

非结构 P2P 网络受限搜索机制*

梅红岩^{1,2}, 张玉洁^{1,2}, 孟祥武^{1,2}, 马文明^{1,2}

¹(智能通信软件与多媒体北京市重点实验室(北京邮电大学),北京 100876)

²(北京邮电大学 计算机学院,北京 100876)

通讯作者: 梅红岩, E-mail: liaoning_mhy@126.com

摘要: 降低搜索过程中产生的大量网络开销,是非结构 P2P 网络重点研究内容之一.泛洪算法和随机查找算法简单且易于实现,但其在搜索过程中产生的大量冗余消息是造成大量网络开销的主要原因.针对这一问题,提出一种受限搜索机制(restricted forward search algorithm,简称 RFSA),定义了搜索路径和冗余搜索路径,引入本地消息索引缓存机制,通过节点对消息的受限接收,消除节点对消息的重复接收与转发;利用搜索过程中携带的实时搜索路径信息,选择未出现在搜索路径中的邻居节点对消息进行转发,消除冗余搜索路径的产生.从理论上分析了 RFSA 所产生的消息数目和网络开销.模拟实验分别从网络开销、查询点击率、搜索覆盖率和产生的冗余消息数目等方面对受限机制下和非受限机制下的泛洪算法和随机查找算法进行了对比分析,结果表明,在搜索覆盖率和查询点击率基本相同的情况下,受限机制下的泛洪算法和随机查找算法能够减少大量冗余消息的产生,降低了网络开销.

关键词: Peer-to-Peer;非结构网络;受限搜索;冗余搜索路径

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

中文引用格式: 梅红岩,张玉洁,孟祥武,马文明.非结构 P2P 网络受限搜索机制.软件学报,2013,24(9):2132-2150 <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4359.htm>

英文引用格式: Mei HY, Zhang YJ, Meng XW, Ma WM. Limited search mechanism for unstructured peer-to-peer network. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2013,24(9):2132-2150 (in Chinese). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4359.htm>

Limited Search Mechanism for Unstructured Peer-to-Peer Network

MEI Hong-Yan^{1,2}, ZHANG Yu-Jie^{1,2}, MENG Xiang-Wu^{1,2}, MA Wen-Ming^{1,2}

¹(Beijing Key Laboratory of Intelligent Telecommunications (Beijing University of Posts and Telecommunications), Beijing 100876, China)

²(School of Computer Science, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Corresponding author: MEI Hong-Yan, E-mail: liaoning_mhy@126.com

Abstract: Reducing the network overhead generated during the search is important in the study of unstructured P2P network. Flooding and random walks are simple and easily implemented. However, a large number of redundant messages generated in the search process are the main reason of producing excessive network overhead. An effective limited search mechanism RFSA (restricted forward search algorithm) is proposed. The search path and redundant search path are defined. As the query messages reaching the node are received by introducing the local messages index caching mechanism, the repeat messages forwarding are eliminated. Using the real-time search path information carried in the search process, the neighbor notes that do not appear in the search path are selected to forward the query messages. Theoretically, the number of messages and network overhead generated by the RFSA. In the simulation, comparative analysis of the limited search mechanism and non-limited mechanism flooding and random walk algorithm is done in the network overhead, query hit rate, search coverage rate, and the number of redundant messages, etc. The results show that this method reduces the generation of a great number of redundant messages, and cuts down the network overload.

* 基金项目: 国家自然科学基金(60872051); 北京市教育委员会共建项目

收稿时间: 2012-05-18; 修改时间: 2012-09-29; 定稿时间: 2012-12-18

Key words: peer-to-peer; unstructured network; limited search; redundant search path

非结构 P2P(peer to peer)网络以其自身的自组织、分布式资源共享、语义查询等特点,在过去的 10 年里得到了快速的发展和广泛的应用,其典型的代表是 Gnutella.由于 P2P 本身的动态特性,每个节点很难获得关于整个网络拓扑的信息和查询资源的整体信息^[1,2],给资源的准确搜索与定位带来很大困难.设计一个有效的搜索算法,成为非结构 P2P 网络的一个研究热点问题.

Flooding 算法以其搜索范围大、可靠性高等优点,使其成为非结构 P2P 网络的主要搜索算法,也是 Gnutella 网络默认的搜索算法^[3,4].在 flooding 算法中,节点以广播的方式向其邻居发布信息的请求,每个邻居以相同的方式向前传递消息.整个过程控制在一个 TTL 范围内,直到 TTL 为 0 结束搜索过程.在 2000 年和 2001 年测试的研究中显示,一个 Gnutella 系统中,7 跳(TTL=7)内的 flooding 算法对网络中的节点能够达到 95%的覆盖率^[5].这是因为在 flooding 搜索过程中,越来越多的节点加入到消息的传播过程中,其数目呈指数增长.这也是系统中单点失败不会影响到整体性能的主要原因,因为有其他的有效路径可以到达失效节点的邻居.但这同时也导致了 flooding 算法的一个严重的问题:冗余消息的激增造成了过多网络流量的开销.2000 年 12 月,美国主干网网络流量的监测显示,在有 50 000 个节点的 Gnutella 系统中,flooding 搜索所产生的网络流量占总流量的 1.7%^[5].搜索开销巨大,是 flooding 算法存在的主要问题.

针对这一问题,本文提出了一种受限搜索机制(restricted forward search algorithm,简称 RFSA),以消除搜索中产生的大量冗余消息,在基本不改变其搜索覆盖率和查询点击率的基础上,降低网络的搜索开销.通过分析,在 flooding 搜索机制中,产生大量冗余消息的根本原因是同一节点对同一消息的重复转发和重复接收,造成了冗余搜索路径的产生,从而产生大量的冗余消息.在 RFSA 中,通过设计的本地接收消息缓存机制,从根本上消除同一节点对同一消息的重复转发;同时,在查询消息向前传递的过程中,通过消息携带的实时搜索路径信息,使得节点能够判定出其邻居节点是否已经接收过该消息,对接收过该消息的邻居节点取消其对该消息的转发,遏制了同一节点对消息的重复接收.

1 相关工作

已有的对非结构 P2P 网络搜索算法的研究主要分为两大类:基于广度优先的搜索算法(breadth first search,简称 BFS)和基于深度优先的搜索算法(depth first search,简称 DFS).flooding 算法和随机漫步(random walk,简称 RW)算法^[6,7]分别是这两类搜索算法的主要代表,已有的方法在这两种基本方法的基础上做了很大的改进.

在 flooding 算法搜索过程中,基于对冗余消息产生规律的研究^[8],Jiang 等人提出了 LightFlood 算法^[9],其目的是最小化冗余消息的数目,并保持一个与标准的 flooding 算法相似的搜索范围.LightFlood 算法充分利用在 flooding 的前几跳搜索范围的宽泛性,避免搜索后期冗余消息的急剧增长,将 flooding 算法分为两个阶段.该方法在第 2 阶段通过构建一个 P2P 网络的子覆盖网 FloodNet 来减少冗余消息的产生.Lin 等人在 LightFlood 的基础上提出了 Dynamic Search(DS)搜索算法^[10].将 flooding 用于短距离的搜索,RW 用于长距离的搜索,并将基于知识的搜索机制应用于 RW 搜索过程以提高搜索的性能.Chang 等人提出了一种可控的 flooding 搜索策略^[11],通过控制 TTL 的值,减少冗余信息和搜索成本.这些方法在整个过程中尽管有效地控制了冗余消息的产生,但搜索中仍然存在大量的同一节点对同一消息的重复接收和重复转发,并在不同程度上增加了对辅助结构的构建与维护开销.

RW 的搜索策略^[6,7]是节点在向前传播消息的过程中随机选择若干当前节点的邻居节点而非其全部的邻居节点.由于其搜索的范围减小了,所以其有效地减少了搜索的开销.Leu 等人结合 flooding 和 RW 算法,以修剪一些邻居链接的思想产生一种轻量级的泛洪(lightweight flooding),即在被选的邻居节点中选择部分节点进行泛洪方式的查询消息的传播,通过构建支配集完成对 P2P 网络的一个近视最小覆盖,给出 CloneRW+DS 算法^[12].该方法扩大了搜索的范围,并降低了冗余消息的产生,但搜索中需要建立最小支配集.由于网络的抖动,使其所获得的近似支配集的准确度不高,同时增加了额外的维护开销和系统的复杂性.张一鸣等人提出的 PST 算法^[13]

把 RW 算法中漫步者的概念扩充为搜索小组,通过聚合各小组在搜索过程中获得的资源信息,实现了多个小组间相互协同的并行搜索.该方法在保持低定位开销的同时取得了较好的定位性能.黄永生等人提出了一种基于社会网络特征的 P2P 内容定位策略^[14],根据 P2P 网络中的社会特征,将查询消息转发到信任度高的节点.这种方法将查询请求的转发建立在对邻居节点的有效选择上,可以有效地控制查找的深度和宽度,具有较高的查找效率.Ming 等人^[15]提出了一种搜索消息的路由追踪机制,给出 PQR 搜索算法.此算法在搜索结束返回时,通过在消息中携带的搜索路径信息完成对路径上每个节点的 TGM 中各元素 gain 值的建立与更新,从而利用 gain 值对后续与之相匹配的查询转发进行有效的指导,进而提高查找性能.

以上研究大多围绕如何选择邻居节点进行转发,并未对节点所接收的消息进行控制;在进行节点选择时,多数依赖历史信息^[14,15]或节点的覆盖信息^[9-13],不同程度地增加了系统的复杂性和对辅助结构的构建与维护开销.本文与以上研究的主要区别在于:通过本地接收消息缓存机制和消息携带的实时搜索路径信息,控制消息的重复转发,遏制消息的重复接收.不依赖于历史搜索记录信息与网络的拓扑,仅依赖于本次搜索过程中本条消息的实时路径信息;与文献^[15]不同,本文充分利用了搜索消息中携带路径信息的实时性,从而使算法对网络的动态变化有更好的适应性,并适用于不同的网络结构;同时,该方法实现简单,可应用于已提出的搜索算法中,并能够不同程度地降低已有算法的搜索开销.

2 问题分析

在 flooding 搜索算法中,通过广播的方式对网络中的节点进行高覆盖度的搜索,尽管获得了适当的延迟和较高的查询点击率,但产生了大量的冗余消息,造成了网络带宽资源的严重损耗.本节通过对 flooding 算法搜索过程的分析,给出 flooding 算法产生冗余消息的主要原因,并给出冗余消息和搜索路径等相关定义.

