

## 激励一致的自适应 P2P 拓扑构造<sup>\*</sup>

田慧蓉<sup>+</sup>, 邹仕洪, 王文东, 程时端

(北京邮电大学 网络与交换技术国家重点实验室 宽带网研究中心,北京 100876)

### Incentive Compatible Adaptive Topologies for P2P Networks

TIAN Hui-Rong<sup>+</sup>, ZOU Shi-Hong, WANG Wen-Dong, CHENG Shi-Duan

(Broadband Network Research Center, State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-10-62282007, Fax: +86-10-62283412, E-mail: tianhr@bupt.edu.cn, <http://bnrc.cs.bupt.cn>

Tian HR, Zou SH, Wang WD, Cheng SD. Incentive compatible adaptive topology for P2P networks. *Journal of Software*, 2006,17(4):845-853. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/845.htm>

**Abstract:** In file sharing P2P (peer-to-peer) networks, the service availability is seriously affected by peers' voluntary actions. For example, there are many freeriders and malicious peers in P2P networks. However, the pure P2P networks don't take the issue of freeriders and malicious peers as the inherent part of the topology design, and all the peers are symmetry in the topology. This paper proposes a reciprocal capacity based adaptive topology protocol for P2P networks, which takes account of the peer's rational belief of maintaining connections. The simulation and analyses show that the resulting topology is incentive compatible to different types of peers. In addition, compared with the proposed similar scheme, it is also more efficient with less network cost.

**Key words:** P2P network; topology; incentive compatibility; adaptive mechanism

**摘要:** 在诸如文件共享的 P2P(peer-to-peer)网络中,节点不可靠的自主行为严重影响了 P2P 服务的可用性。而目前,主流的全分布 P2P 网络在构造拓扑时都没有考虑节点的自主行为特征,节点在拓扑上的地位是对等的。充分考虑了节点构造拓扑的理性,提出了基于节点互惠能力的自适应 P2P 拓扑构造协议。仿真分析表明,利用该协议构造的拓扑对 P2P 网络中不同类型的节点具有激励一致性。此外,该网络拓扑与已有同类拓扑相比更有效,且网络开销更小。

**关键词:** P2P 网络;拓扑;激励一致性;自适应机制

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

随着 Internet 的广泛普及,端用户系统资源的丰富,以及网络带宽的快速增加,传统的 Client/Server 网络应用模式中服务器的性能瓶颈以及单点失效的问题不仅限制了端系统资源的充分利用,同时也越来越无法满足新的分布式应用的需求。而 Peer-to-Peer(P2P)网络在协同工作、分布式信息共享、大规模并行计算等方面显示出独特的优势,使其成为新的发展热点。

P2P 网络是基于节点愿意共享资源这一基本假设的,但实际情况是节点的自主行为使得节点能力表现出很大的异构性,研究表明,Gnutella 网络中 70%的节点是 freerider 节点,这些节点只消费其他节点贡献的资源,而不

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.90204003, 60472067 (国家自然科学基金); the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant Nos.2003CB314806, 2006CB701306 (国家重点基础研究发展规划(973)); the Talents Support Plan for New Century of China under Grant No.CET-04-0115 (新世纪优秀人才支持计划)

Received 2005-09-07; Accepted 2005-12-02

共享自己的资源<sup>[1]</sup>。此外,目前 P2P 网络中存在着大量不可靠的服务质量以及欺诈行为<sup>[2]</sup>。以众多的文件共享应用为例,25%的文件是伪造文件(faked files)<sup>[3]</sup>。节点的这种自主性造成的不合作性严重影响了 P2P 服务的可用性。因此,要提高 P2P 服务可用性必须考虑到节点的自主行为及相关的激励机制。

另一方面,P2P 服务的可用性与 P2P 网络拓扑有着密切的关系。目前主流的全分布式 P2P 网络<sup>[4-6]</sup>在构造拓扑时都没有考虑节点的自主行为特征,节点在拓扑上的地位是相同的。因此本文的出发点是构造有效且激励一致的 P2P 拓扑,从而使合作的节点能够更有效地获得服务。

本文借鉴社会网络中信任关系的概念,根据节点的交互历史,定义了节点的互惠能力,提出了基于节点互惠能力的自适应拓扑构造协议(a reciprocal capacity based adaptive topology protocol,简称 RC-ATP)。该协议充分考虑了节点构造拓扑的理性,即节点只愿意与能为其带来利益的节点建立连接,从而实现了 P2P 网络拓扑对合作节点的激励以及对 freerider 和恶意节点的遏制,体现了拓扑的激励一致性。本文提出的拓扑构造协议克服了已有相关工作的不足,具有更好的有效性,同时具有较小的网络开销。

本文第 1 节介绍相关工作,第 2 节给出互惠能力的定义,第 3 节描述激励一致的拓扑构造协议,第 4 节对仿真及分析工作进行说明,最后对本文进行总结。

## 1 相关工作

关于自适应 P2P 拓扑的相关工作主要有以下几个方面:

1) 基于节点处理能力的拓扑构造。Cooper BF<sup>[7]</sup>提出了一种拓扑机制,使节点可以自组织为相对有效的网络来解决节点的过载问题。在文献[7]中,节点之间的连接分为两类:搜索连接(发送搜索消息)和索引连接(发送索引信息)。当节点处于过载状态时,按照邻居节点发送消息的数量依概率中断连接。文献[8,9]中提出的类似机制只考虑了节点之间的搜索连接。每个节点对邻居节点处理请求的能力进行评价,并根据自身处理请求的能力和邻居节点处理请求的能力计算对邻居节点的满意程度,然后通过与高能力节点建立连接来提高满意程度,直到节点认为当前的邻居集合已经足够满足它的处理请求能力为止。以上这些基于节点处理能力的自适应拓扑构造机制都没有考虑 freerider 和恶意节点的问题。

