

DHT网络中基于重复博弈的分布式微支付机制*

周泓, 于坤, 朱全银

(淮阴工学院 计算机工程学院, 江苏 淮安 223003)

摘要: 提出了一种基于重复博弈的分布式微支付机制及其实现方案, 非邻接点通过中间节点的债务中继形成服务交易, 并基于节点间邻居关系的内在稳定性构建了债务关系的重复博弈模型。理论证明了分布式微支付机制的有效性。针对债务网络的强动态性, 提出了改进的 DHT 网络路由算法。实验表明该微支付机制支持大规模网络的高效支付。

关键词: 债务网络; 重复博弈; 激励兼容性; TFT 策略

中图分类号: TP311 **文献标志码:** A **文章编号:** 1001-3695(2013)01-0227-05

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2013.01.058

Distributed micro payment mechanism based on repeated game in DHT network environment

ZHOU Hong, YU Kun, ZHU Quan-yin

(Faculty of Computer Engineering, Huaiyin Institute of Technology, Huai'an Jiangsu 223003, China)

Abstract: This paper proposed a distributed micropayment mechanism based on repeated game and its implementation scheme, in which the service transaction between non-adjacent nodes was formed via the middle node's debt relay. And based on the intrinsic stability between nodes' neighbor relationship, it constructed a repeated game model of the debt relationship. In addition it proved the validity of this micropayment mechanism to be effective in theory. Furthermore, taking account of the debt network's strong dynamic feature, it put forward an improved routing algorithm in DHT network. Experimental results show that this micropayment mechanism supports efficient payment in large-scale networks.

Key words: DRN; repeated game; incentive compatibility; TFT strategy

0 引言

在网络环境下,微支付机制大都采用集中货币管理^[1]。例如借助清算中心 CCS 管理节点的支付和酬劳,报文中继因此获得补偿;为了监视节点的运行,成功的转发必须反馈给 CCS,中心节点管理所有网络成员的交互和支付行为。因此,清算中心需承受沉重的业务负荷,制约了系统的进一步扩展。KARMA^[2]是一种应用于 P2P 网络的贡献值,节点的 KARMA 值由一系列第三方节点 bank-set 监控,这些独立于系统的 bank-set 依然构成了一种逻辑上集中的管理监控机构。

集中管理方式制约了微支付的可扩展性,虚拟货币 nuglet^[3]采用一种防篡改的硬件来模块实现货币的分布式管理,以支持 Ad hoc 网络中有偿的报文转发,但 nuglet 由节点在本地进行维护,这种硬件机构在 P2P 网络中难以实现。为了减轻银行等可信第三方的交易瓶颈,也常采用基于 PayWord^[4]的离线微支付机制^[5,6],利用 Lamport 在一次性口令认证方案中提出的杂凑链技术生成支付票据,而支付票据的最终认证可以延后至交易完成后的任意时刻,从而提高了 P2P 交易的实时性。这种电子票据可以通过多重加密抵御复制、伪造等欺骗问

题,但该机制的复杂度较高。同时由于认证的滞后,不能完全杜绝票据的复制和伪造,对于松散的 P2P 网络难以发挥功用。

本文提出了采用局部债权的微支付机制及其具体实现方案。该方案完全摒弃了加密签名、全局的第三方认证等复杂机制^[7],而是通过引导节点间的重复博弈来产生内在的约束力。因此该机制能应用于文件共享等大规模 P2P 网络应用环境。

近年来,多跳网络中重复博弈的分析方法与应用不断涌现,包括 P2P、Ad hoc 及无线 Mesh 等新型网络,但是在实用性方面仍存在问题:

a) 重复博弈具有多重纳什均衡,激励机制面临均衡选择的困境,在分布式条件下难以保证系统收敛于期待的均衡。演化博弈分析表明,在一个混杂 GTFT、TFT 以及无条件合作与非合作策略的实验系统中,策略的演变是动态的循环过程,没有任何策略能收敛并达到进化稳定状态。为了诱导均衡的选择,一些硬激励手段,如支付与加密被结合到机制设计中^[8]。

b) 多跳网络路由及报文转发的合作激励模型常用多人重复博弈建模^[9,10]。Felegyhazi 等人^[9]提出的报文转发博弈模型中,节点以己方的报文投递成功率作为其转发策略。若在其多跳转发路径中某中继节点丢弃报文,源节点 s 将调低其转发

收稿日期: 2012-05-03; **修回日期:** 2012-06-27 **基金项目:** 国家星火计划资助项目(2011GA690190);江苏省属高校自然科学重大基础研究资助项目(11KJA460001)

作者简介: 周泓(1980-),女,江苏淮安人,讲师,硕士,主要研究方向为计算机技术及网络应用(hong_zhou@126.com);于坤(1972-),男,江苏淮安人,讲师,博士,主要研究方向为 P2P 网络信任与激励机制、Ad hoc 网络路由协议;朱全银(1966-),男,江苏淮安人,教授,学士,主要研究方向为计算机应用、接口与通信。

率;其他节点在以该节点作为中继节点时报文投递率降低,引起连锁反应,最终导致合作关系的崩溃。可见采用这种博弈模型的激励机制有一定的脆弱性。

c) 二人重复博弈在不完全私有的信息条件下存在另一种鲁棒性问题。例如,当节点采用 TFT 策略时,若一方由于观察错误判定对方背叛而执行报复性动作,对方必定也会进行报复,导致合作的破裂。这种基于不完美私有信息的博弈类型的研究对于重复博弈在无线网络中的实际应用非常重要,并已逐渐引起研究者的重视^[11,12]。