在搜索过程中,设每个查询消息都有唯一的 ID,用于消息唯一性的标识.同一查询消息在 TTL 内不断地向前传递,直到 TTL=0 或获得所查询的信息为止,则可以用一个三元组表示一条查询消息 $mQuery=(QNode, ID, TTL)$,其中, $QNode$ 表示发起查询消息的节点.

定义 1(冗余消息(redundant messages)). 设 MI 为节点 $Node_i$ 已接收消息的集合, $ID(MI)$ 为所接收的消息对应的 ID 集,则对于新到达的一条查询消息 $mQuery$,如果 $ID(mQuery) \in ID(MI)$,则称查询消息 $mQuery$ 相对于节点 $Node_i$ 为冗余消息.

定义 2(搜索路径(search path)). 在 flooding 算法中,从发起搜索消息的节点 $Qnode$ 开始,依搜索算法将消息沿其某一邻居节点依次向前传播过程中,所经历节点的有序序列,称为该消息的一条搜索路径 $Path$,则将该条搜索路径表示为 $Path=(QNode, Node_i, \dots, Node_m)$.

定义 3(冗余搜索路径(redundant search path)). 在 flooding 算法中,设 $Card(Path)$ 为搜索路径 $Path$ 中节点的个数,用于表示一条搜索路径的长度, $Hash(Path)$ 为搜索路径 $Path$ 中不同节点的个数,如果 $Card(Path) > Hash(Path)$,则在该搜索路径 $Path$ 中存在相同的节点,搜索路径中存在回路,则称该回路为搜索回路,称包含搜索回路的路径为冗余搜索路径.

由于 P2P 网络连接的随机性和传统搜索算法(如 flooding, RW)本身泛洪或随机的传播方式,在搜索过程中存在大量的冗余搜索路径,从而产生大量的冗余消息.如图 1 所示的任意随机网络拓扑中,假设从节点 A 以泛洪或随机的方式发起对某一资源的查询请求,则在节点 D 接收到消息后,如果本地没有查询的资源,则会分别向其邻居节点传播该查询消息形成路径: ADE, ADF, 如果节点 E 和节点 F 都没有请求的资源,则节点 E 将对新到达的来自路径 ADE 的消息向前传递给其 F 邻居,形成路径 ADEF, 节点 F 将沿该路径向下传递,形成路径 ADEFD, 到节点 D 继续沿该路径向前形成路径 ADEFDE, 依此类推,只要 $TTL \neq 0$, 则将形成路径 ADEFDEFDEFDEFD, 搜索回路 DEF 将会循环下去.同理,节点 F 也将对新到达的来自路径 ADF 的消息向下传递,只要 $TTL \neq 0$, 形成路径 ADFEDFEDFED, 搜索回路 DFE 也将循环下去.这个过程中形成了大量的冗余搜索路径,产生了大量的冗余消息.同时,由于从查询起始节点 A 到节点 D 还有其他的路径存在,则节点 D 除了接收来自路径 AD 和 AED 的消息外,还会接收到来自路径 ACD 和 ABGD 的消息,这些消息均为冗余消息,节点 D 对这些消息的再一次泛洪

或随机传播,将产生更多的冗余消息.

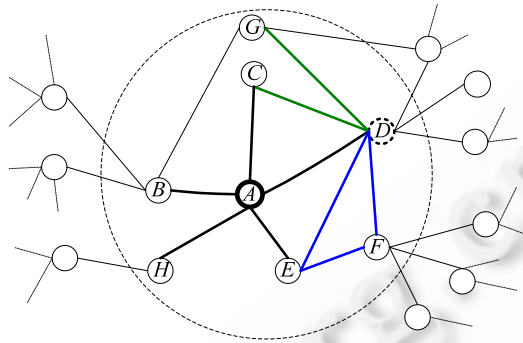


Fig.1 Network topology

图 1 网络拓扑图

通过以上的分析显示,在传统的搜索算法(如 flooding,RW)中,其产生冗余的主要原因是网络中存在大量的搜索回路,在搜索过程中产生了大量的冗余搜索路径.随着 *TTL* 周期的增长,其冗余搜索路径将急剧地增加,而产生冗余搜索路径的主要原因是同一节点对同一消息的重复接收和同一节点对同一消息的重复转发,并将查询消息反复发送到已接收到该消息的节点和已经存在于搜索路径中的节点.因此,如果能够有效及时地控制同一节点对同一消息的重复接收与重复转发,将消除大量的冗余消息的产生,降低搜索开销.基于这一思想,本文在第 3 节呈现了受限搜索机制——RFSA.

3 受限搜索机制(RFSA)

从以上分析可知,冗余消息产生的最本质根源是节点对同一查询搜索消息的重复接收和转发.本文针对此原因提出一种受限搜索机制,从根本上控制冗余消息的产生,其主要思想是如下:

1) 控制消息重复转发.

本文通过引入缓存机制,建立本地已接收查询消息的索引(查询消息唯一的 *ID*),对新接收的消息进行识别,若该消息已经存在于已接收的消息列表中,则取消对该消息的转发,从而遏制了节点对重复消息的重复转发.

2) 控制消息重复接收.

由于网络中节点间链接的随机性和链接回路的存在,使得节点被动地接收到大量重复消息,其本身也是冗余消息.欲消除这部分的冗余消息,需要控制节点将消息转发到未接收到该消息的邻居节点.这样,就需要该节点通过某种方式判断出其邻居节点是否已经接收到该消息的信息.为解决这一问题,本文在查询消息中增加了搜索路径信息,在搜索路径信息中记录下该条查询消息所经历的节点信息.在节点接收到该查询消息并决定向前传播之前,首先依据该消息的搜索路径的信息判断其选择向前传递消息的邻居节点是否出现在该消息的搜索路径中,如果出现,则判断该邻居节点已经收到该消息,取消该邻居节点对该消息的传递,从而消除冗余搜索路径的产生.

同时,考虑到 P2P 网络的动态特性,在消息到达一个曾经到达的节点时可能存在该节点有新的邻居节点的加入,则首先对节点的邻居状态进行测试,若发现在同一消息达到期间有新的节点加入,则将消息转发到新的邻居节点,以适应 P2P 网络的动态特性.

3.1 RFSA 数据结构

1) RFSA 消息格式.

携带搜索路径消息的消息格式统一设计为一个六元组 $L_Message = \langle ID, Item, QNode, FNode, Path, TTL \rangle$.在消息格式中,*Path* 是比较重要的一项内容,记录着该消息在其所经过搜索路径上的所有节点,可表示为 $Path = \langle QNode, Node_i, Node_j, \dots, FNode \rangle$.其中,*Node_i* 为 *QNode* 的一个直接邻居,*Node_j* 为 *Node_i* 的一个直接邻居,依此类

推.消息格式中各元素的含义见表 1.

Table 1 Details of every element in the *L_Message* and *NodeR*

表 1 *L_Message* 和 *NodeR* 中各元素的含义

Elements	Details
<i>ID</i>	消息的唯一标识
<i>QNode</i>	消息搜索发起节点
<i>FNode</i>	转发此消息的节点
<i>Item</i>	需要搜索的资源
<i>Path</i>	搜索路径
<i>TTL</i>	消息的生存时间
<i>RQueryList</i>	节点已接收的查询消息表列
<i>ItemList</i>	节点拥有的资源表列
<i>Neighbors</i>	节点邻居表列

2) RFSA 节点记录.

本地缓存机制中,各节点维护的索引记录定义为一个三元组 $NodeR=(RQueryList,ItemList,Neighbors)$,其中,各元素的含义见表 1.

其中,*RQueryList* 记录的是该节点已接收的查询消息的 *ID*、最后被接收的时间 *m_AT* 和存入时间 *s_AT*,时间 *m_AT* 用于判定最近到达的两条同一消息之间该节点是否有新的邻居节点到达,存入时间 *s_AT* 用于判定该消息是否已经超出其有限的时效,以对该消息是否继续保留进行判断;*RQueryList* 中数据元素的格式为 $RQueryList.element=(ID,m_AT,s_AT)$; *RQueryList* 采用队列作为存储结构,记录的数据按照 FIFO 的方式进行排列与更新,并按照消息的有限时效,采用时间戳机制对已接收的消息进行及时的删除.*Neighbors* 中记录节点的邻居节点和该邻居节点的达到时间 *N_AT*,数据元素的格式为 $Neighbors.element=(NeighborNodeID,N_AT)$.

3.2 RFSA 搜索算法

受限搜索机制是通过采用本地缓存机制与携带搜索路径信息的方式控制消息重复接收与重复转发.依据第 3.1 节所定义的数据结构,不失一般性,分别在传统的泛洪算法和随机漫步算法的基础上加入受限机制,设计了 *rfsa-Flooding* 和 *rfsa-RW* 算法,其算法描述见算法 1 和算法 2.在 *rfsa-RW* 算法中,本文采用的是 *k* 步叠加向前传播的随机漫步的方式,即每步均随机选择 *k* 个邻居节点向前传播消息,以增加其搜索覆盖.

算法 1. *rfsa-Flooding(Node,L_Message)*.

1. if ($L_Message.ID \notin ID(QRQueryList.ID)$) {
2. if ($L_Message.Item \in Node.ItemList$) return; //搜索成功返回
3. else if ($TTL \neq 0$) {
4. for each neighbor *i* of the *Node* {
5. if ($NodeR.Neighbor[i] \notin L_Message.Path$) //节点的邻居不在该消息的搜索路径中
6. forward(*L_Message*,the neighbor *i*); //传递消息给第 *i* 个邻居节点
7. else discard(*L_Message*); } //丢弃该消息
8. else {
9. if ($QRQueryList.get_m_AT(L_Message.ID) < Neighbors[Neighbors.length-1].N_AT \ \&\& \ TTL \neq 0$) {
10. forward(*L_Message*, new neighbors); and //将消息传递给新加入的节点
11. modify(*L_Message*,*m_AT*); //修改在 *RQueryList* 中该消息对应的 *m_AT*
12. else discard the *N_Message*; } //将消息丢弃

算法 2. *rfsa-RW(Node,L_Message)*.