2) 基于节点物理位置的拓扑构造。Liu Y 等人在文献[10-12]中提出了自适应的无结构化拓扑构造机制,但这些机制都是通过选择物理位置更近的节点作为邻居来解决 P2P 拓扑与底层物理网络之间的匹配问题,从而提高 P2P 网络的性能。这些机制都没有关注 P2P 网络中 freerider 和恶意节点的问题。

3) 基于节点可信度的自适应拓扑构造。文献[3]提出了基于节点全局可信度的拓扑演化算法,但在大规模 P2P 网络中,为每个节点建立全局可信度是否必要和可行仍有待进一步研究。Condie T<sup>[13]</sup>提出的自适应拓扑构造协议(the adaptive peer-to-peer topologies protocol,简称 APTP)将 freerider 和恶意节点作为拓扑设计的本质问题。APTP 的基本思想是节点选择可能为其提供可信文件的节点建立连接。在 APTP 中,节点基于本地可信度和连接可信度选择连接某个节点或断连某个邻居。但 APTP 没有考虑节点本地可信度和连接可信度之间的差别。一旦节点  $i$  为其邻居转发请求使其收到恶意节点的响应并下载了不可信文件,且被该邻居断连,那么尽管节点  $i$  自身可能为该邻居提供了很多可信文件,但它将再没有机会与该邻居建立连接。这妨碍了共享兴趣的节点之间的充分连接。

本文针对 APTP 的不足提出了基于节点互惠能力的拓扑构造协议。该协议与 APTP 的不同之处在于:首先,本文所提出的互惠能力概念考虑了节点提供文件能力和推荐文件提供者能力之间的差别,使得具有互惠能力的节点之间可以充分建立连接。其次,本文提出的响应选择机制与 APTP 的随机响应选择机制相比,可以减少节点从恶意节点下载文件的概率。同时,该协议考虑了 freerider 在 P2P 网络中的路由问题<sup>[14]</sup>,即 freerider 为了节省带宽资源,拒绝为网络中的其他节点转发查询请求,使互惠节点能够快速发现彼此。

## 2 互惠能力

尽管本文所定义的互惠能力概念和提出的基于节点互惠能力的自适应拓扑构造协议适应于普遍意义的全分布式 P2P 网络,但为了描述方便,本文将以文件共享 P2P 网络为例来进行以下的相关说明。

定义 1. 如果节点  $l$  为节点  $i$  提供了文件,那么称节点  $l$  为节点  $i$  的服务提供者.

定义 2. 如图 1 所示,如果节点  $k$  作为节点  $i$  的邻居,为节点  $i$  转发请求,使其最终得到了节点  $l$  的服务,那么称节点  $k$  为节点  $l$  的推荐者,为节点  $i$  的服务推荐者.

本文将节点在 P2P 网络中的能力分为两类:提供服务能力和推荐服务提供者的能力.而节点的互惠能力是这两类能力的加权和.在定义节点能力之前首先给出节点属性集的定义.

定义 3. 七元组  $C^i = (\tau_{\min}^i, \tau_{\max}^i, w_{pro}^i, w_{rec}^i, f_{pnl}^i, threshold_{cap}^i, win^i)$  是节点  $i$  的属性集,满足条件  $\tau_{\min}^i \leq \tau_{\max}^i$  和  $w_{pro}^i + w_{rec}^i = 1$ . 其中:

- $\tau_{\min}^i$  是节点  $i$  应该保持的最小连接数;
- $\tau_{\max}^i$  是节点  $i$  可以维护的最大连接数;
- $w_{pro}^i$  ( $w_{rec}^i$ ) 是节点  $i$  认为其他节点的提供服务的能力(推荐服务提供者的能力)在互惠能力中的权重;
- $f_{pnl}^i$  是节点  $i$  对其他节点在当前观察窗口恶意行为的惩罚因子.定义该参数是为了防止具有良好行为历史的节点进行集中的恶意行为;
- $threshold_{cap}^i$  是节点  $i$  可以接受的邻居节点最低互惠能力门限值,即如果邻居节点的互惠能力低于  $threshold_{cap}^i$ ,  $i$  会断掉与该邻居的连接;
- $win^i$  是观察窗口大小,在不确定环境中,近期行为对将来的行为有更为重要的影响,因此,定义观察窗口  $win^i$  来区分节点的近期行为和过去的长期行为.

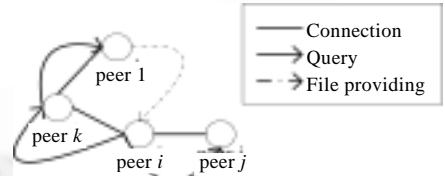


Fig.1 Description model of capacities  
图 1 节点能力描述模型

定义 4. 令  $PSC_{ij}$  代表节点  $i$  认为节点  $j$  能为其提供满意服务的能力,即节点  $j$  对  $i$  而言的提供服务能力.设节点  $i$  与节点  $j$  发生过  $M$  次交易,其中  $Sat_{ij}^p$  ( $UnSat_{ij}^p$ ) 为满意(不满意)交易的次数,那么  $PSC_{ij}$  为  $i$  对第  $M+1$  次与  $j$  的交易满意的概率.

