF 表现相对越好, ATH 表现则相对越差。这是由于 $k=0.00002$ 时,即纯密度选择时,会选择密度最大的 $G(A)$ 组员作为目标,数据包经过的距离会略有增加,传输效率会有所降低。但一旦目标或中间节点失效,数据包重路由的成功率却大大提高;而 $k=0.7$ 时,即最短路径选择,在选择目标时会选择距离最短的 $G(A)$ 组员,数据包所经过的距离最短,传输效率较高。但一旦目标或中间节点失效,数据包重路由的成功率相对较低; $k=0.001$ 和 $k=0.1$ 时,即选择时密度因素与距离因素都占一定比例的权重,在路由健壮性及路由效率测试中表现居中。

实验 2 不同 k 值下节点速度对 PDF 及 ATH 的影响

网络环境设置如下:采用 NS-2 仿真平台模拟一个 $2000\text{m} \times 2000\text{m}$ 区域;设定网络内有 500 个随机分布的移动节点,每个节点的移动速度相同;每个节点的通信传输范围是 200m,因此可以得出网络直径 D 约为 10m; $G(A)$ 组员数目 N 为 10。在不同 k 值下不断调节移动节点的平均速度(0~30m/s),计算 PDF 及 ATH。仿真结果如图 3(a)、(b)所示。

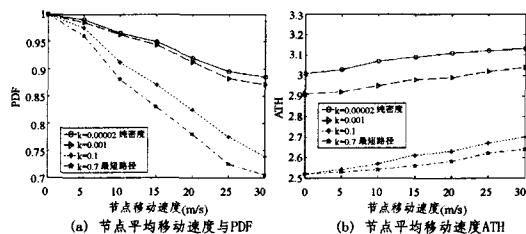


图 3 实验 2 仿真结果

如图 3(a)、(b)所示,随着节点平均移动速度上升, k 越小, PDF 表现相对越好, ATH 表现则相对越差。原因是节点速度的提高,导致目标不可达的概率提高。因此随着节点平均移动速度上升, $k=0.0002$ 时,即纯密度选择,PDF 表现最好,ATH 表现最差; $k=0.7$ 时,即最短路径选择,PDF 表现最差,ATH 表现最好; $k=0.001$ 和 $k=0.1$ 时,PDF 及 ATH 表现居中。

结束语 本文提出了一种路由判据为目标的距离因素和

密度因素的任播路由协议。本文协议的特点在于可调性和适应性。协议通过调节参数 k , 调节距离、密度因素的权重, 从而影响任播组员的选择优先顺序。当网络动态性较高时, 调节至密度因素权重较大, 较好地保证了协议的路由健壮性; 当网络变化较小时, 调节至距离因素权重较大, 较好地保证了协议的传输效率。仿真实验表明, 本文协议可以根据不同网络状况调节 k 值, 可以在路由健壮性及路由效率两者之间做出较好的权衡。

参考文献

- [1] Xuan D, Jia W, Tu W Q, et al. Distributed Admission Control for Anycast Flows[J]. Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2004, 15(8): 673-686
- [2] Hsu W H, Tung M C, Wu L Y. An integrated end-to-end QoS anycast routing on DiffServ networks[J]. Computer Communications, 2007, 30(6): 1406-1418
- [3] Wang X. Analysis and Design of a k -anycast Communication Model in IPv6[J]. Computer Communications, 2008, 31(10): 2071-2077
- [4] Hou Y T, Yi S, Sherali H D. Optimal base station selection for anycast routing in wireless sensor networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2006, 15(3): 813-821
- [5] Dow C R, Hsuan R, Hwang S F. Design and implementation of Anycast protocols for mobile Ad-hoc networks[C]// Proceedings of ICACT' 2006. Phoenix Park, Korea: IEEE, 2006: 419-424
- [6] Perkins C E, Bhagwat P. Highly Dynamic Destination-sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers[C]// Proceedings of ACM SIGCOMM'94. 1994: 234-244
- [7] Lin T, Midkiff S F, Park J S. Mobility Versus Link Stability in Simulation of Mobile Ad hoc Networks[C]// Proceedings of CNDS'03. 2003: 3-8
- [8] Haas Z J, Pearlman M R. The Performance of Query Control Schemes for the Zone Routing Protocol[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2001, 9(4): 427-438