1. if ($L_Message.ID \notin ID(QRQueryList.ID)$) {
2. if ($L_Message.Item \in Node.ItemList$) return; //搜索成功返回

3. else if ($TTL \neq 0$) {
4. random select K different neighbors of the *Node*, for each neighbor i in K neighbors {
5. if ($NodeR.Neighbor[i] \notin L_Message.Path$) //节点的邻居不在该消息的搜索路径中
6. forward($L_Message$, the neighbor i); //传递消息给第 i 个邻居节点
7. else discard($L_Message$); //丢弃该消息
8. }
9. 同算法 1 的步骤 9~步骤 12.

算法 1 和算法 2 中,在节点处判定接收的消息是否已被该节点接收过,依据查询消息的实效性和小世界实验理论,本文采用逆向查找算法,即从队列尾向队列头部依次匹配查找,能够快速地发现接收的消息是否已被该节点接收过,从而提高查找的效率.

4 RFSA 性能分析

在 P2P 搜索算法中,最重要的两个性能指标是网络开销和查询点击率.网络开销反映了在搜索中所产生的消息数目所造成的网络负载,其中,搜索中产生的大量冗余消息占消息数目的主要部分,吞噬了网络中大量的带宽资源;而查询点击率则体现了搜索结果质量与完备性,即是否将网络中存在的该类资源尽可能多地搜索到并返回给用户.查询点击率与所搜索的资源 i 在网络中资源占有率 r_i ^[16]及搜索中所覆盖的网络的节点数目相关.通常,资源占有率高的资源在网络中的分布较多,则其被搜索到的可能性就越高,查询点击率越高;而搜索中所覆盖的网络节点的数目越大(即覆盖率越高),相应的,对该类资源的搜索就越全面.本节结合网络模型对算法所产生的查询点击率、网络覆盖和消息数目、网络开销等性能进行相关分析.

4.1 网络模型

依据文献[17],给定网络中节点的度与其度分布,则网络拓扑结构可由生成函数(generating function)实现,其函数表示为

$$G_0(x) = \sum_{k=1}^m p_k x^k \quad (4-1)$$

其中, m 为网络中节点的最大度, p_k 为网络中节点度的概率分布.基于此生成函数(generating function),随机选择网络中的一个节点,其平均邻居数目为

$$z_1 = \langle k \rangle = \sum_{k=1}^m k p_k = G'_0(1) \quad (4-2)$$

第 2 跳邻居平均数目为

$$z_2 = \left[\frac{d}{dx} G_0(G_1(x)) \right]_{x=1} = G'_0(1) G'_1(1) \quad (4-3)$$

其中, $G_1(x) = \frac{G'_0(x)}{G'_0(1)}$. 由此得到第 h 跳平均邻居数目为

$$z_h = [G'_1(1)]^{h-1} G'_0(1) = \left[\frac{z_2}{z_1} \right]^{h-1} z_1 = G'_0(1) (G'_1(1))^{h-1} \quad (4-4)$$

由于实际的网络中存在着多种不同的网络拓扑结构,本文使用了 3 种常见的网络拓扑结构用于评测搜索算法的性能,分别为随机图网络(random graph)、小世界网络(small world)和无标度网络(scale free).

1) 随机图和小世界网络

小世界模型的度分布类似于随机图网络的度分布^[18],近似于泊松分布,则随机图网络和小世界网络的度分布为

$$P_{k(\text{random+small})} = C_{N-1}^k p^k (1-p)^{N-1-k} \quad (4-5)$$

其中, p 为任意两点间的连接概率, k 为其网络中节点的度数. 文献[17]给出, 在该网络中, 任意跳邻居的平均数目都和平均度数相同, 即 $G'_0(1) = G'_1(1) = z_1$, 则有第 h 跳平均邻居的数目为

$$z_h = G'_0(1)(G'_1(1))^{h-1} = z_1 \cdot z_1^{h-1} = z_1^h \quad (4-6)$$

其中, $z_1 = p(N-1)$, N 为网络中节点的总数目.

2) 无标度网络

无标度网络的度分布遵循幂率分布^[17], 即 $p_k(\text{scale-free}) \propto k^{-\tau}$. 依据文献[19,20]的研究, 有

$$G'_0(1) \cong \frac{1}{\tau-2}(1-m^{2-\tau}), G'_1(1) \cong \frac{1}{G'_0(1)} \cdot \frac{m^{3-\tau}}{3-\tau} = \frac{\tau-2}{1-m^{2-\tau}} \cdot \frac{m^{3-\tau}}{3-\tau} \quad (4-7)$$

其中, $2 < \tau < 3$.

4.2 RFSA搜索性能

定理 1. 在 rfsa-Flooding 算法中, 对资源 i 的随机搜索, TTL 跳内, 其一条搜索的平均覆盖 $AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i}$ 为

$$AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} G'_0(1)(G'_1(1))^{h-1} \quad (4-8)$$

证明: 当 $h=1$ 时, 由公式(4-1)有 $AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} |_{h=1} = G'_0(1)$; 当 $h=2$ 时, 由公式(4-2)有, 新发现的平均邻居节点的数目为 $z_2 = G'_0(1)G'_1(1)$. 但在实际的网络中, 由于搜索回路以及到达同一节点的不同路径的存在(与网络的集群系数相关), 使得 rfsa-Flooding 算法中其实际新发现的邻居节点的数目 $z'_2 \leq z_2$, 则有

$$AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} |_{h=2} \leq G'_0(1)G'_1(1).$$

同理, 当 $h=TTL$ 时, rfsa-Flooding 算法实际新发现的邻居节点的数目 $z'_{TTL} \leq z_{TTL}$, 则有

$$AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} |_{h=TTL} \leq G'_0(1)(G'_1(1))^{TTL-1}.$$

综上, 当 $TTL=0$ 时, 该条搜索所覆盖的平均节点数目为 $AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} |_{h=h}$, 从而有

$$AVG_{\text{rfsa-Flooding-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} G'_0(1)(G'_1(1))^{h-1}.$$

当到达同一节点有且仅有一条路径时, 等号成立. □

定理 2. 在 rfsa-RW 算法中, 对资源 i 的随机搜索, TTL 跳内, 其一条搜索的平均覆盖 $AVG_{\text{rfsa-RW-}i}$ 为

$$AVG_{\text{rfsa-RW-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} \min(k^h, G'_0(1)(G'_0(1))^{h-1}) \quad (4-9)$$

证明: 当 $h=1$ 时, 由公式(4-1)有, 节点的平均邻居数目为 $G'_0(1)$, 由于 rfsa-RW 采用的是 k 叠加随机漫步的搜索机制, 所以其向下传播的邻居节点数目不会超过 k 个, 则当 $G'_0(1) \leq k$ 时发现的邻居节点的平均数目为 $G'_0(1)$, 反之若 $k < G'_0(1)$, 则可取 $AVG_{\text{rfsa-RW-}i} |_{h=1} = \min(k, G'_0(1))$, $\min()$ 为取最小值函数; 当 $h=2$ 时, 由公式(4-2)可得, 新发现的平均邻居节点的数目为 $z_2 = G'_0(1)G'_1(1)$, 则 rfsa-RW 算法中搜索到的平均邻居节点的数目为 $\min(k^2, G'_0(1)G'_1(1))$. 同定理 1 的证明, 在实际网络 and 实际搜索过程中, 由于搜索回路以及到达同一节点的不同路径的存在, 有

$$AVG_{\text{rfsa-RW-}i} |_{h=2} \leq \min(k^2, G'_0(1)G'_1(1)).$$

同理, 当 $h=TTL$ 时, 搜索到的平均邻居节点的数目为 $\min(k^{TTL}, G'_0(1)(G'_0(1))^{TTL-1})$, 有

$$AVG_{\text{rfsa-RW-}i} |_{h=TTL} \leq \min(k^{TTL}, G'_0(1)(G'_0(1))^{TTL-1}).$$

综上, 当 $TTL=0$ 时, 该条搜索所覆盖的平均节点数目为 $AVG_{\text{rfsa-RW-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} AVG_{\text{rfsa-RW-}i} |_{h=h}$, 则有不等式

$$AVG_{\text{rfsa-RW-}i} \leq \sum_{h=1}^{TTL} \min(k^h, G'_0(1)(G'_0(1))^{h-1})$$

成立, 当到达同一节点有且仅有一条路径时, 等号成立. □

定理 3. 在资源 i 的搜索过程中, 在 TTL 跳内, 假设网络中节点的总数目 N 和 $r_i (r_i \neq 0)$ 保持不变, AVG_i 为该搜

索所覆盖的平均节点的数目,则一条搜索的平均搜索成功率 SR_i 为

$$SR_i = 1 - (1 - r_i)^{AVG_i} \quad (4-10)$$

证明:搜索过程中,每搜索一个节点可以看作是在整个总数目为 N 的节点样本空间的独立抽样,则每搜索一个节点搜索资源 i 的成功概率为 r_i ,则不成功的概率为 $(1-r_i)$.由定理 1 和定理 2,在 TTL 跳内,一条搜索平均覆盖可表示为 AVG_i ,则其平均搜索不成功的概率为 $(1-r_i)^{AVG_i}$,则有其平均搜索成功的概率为 $1-(1-r_i)^{AVG_i}$,公式(4-10)成立. \square

定理 4. 在 rfsa-Flooding 算法中,假设网络中节点的总数目 N 和 $r_i(r_i \neq 0)$ 保持不变,在 TTL 跳内,完成在一条对资源 i 的搜索所产生的平均消息数目 $AVG_{rfsa-Flooding-Mi}$ 为

$$AVG_{rfsa-Flooding-Mi} \leq \sum_{h=1}^{TTL} h \cdot r_i (1-r_i)^{h-1} \cdot G'_0(1)(G'_i(1))^{h-1} + TTL \cdot (1-r_i)^{TTL} \cdot G'_0(1)(G'_i(1))^{TTL-1} \quad (4-11)$$

证明:在一条资源 i 的搜索过程中,当 $h=1$ 时,搜索成功的概率为 r_i ,搜索不成功的概率为 $1-r_i$;当 $h=2$ 时,搜索成功的概率为 $r_i(1-r_i)$,搜索不成功的概率为 $(1-r_i)(1-r_i)$;依此类推,当 $h=TTL$ 时,搜索成功的概率和搜索不成功的概率分别为 $r_i(1-r_i)^{TTL-1}$ 和 $(1-r_i)^{TTL}$.因此,在一条资源 i 的搜索过程中,第 h 跳所产生的平均成功消息数目为

$$h \cdot r_i (1-r_i)^{h-1} \cdot G'_0(1)(G'_i(1))^{h-1}.$$

由定理 1 证明,第 h 跳实际新发现的邻居节点的数目 $z'_h \leq z_h$,所以有:搜索整个过程中平均产生的成功消息的数目为 $AVG_{rfsa-Flooding-Mi} |_{success} \leq \sum_{h=1}^{TTL} h \cdot r_i (1-r_i)^{h-1} \cdot G'_0(1)(G'_i(1))^{h-1}$;随着 TTL 的不断增大,搜索中所遇到的平均邻居节点的平均数目不断增加,显然有:平均产生的失败消息数目为

$$AVG_{rfsa-Flooding-Mi} |_{failure} \leq TTL \cdot (1-r_i)^{TTL} \cdot G'_0(1)(G'_i(1))^{TTL-1};$$

又,搜索所产生的平均消息数目为 $AVG_{rfsa-Flooding-Mi} = AVG_{rfsa-Flooding-Mi} |_{success} + AVG_{rfsa-Flooding-Mi} |_{failure}$,则有公式(4-1)成立. \square

同理,可以得到定理 5.