贝叶斯网络是不确定推理中常用到的方法.本文将满意和不满意交易的次数作为输入参数,利用贝叶斯网络计算节点提供服务的能力,根据文献[15]的相关推导可得

$$PSC_{ij} = \frac{Sat_{ij}^p + \alpha^p}{Sat_{ij}^p + UnSat_{ij}^p + \alpha^p + \beta^p}, \alpha^p, \beta^p > 0 \tag{1}$$

其中,  $\alpha^p$  和  $\beta^p$  是超参数,分别代表预先设定的满意和不满意交易次数.

引入惩罚因子  $f_{pnl}^i$  和观察窗口  $win^i$  后,节点提供服务能力可重新定义为

$$PSC_{ij} = \frac{Sat_{ij}^p + \alpha^p}{Sat_{ij}^p + UnSat_{ij}^p + \alpha^p + \beta^p + \sum_{k=1}^{m_{ij}^p} f_{pnl}^i}, m_{ij}^p \geq 0 \tag{2}$$

其中:  $UnSat_{ij}^p$  为被重新定义为当前窗口之前,节点  $i$  与节点  $j$  进行的不满意交易次数;  $m_{ij}^p$  代表当前窗口  $i$  与  $j$  之间的不满意交易次数;  $f_{pnl}^i$  由节点  $i$  根据与  $j$  交易的不满意程度来确定.

类似地,定义节点推荐服务提供者的能力如下:

定义 5. 令  $RSPC_{ij}$  代表节点  $i$  认为节点  $j$  为其推荐服务提供者的能力,则

$$RSPC_{ij} = \frac{Sat_{ij}^r + \alpha^r}{Sat_{ij}^r + UnSat_{ij}^r + \alpha^r + \beta^r + \sum_{k=1}^{m_{ij}^r} f_{pnl}^i}, m_{ij}^r \geq 0, \alpha^r, \beta^r > 0 \tag{3}$$

其中:  $Sat_{ij}^r$  是节点  $j$  为节点  $i$  推荐的满意服务提供者的次数(在图 1 所示场景中,如果节点  $i$  对节点  $l$  提供的文件满意,则称节点  $k$  为节点  $i$  推荐了满意的服务提供者;否则,称节点  $k$  为  $i$  推荐了不满意的服务提供者);  $UnSat_{ij}^r$  是节点  $j$  在当前观察窗口之前为节点  $i$  推荐的不满意服务提供者的次数;  $\alpha^r$  和  $\beta^r$  是超参数,分别代表预先推荐的满

意和满意服务提供者次数;  $m_{ij}^r$  是当前观察窗口节点  $j$  为节点  $i$  推荐的不满意服务提供者次数.

定义 6. 令  $RC_{ij}$  为节点  $i$  认为节点  $j$  的互惠能力是  $j$  的提供服务能力和推荐服务提供者能力的加权和.

$$RC_{ij} = w_{pro}^i \cdot PSC_{ij} + w_{rec}^i \cdot RSPC_{ij} \quad (4)$$

当系统启动时,  $Sat_{ij}^p = UnSat_{ij}^p = m_{ij}^p = 0$  且  $Sat_{ij}^r = UnSat_{ij}^r = m_{ij}^r = 0$ , 则  $PSC_{ij} = \alpha^p / (\alpha^p + \beta^p)$  (用  $PSC_{init}$  表示) 代表陌生节点提供满意服务的概率,  $RSPC_{ij} = \alpha^r / (\alpha^r + \beta^r)$  (用  $RSPC_{init}$  表示) 代表陌生节点推荐满意服务提供者的概率. 因此,  $RC_{ij} = w_{pro}^i \cdot PSC_{init} + w_{rec}^i \cdot RSPC_{init}$  (用  $Init\_Capacity$  表示) 代表陌生节点所能带来利益的概率.

### 3 激励一致的拓扑构造协议

节点通过类似于 Gnutella 网络中的引导(bootstrapping)机制发现 P2P 网络中的节点, 并直接发送连接请求随机地与  $\tau_{min}$  个节点建立连接. 本文假设节点难以改变 ID, 从而使得节点过去的行为对将来有影响(the shadow of the future)<sup>[16]</sup>.

节点通过发送请求来定位 P2P 网络中的服务. 这些请求以类似于 Gnutella 网络中的有限范围内洪泛的方式传播到网络中的其他节点. 为了计算 RSPC 的值, 请求消息中包括原始邻居字段来跟踪节点最初把请求发送给哪个邻居节点. 节点进行响应时, 带有请求消息中原始邻居字段的响应消息直接发送给请求发起者.

本节首先介绍响应选择机制, 然后介绍基于节点互惠能力的拓扑调整机制. 最后, 描述如何保存和更新熟悉节点的能力值.

#### 3.1 响应选择机制

节点  $i$  发起请求收到响应后, 首先会为每一个响应指定一个值, 该值代表响应能为其带来满意交易的概率, 用  $p_{gr}$  表示. 如果响应者  $j$  与  $i$  发生过交易, 则  $p_{gr} = PSC_{ij}$ . 否则  $p_{gr} = RSPC_{ik}$ ,  $k$  是  $j$  的推荐者.

来自有交易历史的节点的响应, 如果  $p_{gr} > PSC_{init}$ , 则按  $p_{gr}$  降序排列得到优先响应列表. 来自其他节点的响应, 如果  $p_{gr} > RSPC_{init}$ , 也按  $p_{gr}$  降序排列并将这些响应添加到优先响应列表.

得到优先响应列表后, 节点  $i$  将顺序地向优先响应列表中的响应者发起文件下载请求. 如果节点不能从优先响应列表中的响应者得到有效文件, 则会随机选择剩余的响应者, 直到得到有效文件或尝试了所有的响应者.

响应选择机制决定了节点与哪个节点进行交易, 因此对于 P2P 网络具有重要的意义. 本文提出的响应选择机制与 APTP 的随机响应选择机制相比, 可降低从恶意节点下载文件的概率. 为简单起见, 本文所提出的响应选择机制没有设定响应选择门限值. 但由于合作节点只在有匹配文件时进行响应, 而恶意节点对所有请求都响应, 因此在实际 P2P 应用中, 可以通过设定响应选择门限来降低交易的风险.

#### 3.2 拓扑调整机制

节点的互惠能力反映了节点在未来进行合作的可能性. 故从直觉上来讲, 根据节点的互惠能力调整拓扑, 可以使互相合作的节点彼此保持连接, 而将不合作的节点排斥到网络边缘, 从而实现 P2P 拓扑对合作节点的激励.

当观察窗口结束时, 进行拓扑调整. 为了得到利益, 节点总是试图维护  $\tau_{min}$  个互惠能力不低于  $Init\_Capacity$  的邻居节点. 同时, 节点总是试图与具有更高互惠能力的节点建立连接. 在介绍拓扑调整机制之前, 首先定义后文中使用的符号.

- $Nb(i)$ : 节点  $i$  的邻居节点集合.
- $Fm(i)$ : 节点  $i$  的熟悉节点集合, 这些节点包括  $i$  现在和曾经的邻居节点, 以及为  $i$  提供过服务的节点.
- $Fv(i) = \{j | RC_{ij} > Init\_Capacity, j \in Fm(i), j \notin Nb(i)\}$ : 节点  $i$  愿意但尚未与其建立连接的节点集合.
- $Follow(i) = \{RC_{ij} > Init\_Capacity, j \in Nb(i)\}$ : 节点  $i$  的互惠能力不低于  $Init\_Capacity$  的邻居集合.
- $Fv(i)_{max} = \{j | j \in Fv(i), \forall k \in Fv(i) \text{ and } k \neq j, RC_{ij} > RC_{ik}\}$ :  $Fv(i)$  中互惠能力最强的节点.
- $Nb(i)_{min} = \{j | j \in Nb(i), \forall k \in Nb(i) \text{ and } k \neq j, RC_{ij} > RC_{ik}\}$ :  $Nb(i)$  中互惠能力最差的节点.

##### 3.2.1 发送连接请求

当拓扑调整时机到达时, 节点  $i$  按如下步骤进行:

首先,如果  $|Fellow(i)| < \tau_{\min}^i$  且  $Fv(i) \neq \emptyset$ , 节点  $i$  会向  $Fv(i)_{\max}$  发送连接请求,并将其从  $Fv(i)$  中移除.如果  $|Fellow(i)| < \tau_{\min}^i$  且  $Fv(i) = \emptyset$ , 则向网络中的某一随机节点发送请求.如果连接请求被接受且  $|Nb(i)| > \tau_{\max}^i$ , 则断掉与  $Nb(i)_{\min}$  的连接.

节点将尽力与互惠能力不低于  $Init\_Capacity$  的  $\tau_{\min}^i$  个邻居保持连接,但当它尝试了许多次且没有节点愿意接受它的连接请求时,只好放弃.

第二,节点断连互惠能力低于  $threshold_{cap}^i$  的邻居节点.

第三,节点将发送请求给  $Fv(i)_{\max}$  并将其从  $Fv(i)$  移除,如果满足以下条件之一:1)  $Fv(i) \neq \emptyset$  且  $|Nb(i)| < \tau_{\max}^i$ ; 2)  $Fv(i) \neq \emptyset$ ,  $|Nb(i)| = \tau_{\max}^i$  且  $Fv(i)_{\max}$  的互惠能力大于  $Nb(i)_{\min}$ . 在后一种情况,如果请求连接被接受,节点  $i$  将断掉与  $Nb(i)_{\min}$  的连接.

### 3.2.2 接受连接请求

节点  $j$  将接受节点  $i$  的连接请求,只有当  $RC_{ji}$  大于  $Init\_Capacity$  且满足以下条件之一时:1)  $|Nb(j)| < \tau_{\max}^j$ ;

2)  $|Nb(j)| = \tau_{\max}^j$  且  $RC_{ji}$  大于  $Nb(j)_{\min}$  的互惠能力. 在第 2 种情况下,节点  $j$  将中断与  $Nb(j)_{\min}$  的连接.

以上的拓扑调整算法是基于短时间粒度的,没有考虑如下两个问题:

(1) 非互惠节点. freerider 在 P2P 路由方面的问题是 freerider 为了节省带宽不愿意为其他节点转发请求. 因此,节点  $i$  可能发现它的邻居节点既不为其提供文件,也不为其推荐文件提供者. 这是由于节点的邻居与其没有共同的兴趣或节点的邻居是不愿意转发请求的 freerider. 我们定义非互惠节点为互惠能力低于或等于  $Init\_Capacity$  的节点(非互惠节点的概念可以根据不同 P2P 应用的需求或不同节点的个人看法重新定义,例如有的节点认为互惠能力小于  $Init\_Capacity$  的节点是没有互惠能力的). 节点  $i$  将断连几个观察窗口后仍是非互惠节点的邻居.