定理 5. 在 rfsa-RW 算法中,假设网络中节点的总数目 N 和 $r_i(r_i \neq 0)$ 保持不变,在 TTL 跳内,完成在一条对资源 i 的搜索所产生的平均消息数目 $AVG_{rfsa-RW-Mi}$ 为

$$AVG_{rfsa-RW-Mi} \leq \sum_{h=1}^{TTL} h \cdot r_i (1-r_i)^{h-1} \cdot \min(k^h, G'_0(1)(G'_i(1))^{h-1}) + TTL \cdot (1-r_i)^{TTL} \cdot \min(k^{TTL}, G'_0(1)(G'_i(1))^{TTL-1}) \quad (4-12)$$

证明:同定理 4,略. \square

4.3 网络开销

定义 4(网络开销(network overhead)). 网络开销主要由搜索过程中所产生的消息数和这些消息所消耗的网络带宽决定.设 Mi_h 为第 h 跳搜索所产生的实际消息数,Bytes 表示平均每条消息所占用的字节数,则一条对资源 i 的搜索所产生的网络开销为 NOi :

$$NOi = \sum_{h=1}^{TTL} Mi_h \cdot Bytes \quad (4-13)$$

在受限机制下的搜索算法中,每条消息较传统的搜索算法增加了 $Path$ 的携带网络开销(additional overhead).假设对每个节点的标识用 L 个字节表示,则每条消息在传播的过程中其携带的开销是 $L \cdot Card(Path)$ 字节, $Card(Path)$ 表示一条消息的搜索路径的长度.搜索中,该路径所经历过节点的个数.在 TTL 内,每一跳会增加一个节点,而最长增加到 $TTL=0$ 时,则 $Card(Path)_{max} = TTL-1$.在受限机制下的搜索算法中,一条向前传递的搜索消息的携带开销是 $(h-1) \cdot L, h \in [1, TTL]$,则总的携带开销(即增加的网络开销)表示为

$$AAO = \sum_{h=1}^{TTL} Mi_h \cdot (h-1) \cdot L \quad (4-14)$$

则 RFSa 机制下算法所产生的实际网络开销为

$$NOi_{rfsa} = NOi + AAO = \sum_{h=1}^{TTL} Mi_h \cdot Bytes + \sum_{h=1}^{TTL} Mi_h \cdot (h-1) \cdot L = \sum_{h=1}^{TTL} Mi_h \cdot (Bytes + (h-1) \cdot L) \quad (4-15)$$

由以上分析可知,搜索所产生的网络开销由搜索中所产生的消息数目和搜索额外产生的字节数决定.RFSA增加了每个消息所携带的字节数,即消息的长度,但减少了冗余消息数目的产生.设 TTL 跳内搜索完成,传统搜索算法所产生的平均消息数目为 AVG_{Mi} ,RFSA 机制下产生的平均的消息数目为 $AVG_{rfsa-Mi}$,则以上算法所节省的平均网络开销可表示为

$$Save_NO_{rfsa-i} = AVG_{Mi} \cdot Bytes - AVG_{rfsa-Mi} \cdot (Bytes + L \cdot (TTL - 1) / 2) \quad (4-16)$$

设 $Bytes = \beta L$, β 为任意非零正实数,表示一条消息所携带的字节数与每个节点标识的字节数之间的比值,则有 $L = Bytes / \beta$. 将其代入公式(4-16),令 $Save_NO_{rfsa-i} = 0$,当 $AVG_{Mi} \neq AVG_{rfsa-Mi}$ 时,有

$$\beta = \frac{AVG_{rfsa-Mi}}{2(AVG_{Mi} - AVG_{rfsa-Mi})} \cdot (TTL - 1) \quad (4-17)$$

由公式(4-16)和公式(4-17)可得,当 $AVG_{Mi} \neq AVG_{rfsa-Mi}$, $\beta > \frac{AVG_{rfsa-Mi} \cdot (TTL - 1)}{2(AVG_{Mi} - AVG_{rfsa-Mi})}$ 时, $Save_NO_{rfsa-i} > 0$; 此时,受限机制下的搜索算法将获得较少的网络开销;反之,将获得比传统搜索算法更多的网络开销.

通过以上的分析,受限机制下搜索算法的网络开销与 AVG_{Mi} , $AVG_{rfsa-Mi}$ 和 β 相关,在网络拓扑结构给定的条件下,只要 $\beta > \frac{AVG_{rfsa-Mi} \cdot (TTL - 1)}{2(AVG_{Mi} - AVG_{rfsa-Mi})}$,就确保受限机制下的搜索算法能够降低网络开销.同时, β 越大,降低的网络开销越多;反之,降低得越小.另一方面,由假设 $Bytes = \beta L$ 可知, $\beta = Bytes / L$,则由公式(4-17)得到公式(4-18)如下:

$$Bytes = \frac{AVG_{rfsa-Mi}}{2(AVG_{Mi} - AVG_{rfsa-Mi})} \cdot (TTL - 1) \cdot L \quad (4-18)$$

由公式(4-18)可知,受限机制下的搜索算法是否能够降低网络开销与 $Bytes$, L , AVG_{Mi} , $AVG_{rfsa-Mi}$ 及 TTL 是密切相关的.在网络拓扑结构给定的前提下,其关键的影响因素是 $Bytes$, L 和 TTL ,即,消息内容的设计成为该机制是否有效的关键因素.

当 $Bytes > \frac{AVG_{rfsa-Mi}}{2(AVG_{Mi} - AVG_{rfsa-Mi})} \cdot (TTL - 1) \cdot L$ 时,受限机制下的搜索算法有效.当网络拓扑结构一定时,其有

效性由 $Bytes$, L 和 TTL 决定. $Bytes$ 的值越大, L 的值越小,在搜索过程中,其有效性体现得越早,越明显.即在 TTL 较小的时候就能够体现其有效性,降低搜索的网络开销,此时的 β 值越大;反之,其有效性将体现较晚,即将在 TTL 较大的时候才能体现其有效性,而此时的 β 值较小.本文在第 5 节的网络开销对比分析中对此进行了验证.因此,在实际的应用中,可根据需要对消息的内容进行合理有效的设计,以获得更高的搜索性能.

4.4 缓存机制的时间和空间开销

由于查询消息具有实效性,则设时刻 t 到时刻 $t+1$ 的时间间隔 T 为消息的有效时间期限, N 为时间间隔 T 内非结构 P2P 网络中所产生的不同的消息数目, B 为 $RQueryList$ 中每个元素的大小(字节数),则网络中每个节点在时间间隔 T 内,缓存机制中最坏的空间开销可以表示为 $N \cdot B$. 其时间开销主要表现在节点处所接收的消息是否已经被该节点接收的判定上.本缓存机制采用的是按队列逆序查找的方式,因此其最坏的时间开销可表示为 N . 因此,缓存机制的时间和空间开销与在时间间隔 T 内网络中所产生的不同消息数目密切相关, N 越大,其时间和空间开销越大,反之越小.

5 仿真实验及对比分析

P2P 是一个拥有百万节点的大规模网络,其节点所具有的频繁自由加入和退出的特性,给 P2P 网络的相关研究带来了很大的挑战.为节省时间和提高效率,本实验使用 PeerSim^[21]作为仿真平台,通过扩展 PeerSim 代码进行模拟.实验所涉及的网络拓扑结构包括随机图网络结构(random graph)、小世界模型网络结构(small world)和无标度网络结构(scale free).实验在 3 种网络结构下对比分析了 Flooding, RW 和 rfsa-Flooding, rfsa-RW 算法的

网络开销、成功查询点击率、查询覆盖率和产生的总消息、冗余消息等相关性能.其中,查询覆盖率定义为平均一条对资源 i 的搜索中所访问到的网络中不同节点的个数与网络中节点总数目的比值,成功查询点击率定义为搜索到资源 i 的不同副本个数与网络中总的副本个数的比值.

5.1 实验环境设置与分析

研究显示,Napster,Gnutella and Web 的用户请求符合 Zipf-like 分布.为了使仿真的场景接近于真实的网络,依据 Zipf-like 分布对对象的流行度进行设置.对象的流行度由公式 $P_{Zipf-like}(x) = x^{-\alpha} / \sum_{j=1}^C j^{-\alpha}$ 给出^[22].其中, C 表示文件的数目, α 为指数的分布特征.研究显示,在 P2P 文件共享系统中, α 的取值通常为 0.6 和 0.8^[23], x 表示对象的相对位置.实验中,共提供 100 类 10 000 个对象,每类对象依据上述公式设置相应的流行度.依据它们的流行度设置相应的同类对象的个数,使得高流行度的对象获得较高的复制率.在 100 类的对象中,依据其流行度所设置的同类对象个数,随机地选择节点将对对象复制.对于查询,在每个节点处,依据对象的流行度从 100 类对象中随机地选择查询关键字进行查询.这种方式使得具有高流行度的对象更多地被查询,更接近于真实的网络应用情况.

相关实验参数与默认值见表 2.

Table 2 Simulation parameters

表 2 实验参数

Parameters	Value
Network size	10 000
Kind of file (object)	100
Total number of file (object)	10 000
File replication ratio	1%
File distribution	Zipf ($\alpha=0.6$)
Beta in small-world network	0.5

实验中分别构建了 3 种网络拓扑结构,并对拓扑结构中节点的度及其分布进行了分析,结果见表 3.