(2) 无响应. 尽管节点  $i$  断连了非互惠节点,但仍存在的问题是  $i$  在某一段时间内接收不到任何响应. 这是因为邻居节点可能只在初始阶段为  $i$  提供一定的文件或转发一定的请求来增加与  $i$  保持连接的机会. 因此,当几个观察窗口都没有收到请求响应时,节点  $i$  将重复  $\tau_{\min}^i$  次选择随机陌生节点替换邻居节点.

节点在几个观察窗口后,断连非互惠节点或替换邻居节点都是大时间粒度的拓扑调整. 每个观察窗口的小时间粒度拓扑调整使得节点能够快速连接互惠节点. 而大时间粒度的拓扑调整能够确保节点从邻居节点得到好处,并且只为能为其带来利益的节点服务.

## 3.3 节点能力值的维护

### 3.3.1 节点能力值的存储

每个节点要为熟悉节点存储数据结构  $(Sat^p, UnSat^p, m^p, Pnlt^p, Sat^r, UnSat^r, m^r, Pnlt^r)$ , 其中:  $Sat^p, UnSat^p, m^p, Sat^r, UnSat^r$  和  $m^r$  与公式(2)、公式(3)的符号相同;  $Pnlt^p$  代表公式(2)中的  $\sum_{k=1}^{m^p} f_{pnlk}$ ;  $Pnlt^r$  代表公式(3)中的  $\sum_{k=1}^{m^r} f_{pnlk}$ .

因为  $m^p, Pnlt^p, m^r$  和  $Pnlt^r$  维护的是当前观察窗口的数值,因此为这几个参数各分配 1 个字节;而  $Sat^p, UnSat^p, Sat^r$  和  $UnSat^r$  用于存储与节点的所有交互信息,因此需要 4 个字节. 所以,为每一个熟悉的节点存储信息需要 20 个字节. 每个节点所需要的存储空间在最坏情况下由与其有过交互的节点数目来决定. 此外,我们通过周期性删除过时的信息来节省存储空间.

### 3.3.2 节点能力值的更新

如果节点  $i$  对节点  $j$  的交易满意,则  $Sat_{ij}^p$  加 1. 如果  $j \notin Nb(i)$ , 那么一定有  $k \in Nb(i)$  是节点  $j$  的推荐者. 因此  $Sat_{ik}^r$  也加 1. 如果节点  $i$  对节点  $j$  的交易不满意,  $m_{ij}^p$  加 1 且  $Pnlt_{ij}^p$  加  $f_{pnlk}^i$  (由不满意的等级决定). 如果  $j \notin Nb(i)$  且  $k \in Nb(i)$  是节点  $j$  的推荐者,那么  $m_{ik}^r$  加 1,  $Pnlt_{ik}^r$  加  $f_{pnlk}^i$ .

当观察窗口结束且节点  $i$  调整完连接后,对所有  $j \in Fm(i)$ ,  $UnSat_{ij}^p$  加  $m_{ij}^p$ ,  $UnSat_{ij}^r$  加  $m_{ij}^r$ , 参数  $Pnlt_{ij}^p$ ,  $Pnlt_{ij}^r$ ,  $m_{ij}^p$

和  $m_{ij}^r$  置 0.

### 4 仿真及分析

本文基于查询周期仿真器<sup>[17]</sup>实现了 RC-ATP 的协议.首先分析了 RC-ATP 拓扑的激励一致性,同时运行了自适应拓扑<sup>[17]</sup>AFTP,并将 AFTP 与 RC-ATP 在有效性和网络开销两个方面进行了比较.

#### 4.1 仿真环境

本文的仿真基于文件共享 P2P 网络的查询周期模型<sup>[18]</sup>.在每一个查询周期,网络中的节点  $i$  可能处于积极状态或离线状态,在积极状态节点可能发起请求,并对收到的请求进行处理.当节点发起请求后,等待接收响应并从响应中选择节点进行文件下载,直到下载到了有效的文件或者尝试过了所有的响应.然后查询周期结束,并进行数据搜集.

节点的内容分发模型与文献[18]中的模型相同.在该模型中,每个文件由其所属的内容目录  $c$  和在该目录中的流行等级  $r$  决定, $c$  和  $r$  均服从 Zipf 分布.研究表明:节点总是只对部分内容感兴趣,因此,内容按节点感兴趣的目录及其流行等级依概率分发.

在仿真时,令  $\alpha^p, \beta^p, \alpha^r, \beta^r=1$ ,从而使  $Init\_Capacity=0.5$ ,其他参数按表 1 设置.

**Table 1** The parameters in simulation environments

**表 1** 仿真环境参数

|   |   |   |   |
|---|---|---|---|
| Network   | Original topology of initial neighbors of peers                             |   | Random network 3  |
|   | Time-to-Live for query messages   |   | 4   |
| Peer  | Normal peers  | 500 (including good peers and Freeriders)                   |   |
|   |   | 25% and 75% respectively                                    |   |
|   | Malicious peers   | 50  |   |
|   |   | Attribute set (3,20,0.8,0.2,2,0.4,1)                        |   |
| Peer  | Good peer   | Time peer $i$ is up   | Uniform random distribution over [0%,100%]                                      |
|   |   | Up-Time peer $i$ issues queries                             | Uniform random distribution over [0%,50%]                                       |
|   | Freerider   | The condition of peer $i$ responding to queries             | If there is a match   |
| Up-Time peer $i$ forwards queries                     |   | Download requests in which peer $i$ returns authentic files | 95%   |
| The distribution of files which peer $i$ requests for |   | The distribution of its interested contents                 |   |
| Peer  | Freerider   | Time peer $i$ is up   | Uniform random distribution over [0%,100%]                                      |
|   |   | Up-Time peer $i$ issues queries                             | Uniform random distribution over [0%,50%]                                       |
|   | Does peer $i$ respond to queries  | Never   | 0%  |
| Malicious peer  | Up-Time peer $i$ forwards queries   | Up-Time peer $i$ provides files                             | 0%  |
|   | Up-Time peer $i$ requests for   | The distribution of its interested contents                 |   |
|   | Time peer $i$ is up   | 100%  | 100%  |
| Content distribution                                  | Set of content categories supported by normal peer $i$                      | Distinct files at normal peer $i$                           | Zipf distribution over 20 content categories, and at least 4 content categories |
|   |   | Distinct files at normal peer $i$ in category $j$           | File distribution in[1]   |
|   | Uniform random distribution over peer $i$ 's total number of distinct files |   |   |
| Simulation  | Simulation cycles in one experiment   |   | 800   |
|   | Experiments over which results are averaged                                 |   | 5   |