Table 3 Analysis of node degree

表 3 节点度分析

Topology	Min (degree)	Max (degree)	Avg (degree)	Countmin	Countmax
Scale free network	2	220	4	4 993	1
Small world network	6	19	10	84	3
Random graph	6	26	12	19	1

依据实验参数,其对象的分布如图 2 所示.

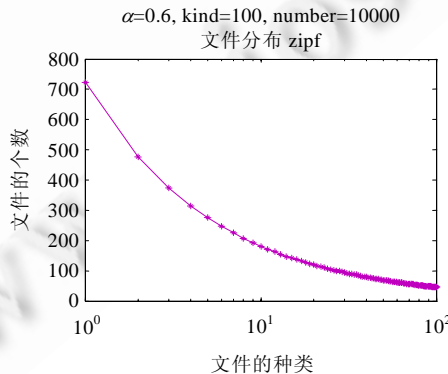


Fig.2 Distribution of resources

图 2 资源分布

5.2 性能对比分析

1) 总消息数目与冗余消息数目的对比

研究显示,在一个 Gnutella 系统中,7跳($TTL=7$)内的 flooding 算法对网络中的节点能够达到95%的覆盖率^[9].为更接近于真实的网络,在实验中,设计 TTL 的取值范围为 1~7.图 3 和图 4 分别显示了在随机图网络、小世界模型网络和无标度网络 3 种网络结构中,受限与非受限机制下的 flooding 和 RW 算法所产生的总消息数目和冗余消息数目.

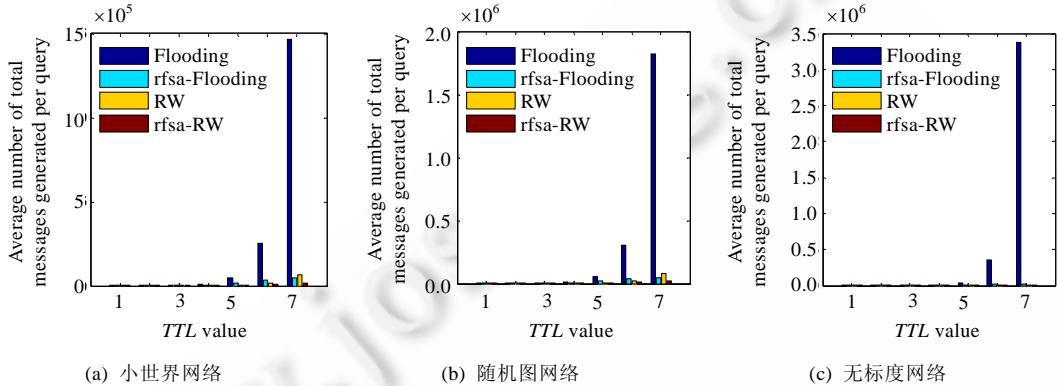


Fig.3 Comparison of total messages (1)

图 3 总消息对比(1)

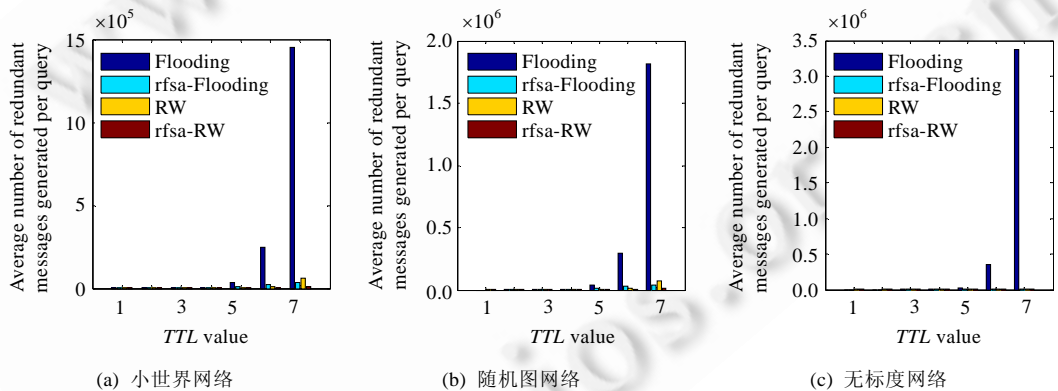


Fig.4 Comparison of redundant messages (1)

图 4 冗余消息对比(1)

从图 3 和图 4 可以看出: flooding 算法均产生了最多的总消息和冗余消息;随着跳数的增加,其产生的总消息和冗余消息不断地增加;特别是在第 4 跳之后,其产生的总消息和冗余消息迅速地增加,而在第 4 跳内所产生的总消息和冗余消息则远小于后几跳所产生的消息.这一现象与文献[9]的研究相吻合.通过第 2 节的分析,造成这一现象的主要原因是,随着跳数的增加,节点重复地接收和转发消息,产生了大量的冗余搜索路径,导致了消息的迅速增加.

图 5 和图 6 分别是对图 3 和图 4 在等 y 值条件下的放大显示,从图 5 和图 6 可以清晰地看出:在总消息数目和冗余消息数目上, rfsa-Flooding 和 rfsa-RW 算法较 flooding 和 RW 算法均有大幅度的降低;特别是在冗余消息迅速产生的后 3 跳内,降低十分明显.其主要的原因是,加入受限机制后,从根本上控制了消息的重复转发,并消除了搜索回路,遏制了冗余搜索路径的产生.

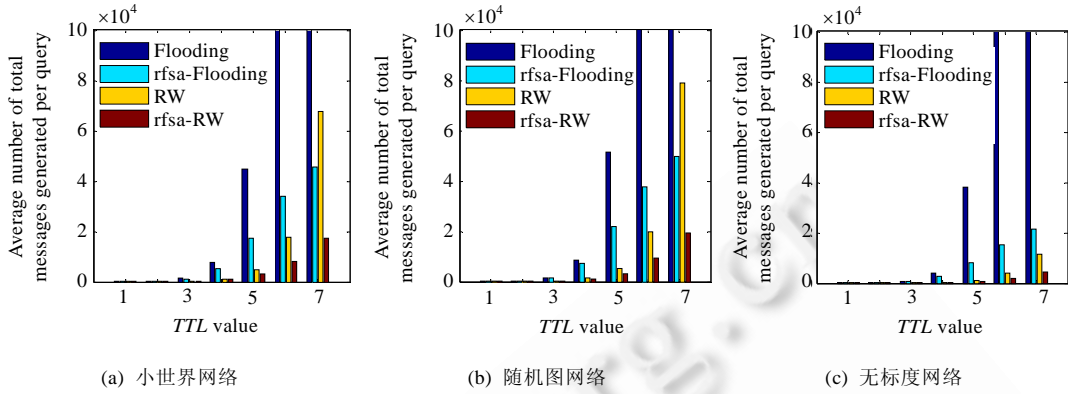


Fig.5 Comparison of total messages (2)

图5 总消息对比(2)

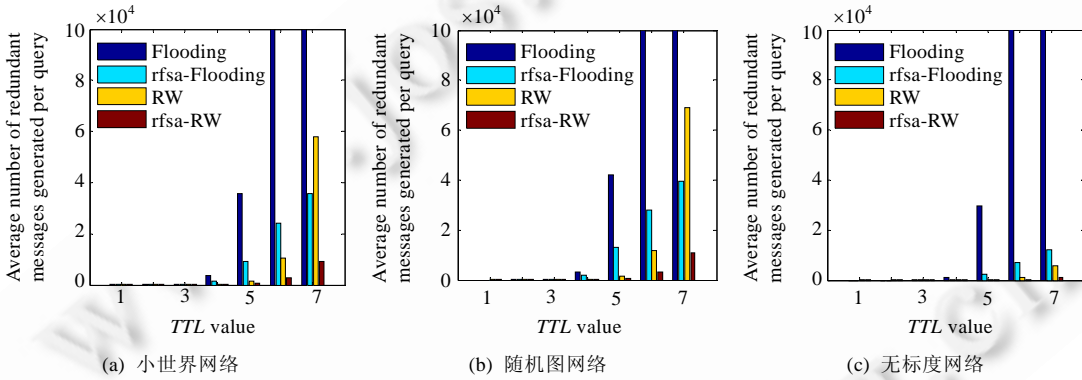


Fig.6 Comparison of redundant messages (2)

图6 冗余消息对比(2)

2) 覆盖率与查询点击率对比

图7和图8分别给出了算法flooding,rfsa-Flooding,RW和rfsa-RW的平均搜索覆盖率与平均查询点击率的情况.从图7和图8可以看出,rfsa-Flooding和rfsa-RW算法对搜索覆盖率和查询点击率的影响不大,略有降低.