#### 4.2 激励一致性

节点在网络中的地位可以通过中心性来表征<sup>[19]</sup>.因此,所得拓扑的激励一致性利用节点的中心性来衡量.节点的中心性指标有度数中心性(degree centrality)、紧密度中心性(closeness centrality)和介数中心性(betweenness

centrality),其定义如下<sup>[20]</sup>:

- 度数中心性  $C_D(i)=D_i/(N-1)$ ,其中  $D_i=|Nb(i)|$ 且  $N$ 是网络规模.度数中心性是衡量节点在其邻居节点中相对重要性的局部中心性.具有较高度数中心性的节点对网络有更广阔的视野.
- 紧密度中心性  $C_C(i)=1/\sum_{j \in V} pl_{ij}$ ,其中  $V$ 是网络节点集, $pl_{ij}$ 是节点  $i$ 与  $j$ 之间的最短路径长度.如果节点  $i$ 与节点  $j$ 之间没有通路,则  $pl_{ij}=pl_{\max}=15$ .
- 介数中心性  $C_B(i)=\sum_{j \neq i, k \in V} \sigma_{jk}(i)/\sigma_{jk}$ ,其中  $\sigma_{jk}$ 是节点  $j$ 与  $k$ 之间的最短路径数目, $\sigma_{jk}(i)$ 是节点  $j$ 与  $k$ 的最短路径经过节点  $i$ 的数目.

紧密度中心性和介数中心性是节点在整个网络中重要性相关的全局中心性.具有较高紧密度中心性的节点能够与其他节点更快地交互,因而在网络中占有更有利的地位.具有较高介数中心性的节点在网络中有着重要的地位,因为它在其他节点的交互中扮演着代理的角色.

图 2 比较了 freerider 与普通节点比例  $fraction=0.25$  时,不同类型节点的中心性.在图 2(a)和图 2(c)中,在初始阶段,恶意节点的度数中心性和介数中心性都大于 freerider,这是因为恶意节点总是处于积极状态,不断地发送请求且帮其他节点转发请求,而 freerider 既不为其他节点转发请求也不进行请求响应.因此在初始阶段,恶意节点比 freerider 有更多的机会认识其他节点并与这些节点建立连接.图 2(a)中,恶意节点的度数中心性在 192 周期之后低于  $10^{-4}$ ,且在 308 周期之后等于 0.同时,在图 2(c)中,恶意节点的介数中心性在周期 122 之后等于 0.这是因为恶意节点被逐渐排斥到网络的边缘且最终被驱逐出网络.合作节点的紧密度中心性和介数中心性随着 freerider 的紧密度中心性在第 600 个查询周期附近开始迅速下降.这是因为 freerider 作为非互惠节点开始被逐出网络.合作节点紧密度中心性的下降并不会影响其性能.因为 freerider 尽管对网络的连通性有贡献,但并不为其他节点转发请求.图 3 和图 4 验证了这一点.  $fraction=0.75$  时,各类节点的中心性变化情况与  $fraction=0.25$  时相似,这里不再进行比较.

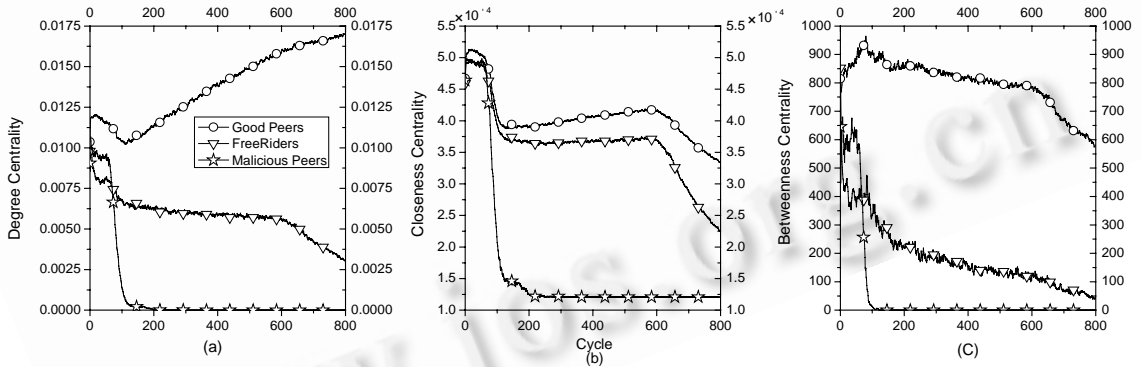


Fig.2 The centralities of different types of peers

图 2 不同类型节点的中心性

由上可知:在 RC-ATP 构造的网络中,合作节点比 freerider 和恶意节点有着更为广阔的网络视野,能够与其他节点更有效地交流且扮演着更为重要的角色;而恶意节点将被快速地排斥到网络边缘并最终被驱逐出网络.因此,RC-ATP 构造的拓扑具有激励一致性.