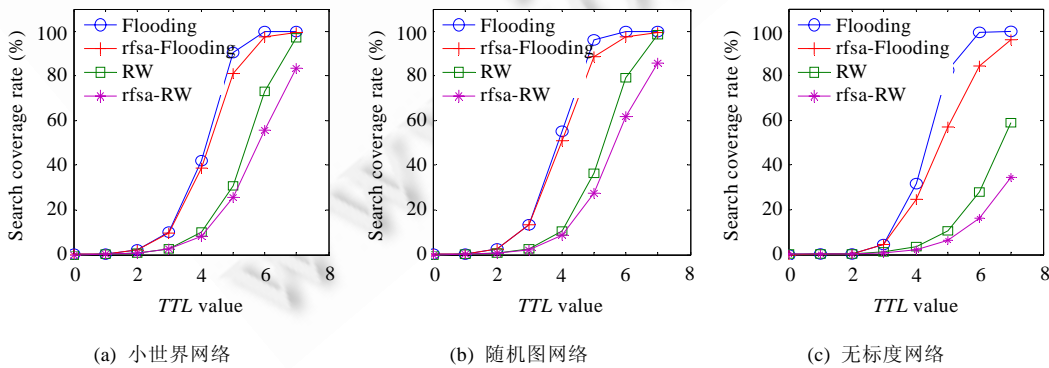


Fig.7 Comparison of search coverage rate

图7 搜索覆盖率对比

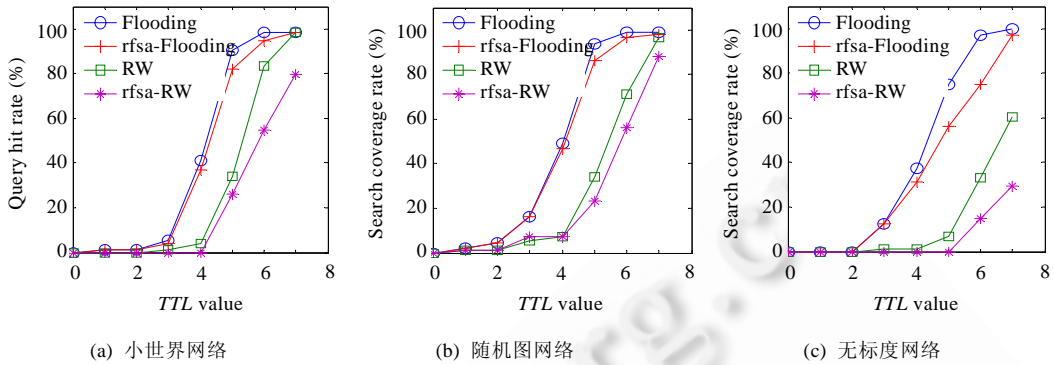


Fig.8 Comparison of query hit rate

图 8 查询点击率对比

3) 网络开销对比

依据定义 4,网络开销由搜索过程中所产生的消息数目和这些消息所消耗的网络带宽决定.本文中,用每条搜索所产生的实际 IP 数据包的字节数表示传递消息所消耗的网络带宽.在实验中设置消息 ID 由 10 个字节构成,节点信息由“IP+端口号”组成,占 6 个字节,共 48bit.TTL 由 2 个字节构成.由于每条消息总的字节数较小,所以按照不产生分片来计算,消息包属于 UDP 包,则消息的总字节数目中还要包含共 28 字节的 IP 首部和 UDP 首部.为便于实验分析,为 Item 分配 5 字节~15 字节,服从均匀分布.

实验中,首先针对 RFSA 机制所产生的网络开销进行了一组实验,实验结果如图 9 所示.图 9 显示了 RFSA 机制下,平均每条搜索请求产生的实际网络开销(平均每条搜索请求所产生的字节数)与数学分析结果的比较.实验结果表明,RFSA 机制下所产生的实际网络开销与理论分析结果基本吻合.

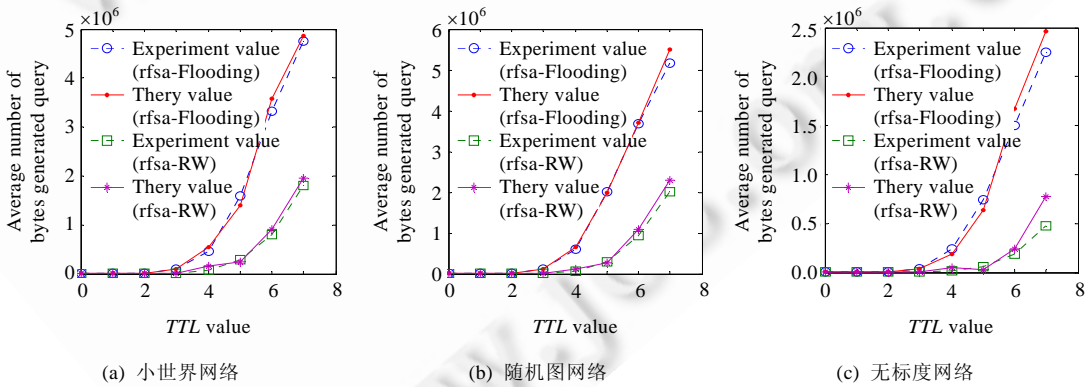


Fig.9 Network overhead

图 9 网络开销

其次,对文中所述的 4 种算法所产生的网络开销也进行了对比.文中 4 种算法的网络开销对比的是平均每条搜索请求所产生的网络总开销.在本文所构建的消息 $L_Message=(ID,Item,QNode,FNode,Path,TTL)$ 中除去 Path,其余部分的平均大小为 62 字节,即 Bytes=62 字节.这部分为上述 4 种算法共同的部分.Path 部分在受限机制控制下的算法中发生,由于其用于记录消息访问过的节点信息,则其大小随着路径的增加而动态地变化,如第 4.3 节所描述,这部分为受限机制所带来的额外的网络开销,其大小表示为 $(h-1) \cdot L, h \in [1, TTL]$.实验中, $L=6$ 字节, TTL 最大值为 7,则 $\beta=10.3$.在实验中,记录了受限机制下与非受限机制下 4 种算法实际发生的网络开销,如图 10 所示.图 11 为图 10 同等 y 值条件下的放大显示.从图 10 和图 11 可以清晰地看出:在第 5 跳之后,rfsa-Flooding

和 rfsa-RW 较原算法都较大程度地降低了网络开销;但在第 5 跳之内,其降低并不显著,并有增加网络开销的情况,如图 11(b)所示,算法 rfsa-flooding 的开销有小幅的增加;但由于在第 4 跳之内所产生消息数目和网络开销较小,增加的小部分网络开销对网络的性能造成的影响并不明显,在大规模的网络环境下,这一小部分的影响几乎可以被忽略.

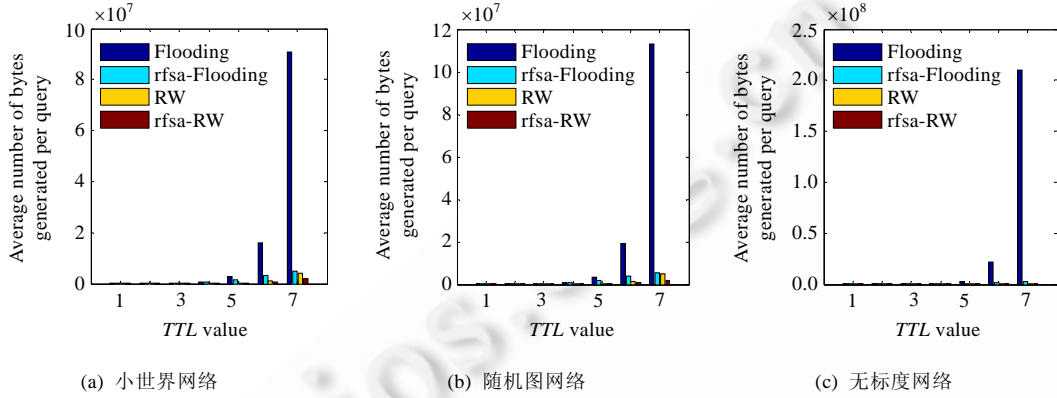


Fig.10 Comparison of the network overhead (1)

图 10 网络开销对比(1)

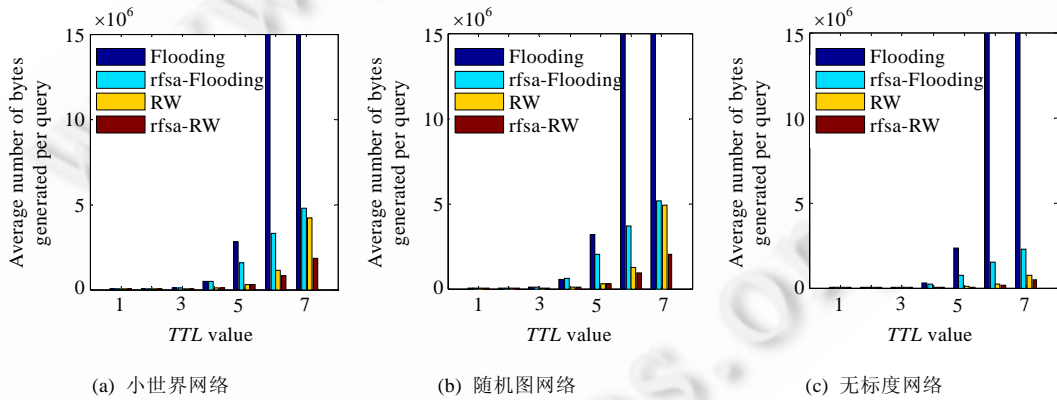


Fig.11 Comparison of the network overhead (2)

图 11 网络开销对比(2)

由第 4.3 节分析可知,同等条件下, β 的值越大,即 Bytes 与 L 之间的差距越大,其降低的网络开销也多.通过分析,得到如图 12 在 $\beta=10.3$ 和 $\beta=23.5$ 情况下,受限机制下网络开销降低率的对比情况.从图 12 可以看出:其 β 越大,网络开销的降低率越高;在 $TTL=7$ 时,算法 rfsa-Flooding($\beta=10.3$)和 rfsa-RW($\beta=10.3$) 在 3 种结构下的网络开销降低率分别为 96.0%,66.7%;96.5%,68.3%;99.2%,48.8%.但图 12 也显示出:第 3 跳之内的 rfsa-Flooding 算法增加了网络的开销,其主要原因是泛洪算法所产生的消息数目较多;而在第 3 跳之内,其产生的冗余消息相对较少,从而造成了网络开销的增加.

4) 降低率的对比

在 $\beta=10.3$ 时,分别对 rfsa-Flooding 和 rfsa-RW 的冗余消息降低率(redundant)、网络开销降低率(overhead)、搜索覆盖降低率(coverage)和成功查询点击率(hit)进行了综合的对比分析,如图 13 和图 14 所示.

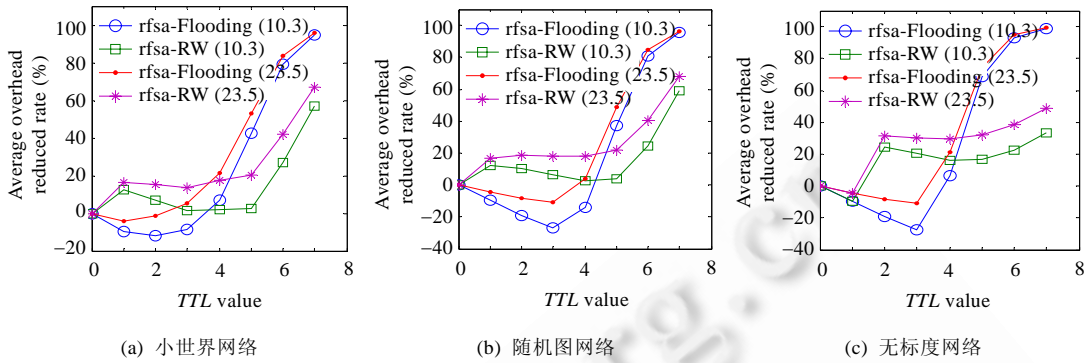


Fig.12 Comparison of the network overhead reduced rate in different β

图 12 不同的 β 值时网络开销降低率的对比

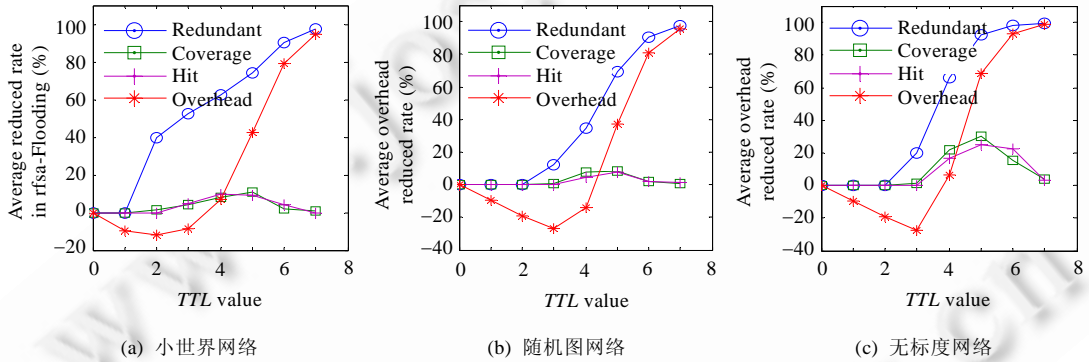


Fig.13 Comparison of reduced rate in rfsa-Flooding

图 13 rfsa-Flooding 中降低率的对比

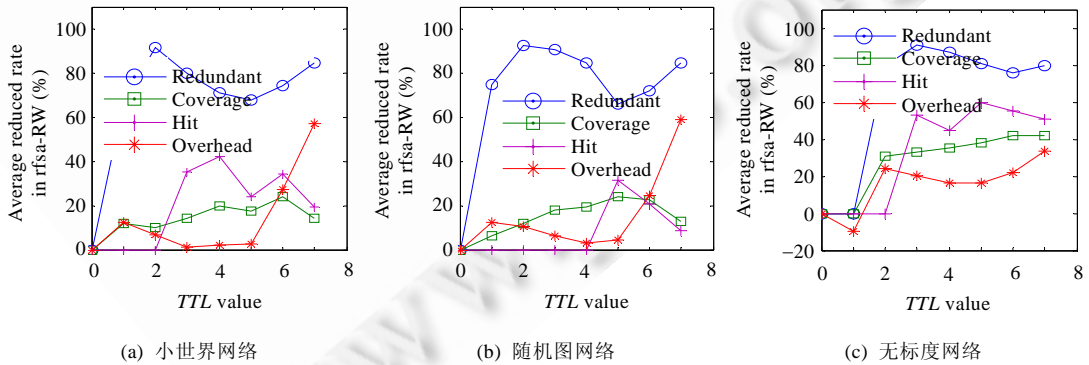


Fig.14 Comparison of reduced rate in rfsa-RW

图 14 rfsa-RW 中降低率的对比

从图 13 可以看出,rfsa-Flooding 算法牺牲了较低搜索覆盖率和查询点击率,在第 5 跳之后获得了更高的冗余消息降低率和网络开销降低率.如在小世界网络中, $TTL=5$ 时, $Redundant=74.1\%$, $Overhead=42.5\%$,而 $Coverage=10.8\%$, $Hit=9.1\%$; $TTL=7$ 时, $Redundant=97.5\%$, $Overhead=94.8\%$,而 $Coverage=0.7\%$, $Hit=0.0\%$.但在低跳内,增加了一定的网络开销,rfsa-Flooding 算法并未显示其优势.

从图 14 可以看到:由于漫步的随机性及其 RW 本身的低覆盖性,使得其在低跳内牺牲的覆盖率和点击率略高,但随着跳数的增加,呈现出下降的趋势;同时,由于其冗余消息的降低率较高,使得其在低跳内并未增加网络开销,同时,随着跳数的增加其网络开销的降低率不断增加.图 14(a)和图 14(b)显示,在第 6 跳之后,rfsa-RW 获得的网络开销降低率开始高于其牺牲的覆盖率和点击率.图 14(c)体现了随着跳数的增加,其网络开销降低率增加和覆盖率、点击率逐渐降低的趋势,推测随着跳数的增加,其网络开销的降低率会不断增加,而会降低覆盖率和点击率的牺牲.图 15 所显示的结果验证了这一推测.

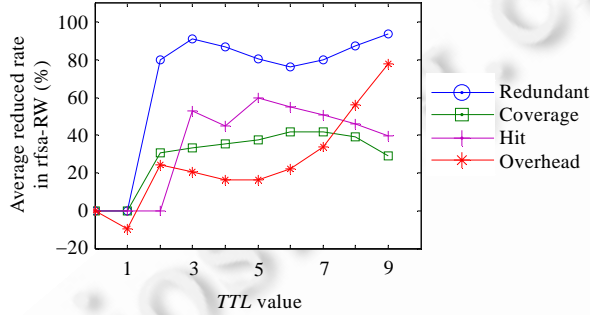


Fig.15 Comparison of reduced rate based on scale free in rfsa-RW

图 15 无标度网络 rfsa-RW 算法中降低率的对比

从以上的分析可以看出:在 flooding 和 RW 算法中加入受限制制后,在保证其较低的搜索覆盖降低率和查询点击降低率的情况下,降低了消息数目的产生;特别是在高跳阶段,大量消息产生的时候,节省了大量的网络开销.通过这种方式,消除了来源于搜索回路上的冗余消息.由于网络连接的随机性,从发起消息的节点到该节点可能存在多条不同的路径,对于该节点的邻居节点不是其构成回路的节点,该节点仍要发送一条消息给已经收到该消息的邻居节点.因此,该方式不但从根本上控制了重复消息的重复转发,而且部分控制了消息的重复接收.

5) 与其他算法的对比

图 16 显示了在随机网络中,rfsa-RW 算法、PQR 算法与 rfsa-PQR 算法(将 RFSa 机制应用于 PQR 算法)在查询点击率、产生的消息数目和网络开销等性能上的对比.

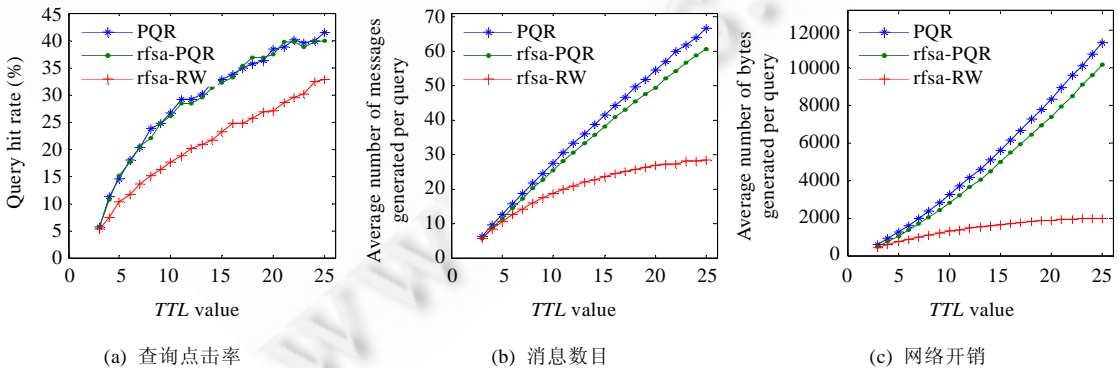


Fig.16 Comparison of performance based on random graph in rfsa-RW, PQR and rfsa-PQR algorithms

图 16 随机网络下 rfsa-RW,PQR 与 rfsa-PQR 算法性能对比

从图 16 可以看出,rfsa-RW 所产生的网络开销和消息数目都是最低的,但其所带来的查询点击率也是最低的.主要原因是与 PQR 和 rfsa-PQR 算法相比,对漫步者的选择是随机的,没有任何智能信息的引导,所以其获得

了较低的查询点击率;同时,对查询点击失败的消息并未做回复的处理,因此产生的消息数目和网络开销都较低.图 16(a)显示,算法 PQR 与 rfsa-PQR 的查询点击率基本相同;但在图 16(b)和图 16(c)中显示,rfsa-PQR 算法产生了更少的消息数目和更低的网络开销,其主要原因是 rfsa-PQR 并未改变 PQR 自身的搜索机制,因此获得了与 PQR 基本相同的查询点击率,但 RFSA 机制有效控制了 PQR 中冗余消息的产生.因此,从实验结果可以看出,将 RFSA 机制应用于 PQR 算法能够提高 PQR 算法的性能.

随机网络下,rfsa-Flooding,LF(LightFlood),rfsa-LF(将 RFSA 机制应用于 LightFlood 算法),DS(dynamic search)与 rfsa-DS(将 RFSA 机制应用于 dynamic search 算法)算法性能对比如图 17 所示.图 17(a)显示:rfsa-Flooding 算法的查询点击率与 LF 算法的查询点击率基本相近;在 $4 < TTL < 8$ 时,rfsa-Flooding 算法查询点击率较 DS 算法高出近 20 个百分点.从图 17(b)和图 17(c)可以看出:rfsa-Flooding 算法产生的冗余消息的数目和网络开销大幅度低于 LF 算法,小幅度高于 DS 算法;在 $TTL=8$ 时,rfsa-Flooding 算法较 LF 算法的冗余消息数目和网络开销分别降低 92.0%和 90.6%,较 DS 算法分别增加 68.3%和 53.2%.因此,实验显示 rfsa-Flooding 算法性能优于 LF 算法.