### 4.3 有效性

网络的有效性描述合作节点如何有效获取可信文件,本文使用以下两个指标来衡量网络的有效性:

- 有效响应率(RAR):令  $V_{good}^r$  为某一周期发起请求且收到响应的合作节点集合.如果节点  $i$ 发起请求,得到的  $r_i(>0)$ 个响应中有  $r_i^a$  是由合作节点给出的,则  $RAR_i = r_i^a / r_i$ .那么  $RAR = \sum_{i \in V_{good}^r} RAR_i / |V_{good}^r|$ .
- 成功下载概率(PSD):如果节点  $i$ 尝试了  $\lambda_i$ 次得到了有效文件,则  $PSD_i = 1/\lambda_i$ ,否则  $PSD_i = 0$ .那么

$$PSD = \sum_{i \in V_{good}^r} PSD_i / |V_{good}^r|.$$

图 3 比较了在  $fraction=0.25$  和  $fraction=0.75$  时,RC-ATP 和 ATP 的有效响应率.当  $fraction=0.25$  时,由于采用连接信任值的原因,ATP 的有效响应率在初始阶段迅速增长.但随着仿真周期的增加,在 RC-ATP 中恶意节点被迅速识别出来并被排斥到网络的边缘.因此,RC-ATP 的有效响应率将在第 102 查询周期超过 ATP 的有效响应率,并在第 311 周期之后稳定于 1.当  $fraction=0.75$  时,RC-ATP 的有效响应率总是高于 ATP 的有效响应率,并于第 273 个周期之后稳定于 1.无论是 RC-ATP 的有效响应率还是 ATP 的有效响应率,在  $fraction=0.25$  时总比在  $fraction=0.75$  时增长迅速.

如图 4 所示,RC-ATP 的成功下载概率总是高于 ATP 且稳定于 0.95(合作节点提供有效文件的比例).尽管当  $fraction=0.25$  时,在初始阶段 ATP 的有效响应率大于 RC-ATP,但 RC-ATP 的成功下载概率仍高于 ATP.这是因为本文提出的响应选择机制降低了节点从恶意节点下载文件的可能性.此外,无论 RC-ATP 还是 ATP,其成功下载率在  $fraction=0.25$  时总比在  $fraction=0.75$  时增长迅速.

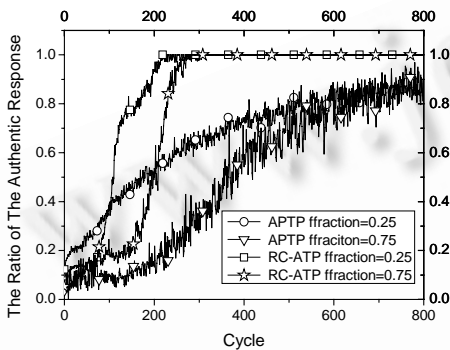


Fig.3 The ratio of the authentic response  
图 3 有效响应率

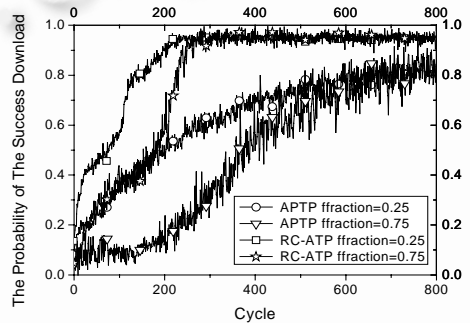


Fig.4 The probability of the success download  
图 4 成功下载概率

总之,从图 3 和图 4 可以得出,RC-ATP 比 ATP 更有效,且当  $fraction$  较大时,RC-ATP 比 ATP 更有优势.

4.4 网络开销

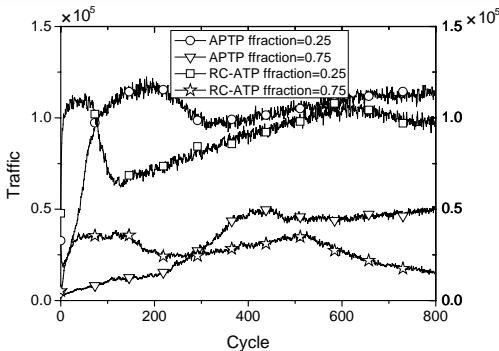


Fig.5 The traffic  
图 5 网络流量

网络开销通过网络流量来评估.网络流量包括:所有查询请求、响应消息、文件下载消息以及连接请求消息.

图 5 比较了  $fraction=0.25$  和  $fraction=0.75$  时 ATP 和 RC-ATP 的网络开销.在初始阶段,RC-ATP 的网络开销要稍高于 ATP,并都有一个峰值,这是因为在恶意节点未被识别出来之前,它们总是不断地发送查询请求并给出响应.随着仿真周期的增加,因为恶意节点被排除出网络,RC-ATP 的网络开销要低于 ATP 的网络开销.  $fraction=0.75$  时的开销比  $fraction=0.25$  时要低,是因为 freerider 不转发请求致使网络中的查询请求减少,同时,相应的响应消息也减少.总之,由图 5 可知,RC-ATP 可以以更低的开销提供更有有效的

文件下载服务.