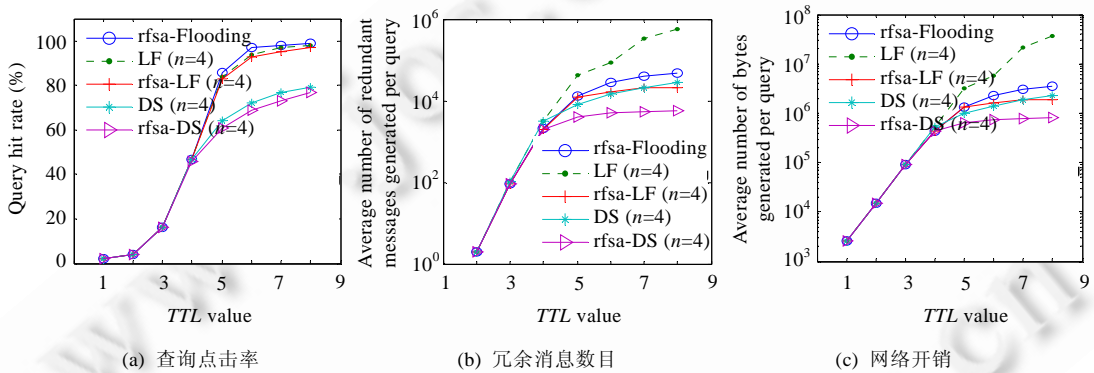


Fig.17 Comparison of performance based on random graph in rfsa-Flooding, LF, rfsa-LF, DS and rfsa-DS algorithms

图 17 随机网络下,rfsa-Flooding,LF,rfsa-LF,DS 与 rfsa-DS 算法性能对比

同时,将 RFSA 机制分别应用于已有的 LF 算法和 DS 算法之后,由于 RFSA 机制并未改变原算法本身的搜索机制,因此图 17(a)显示,rfsa-LF 算法与 LF 算法和 rfsa-DS 算法与 DS 算法的查询点击率基本相近;但在图 17(b)和图 17(c)中显示,rfsa-LF 算法和 rfsa-DS 算法在冗余消息的数目和网络开销上较原算法均有较大程度的降低,特别是在 $TTL=8$ 时,在冗余消息数目和网络开销上 rfsa-LF 较 LF 分别为降低了 96.4%与 94.8%,rfsa-DS 较 DS 分别降低了 79.6%与 64.9%.其中,rfsa-LF 算法的产生的冗余消息数目与网络开销均低于 rfsa-Flooding 算法.因此,加入 RFSA 机制的 LF 算法的性能更优.

从与其他算法对比的实验结果(如图 16 和图 17 所示)可以看出,将 RFSA 机制引入到当前已有的非结构 P2P 搜索算法中,如 PQR 算法、LF 算法以及 DS 算法,均能不同程度地从降低消息的产生、减少网络开销两方面改进和提高其原算法的性能.因此,RFSA 机制在非结构 P2P 网络中更具有普遍适用性.

6 结束语

本文分析了 flooding 算法产生冗余消息的主要原因,提出了一种非结构 P2P 搜索受限机制 RFSA,并分别应用于 flooding 和 random walker 算法.通过对接收消息和转发消息的限制,有效地控制了冗余搜索路径的产生,在基本不影响其搜索覆盖和回复率的前提下,rfsa-Flooding 和 rfsa-RW 算法分别将冗余消息的产生率降低了 74%和 58%以上,最大可达 97%(小世界模型下的 rfsa-Flooding),同时降低网络开销达 94%和 56%(小世界模型, $\beta=10.3, TTL=7$),在其他的网络模型中也有相应的降低.因此,该受限机制可应用于不同的网络结构.同时,实验结

果显示,将 RFSA 机制应用于现有的搜索算法(如 LF,DS 和 PQR 算法),可以不同程度地降低原搜索算法的冗余消息数目的产生和网络开销,提高性能,具有更广泛的适应性.并且,由于 RFSA 算法无需额外构建覆盖子网,只需在本地建立消息索引缓存机制,在搜索过程中携带搜索路径信息,为此,RFSA 在复杂性和辅助结构构建与维护开销上均低于 LightFlood(LF)算法^[9]、Dynamic Search(DS)算法^[10]、CloneRW+DS 算法^[12]、PST 算法^[13]和 PQR^[15]等算法.尽管 RFSA 在很大程度上降低了冗余消息的产生,但其搜索的本质仍为盲搜索,在搜索的有效引导上还需要改进.下一步的研究工作主要是在受限机制的基础上,对消息进行有效的存储与使用,挖掘可利用信息,实现智能的搜索,进一步降低冗余消息的产生和网络开销,提高搜索的有效性.

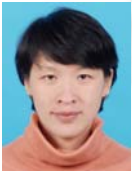
References:

- [1] Stutzbach D, Rejaie R, Duffield N, Sen S, Willinger W. Sampling techniques for large, dynamic graphs. In: Proc. of the IEEE INFOCOM 2006. Washington: IEEE Computer Society, 2006. 1–6. [doi: 10.1109/INFOCOM.2006.39]
- [2] Rasti AH, Stutzbach D, Rejaie R. On the long-term evolution of the two-tier Gnutella overlay. In: Proc. of the IEEE INFOCOM 2006. Washington: IEEE Computer Society, 2006. 1–6. [doi: 10.1109/INFOCOM.2006.44]
- [3] Oram A. Peer-to-Peer: Harnessing the Power of Disruptive Technologies. Sebastopol: O'Reilly & Associates, Inc., 2001. 99–122.
- [4] Gnutella a protocol development. <http://rfc-gnutella.sourceforge.net/index.html>
- [5] Ripeanu M, Iamnitchi A, Foster I. Mapping the gnutella network. IEEE Internet Computing, 2002,6(1):50–57. [doi: 10.1109/4236.978369]
- [6] Zhong M, Shen K, Seiferas J. The convergence-guaranteed random walk and its applications in peer-to-peer networks. IEEE Trans. on Computers, 2008,57(5):619–633. [doi: 10.1109/TC.2007.70837]
- [7] Gkantsidis C, Mihail M, Saberi A. Random walks in peer-to-peer networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM 2004. Washington: IEEE Computer Society, 2004. 120–130. [doi: 10.1109/INFOCOM.2004.1354487]
- [8] Jiang S, Guo L, Zhang XD. Lightflood: An efficient flooding scheme for file search in unstructured peer-to-peer systems. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Parallel Processing. Washington: IEEE Computer Society, 2003. 627–635. [doi: 10.1109/ICPP.2003.1240631]
- [9] Jiang S, Guo L, Zhang XD, Wang HD. LightFlood: Minimizing redundant messages and maximizing scope of peer-to-peer search. IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, 2008,19(5):601–614. [doi: 10.1109/TPDS.2007.70772]
- [10] Lin T, Lin P, Wang H, Chen C. Dynamic search algorithm in unstructured peer-to-peer networks. IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, 2009,20(5):654–666. [doi: 10.1109/TPDS.2008.134]
- [11] Chang NB, Liu MY. Controlled flooding search in a large network. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2007,15(2):436–449. [doi: 10.1109/TNET.2007.892880]
- [12] Leu JS, Tsai CW, Lin WH. Resource searching in an unstructured P2P network based on cloning random walker assisted by dominating set. Computer Networks, 2011,55(3):722–733. [doi: 10.1016/j.comnet.2010.10.014]
- [13] Zhang YM, Lu XC, Zheng QB, Li DS. An efficient search algorithm for large-scale P2P systems. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2008,19(6):1473–1480 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/1473.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.01473]
- [14] Huang YS, Meng XW, Zhang YJ. Strategy of content location of P2P based on the social network. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2008,21(10):2622–2630 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3647.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03647]
- [15] Xu M, Zhou SG, Guan JH, Hu XH. A path-traceable query routing mechanism for search in unstructured peer-to-peer networks. Journal of Network and Computer Applications, 2010,33(2):115–127. [doi: 10.1016/j.jnca.2009.11.003]
- [16] Ma WM, Meng XW, Zhang YJ. Bidirectional random walk search mechanism for unstructured P2P network. Ruan Jian Xue Bao/Journal of Software, 2012,23(4):894–911 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4086.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2012.04086]
- [17] Newman MEJ, Strogatz SH, Watts DJ. Random graphs with arbitrary degree distributions and their applications. Physical Review E-Statistical, Nonlinear, and Soft Matter Physics, 2001,64(2 II):261181–261187. [doi: 10.1103/PhysRevE.64.026118]

- [18] He DR, Liu ZH, Wang BH. Complex Systems and Complex Networks. Beijing: Higher Education Press, 2009 (in Chinese). 147–161.
- [19] Adamic LA, Lukose RM, Puniyani AR, Huberman BA. Search in power-law networks. Physical Review E-Statistical, Nonlinear, and Soft Matter Physics, 2001,64(4 II):461351–461358. [doi: 10.1103/PhysRevE.64.046135]
- [20] Adamic LA, Lukose RM, Huberman BA. Local Search in Unstructured Networks. Handbook of Graphs and Networks. Weinheim: Wiley-VCH, 2003. 295–317.
- [21] PeerSim: A peer-to-peer simulator. <http://peersim.sourceforge.net/>
- [22] Breslau L, Cao P, Fan L, Phillips G, Shenker S. Web caching and Zipf-like distributions: Evidence and implications. In: Proc. of the IEEE INFOCOM'99. Washington: IEEE Computer Society, 1999. 126–134. [doi: 10.1109/INFCOM.1999.749260]
- [23] Backx P, Wauters T, Dhoedt B, Demeester P. A comparison of peer-to-peer architectures. In: Proc. of the Eurescom Summit 2002. 2002. <http://svn.tribler.org/abc/branches/leo/dataset/preferences/johan/johan-01.pdf>

附中文参考文献:

- [13] 张一鸣,卢锡城,郑茜冰,李东升.一种面向大规模 P2P 系统的快速搜索算法.软件学报,2008,19(6):1473–1480. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/19/1473.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2008.01473]
- [14] 黄永生,孟祥武,张玉洁.基于社会网络特征的 P2P 内容定位策略.软件学报,2010,21(10):2622–2630. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3647.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2010.03647]
- [16] 马文明,孟祥武,张玉洁.面向非结构化 P2P 网络的双向随机漫步搜索机制.软件学报,2012,23(4):894–911. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4086.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2012.04086]
- [18] 何大韧,刘宗华,汪秉宏.复杂系统与复杂网络.北京:高等教育出版社,2009.147–161.



梅红岩(1978—),女,辽宁锦州人,博士生,讲师,主要研究领域为内容分发网络,数据挖掘.

E-mail: liaoning_mhy@126.com



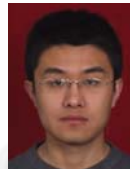
张玉洁(1969—),女,讲师,主要研究领域为网络服务,数字媒体.

E-mail: zhangyj@bupt.edu.cn



孟祥武(1966—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为网络服务,语义 Web.

E-mail: mengxw@bupt.edu.cn



马文明(1982—),男,博士生,主要研究领域为 P2P 内容分发网络,个性化推荐服务.

E-mail: mwmytu@gmail.com