5 结论

本文充分考虑了节点构造拓扑的理性,提出了基于节点互惠能力的自适应 P2P 拓扑构造协议,仿真分析表明,利用该协议构造的拓扑对 P2P 网络中不同类型的节点具有激励一致性.此外,该网络拓扑与已有同类拓扑相比具有更好的有效性和抗攻击能力,同时网络开销较小.



## References:

- [1] Saroiu S, Gummadi PK, Gribble SD. A measurement study of peer-to-peer file sharing systems. In: Proc. of the Multimedia Conf. and Networking. San Jose, 2002. <http://www.cs.washington.edu/homes/gribble/papers/mmcn.pdf>
- [2] Adar E, Huberman BA. Free riding on Gnutella. Technical Report, SSL-00-63, Internet Ecologies Area Xerox Palo Alto Research Center. Palo Alto, 2002.
- [3] Dou W. The research on trust-aware P2P topologies and constructing technologies [Ph.D. Thesis]. Changsha: National University of Defense Technology, 2003 (in Chinese with English abstract).
- [4] Gnutella. <http://www.gnutella.com>. 2005.
- [5] Stoica I, Morris R, Karger D, Kaashoek MF, Balakrishnan H. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2001. San Diego, 2001. [http://pdos.csail.mit.edu/papers/chord:sigcomm01/chord\\_sigcomm.pdf](http://pdos.csail.mit.edu/papers/chord:sigcomm01/chord_sigcomm.pdf)
- [6] Ratnasamy S, Francis P, Handley M, Karp R. A scalable content-addressable network. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2001. San Diego, 2001. <http://www.eecs.harvard.edu/~mema/courses/cs264/papers/p13-ratnasamy.pdf>
- [7] Cooper BF, Garcia-Molina H. Ad hoc, self-supervising peer-to-peer search networks. Technical Report, Stanford University, 2003. <http://dbpubs.stanford.edu/pub/2003-4>
- [8] Lv Q, Ratnasamy S, Shenker S. Can heterogeneity make Gnutella scalable? In: Proc. of the 1st Int'l Workshop on P2P Systems. Cambridge, 2002. <http://www.cs.rice.edu/Conferences/IPTPS02/165.pdf>
- [9] Chawathe Y, Ratnasamy S, Breslau L, Lanham N, Shenker S. Making Gnutella-Like P2P systems scalable. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2003. Karlsruhe, 2003. <http://berkeley.intel-research.net/sylvia/1103-chawathe.pdf>
- [10] Liu Y, Zhuang Zh, Xiao L, Ni LM. AOTO: Adaptive overlay topology optimization in unstructured P2P systems. In: Proc. of the IEEE GLOBECOM 2003. San Francisco, 2003. <http://www.cse.msu.edu/~liuyunha/GLOBECOM03.pdf>
- [11] Liu Y, Liu X, Xiao L, Ni LM, Zhang X. Location-Aware topology matching in P2P systems. In: Proc. of the IEEE INFOCOM 2004. Hong Kong, 2004. <http://www.cse.msu.edu/~liuyunha/INFOCOM04-yunhao.pdf>
- [12] Xiao L, Liu Y, Ni LM. Improving unstructured peer-to-peer systems by adaptive connection establishment. IEEE Trans. on Computers, 2005,54(9):1091-1103.
- [13] Condie T, Kamvar SD, Garcia-Molina H. Adaptive peer-to-peer topologies. In: Proc. of the 4th Int'l Conf. on Peer-to-Peer Computing. Zurich, 2004. <http://ieeexplore.ieee.org/iel5/9261/29415/01334931.pdf?tp=&number=1334931&isnumber=29415>
- [14] Blanc A, Liu YK, Vahdat A. Designing incentives for peer-to-peer routing. In: Proc. of the IEEE INFOCOM 2005. Miami, 2005. <http://www.eecs.harvard.edu/p2pecon/confman/papers/s3p2.pdf>
- [15] Heckerman D. A tutorial on learning with bayesian networks. Technical Report, MSR-TR-95-06, Microsoft Research Advanced Technology Division, Microsoft Corporation 1995. <ftp://ftp.research.microsoft.com/pub/tr/tr-95-06.pdf>
- [16] Resnick P, Zeckhauser R, Friedman E, Kuwabara K. Reputation systems. Communications of the ACM, 2000,43(12):45-48.
- [17] <http://p2p.stanford.edu/www/demos.htm>. 2005.
- [18] Schlosser M, Condie T, Kamvar S. Simulating a file-sharing P2P network. In: Proc. of the 1st Workshop on Semantics in P2P and Grid Computing. 2002. <http://www.stanford.edu/~sdkamvar/papers/simulator.pdf>
- [19] Scott J. Social Network Analysis: A Handbook. Second edition. London: Sage Publications, 2001.
- [20] Freeman L. Centrality in social networks: Conceptual clarification. Social Networks, 1979,1:215-239.

## 附中文参考文献:

- [3] 奚文.信任敏感的 P2P 拓扑构造及其相关技术研究[博士学位论文].长沙:国防科学技术大学,2003.



田慧蓉(1980 - ),女,山西朔州人,博士生,主要研究领域为 P2P 网络,服务管理。



王文东(1963 - ),男,教授,主要研究领域为网络和业务的服务质量(QoS)管理,新一代互联网 NGI,下一代网络 NGN。



邹仕洪(1978 - ),男,博士,讲师,主要研究领域为服务质量,服务管理,移动自组网,无线传感器网络。



程时端(1940 - ),女,教授,博士生导师,主要研究领域为 IP 网的服务质量控制、管理、测量理论及技术,基于 IP 的移动无线网络技术,下一代互联网的体系结构、协议与应用,宽带网的业务流量工程理论与技术。