本文主要研究对象为服从最大化自身效用原则的具有独立决策能力的自治节点及其相互连接组成的 Pastry 网络,所述结论也同样适用于其他 DHT 网络。

1 债务网络 DRN

债务关系 $DR(i, j)$ 表示节点 i 对 j 的服务责任,债务关系 $DR(i, j) = 1$ 表示 i 对 j 的单位债务,也即 j 拥有对 i 的单位债权。债务网络规定:只有满足条件 $DR(j, i) = 1$, j 才可以为 i 提供服务,若 $DR(j, i) = -1$, i 将不能继续请求 j 的服务。当服务完成后, $DR(j, i) = -1$, 债务关系发生变更。图 1 实例为服务引发的债务关系的变化。



图1 债务关系的形成

债务关系只能存在于相邻节点间。对于 DHT 网络,这种邻居关系可以通过节点的路由表、邻居列表、叶子节点表确定初始的邻接节点。有限的邻接关系能够增加节点间的重复交互,减少自私节点的多种搭便车行为。

只有当既满足债务关系又存在服务需求时,图 1 才可能发生。在绝大多数情况下,服务的达成需要寻找通过中间人的债务关系链。通过债务关系链,中间人可以从上一节点取得债权,并对下一节点欠下等额债务,对债务作中继服务。任意两个节点 i 与 j 之间的债务关系的序列 $\{DR(i, k_1), DR(k_1, k_2), \dots, DR(k_{n-1}, k_n), DR(k_n, j)\}$ 构成债务关系链, $k_1, k_2, \dots, k_{n-1}, k_n$ 为中继节点。

节点间的债务关系形成的网络可称为债务网络 DRN,如图 2 所示。每一债务关系对应图中的一条有向边,边的取向与债务关系的指向正好相反,如 $DR(i, j) = 1$ 的债务关系对应由 j 指向 i 的边。边和节点组成有向图 DRN。DRN 的拓扑是动态变化的,但这种拓扑变化只能改变边的方向,不能添加新边或删除已有的边。

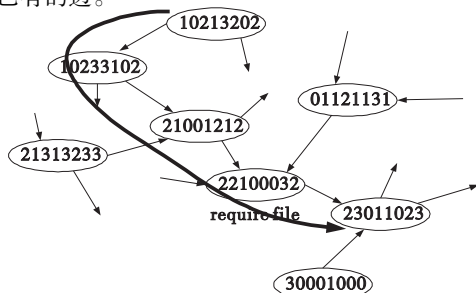


图2 债务网络DRN拓扑

2 微支付机制的激励兼容性

微支付机制需审视债务关系维系的激励兼容性。相邻节点在交互过程中达成债务关系,但是这种债务关系是双方自主形成的个人协定,协定不具有强制性,其有效性完全依赖于参与方利益最大化的诉求,从而形成相邻节点间的债务关系维系的博弈,简称债务博弈。

债务博弈属于重复博弈。重复博弈由多个阶段博弈构成,每个节点的阶段博弈都有两种策略选择:履行债务协定或背叛。其中,只有双方都履行债务协定才能达成服务,这时发生用户效用及债务变更。博弈的效用矩阵如表 1 所示,矩阵项为双方的效用组合〈债务人效用,债权人效用〉。其中: u_1 为节点提供服务的开销, $u_1 < 0$; u_2 为服务接收者的效用, $u_2 > 0$; $|u_1| < |u_2|$ 。对于阶段博弈,债权人具有占优策略“履行”(C),而债务人具有占优策略“背叛”(D),但策略组合〈D,C〉为低效的纳什组合,其效用为(0,0)。

表1 债务博弈的效用矩阵

	债权人 creditor(C)	债权人 creditor(D)
债务人 debtor(C)	(u_1, u_2)	$(0, 0)$
债务人 debtor(D)	$(0, 0)$	$(0, 0)$

债务关系本身即规定了节点交互的序列:节点交替为对方提供服务。对于先加入者 player1,其行动角色的序列为〈creditor, debtor, ...〉;对于后加入者 player2,其行动角色的序列为〈debtor, creditor, ...〉。若遵从该定义,节点在重复交互时实际上采用的正是以牙还牙策略 TFT。

定理 1 设有相邻节点 player1 及 player2。对 player1, 若 $\frac{T}{f}(u_2 - u_1) > u_2$, TFT 策略为债务博弈的纳什均衡;对于 player2, 在任意条件下 TFT 策略都占优。其中,节点平均服务周期为 f , 节点连接的存活时间为 T , $T > f$ 。

证明 对于贴现准则下的重复博弈,贴现因子 δ 度量了节点在下一轮保持连接的概率。节点连接的存活期内可进行阶段博弈的次数为 T/f , 则 $\delta = 1 - f/T$ 。

若双方都采用 TFT 策略,则任意一方可获得总收益 A_c 为

$$A_c = \sum_{i=0}^{\infty} \delta^i (u_2 - u_1) = \frac{1}{1-\delta} (u_2 - u_1) = \frac{T}{f} (u_2 - u_1)$$

一方采取 D 策略可获得总收益 A_d 为

a) player1 在首轮即背叛, $A_d = u_2$ 。

b) player2 在被服务后才背叛, $A_d = u_2 - u_1$ 。

TFT 策略占优于背叛策略 D 的条件为

a) 对于 player1, $\frac{T}{f}(u_2 - u_1) > u_2$ 时, TFT 策略占优。

b) 对于 player2, $\frac{T}{f}(u_2 - u_1) > u_2 - u_1$, 在任意条件下 TFT

策略都占优。

证毕。

一旦满足 TFT 占优的条件,节点间将产生维系债务关系的内在动力,进而形成激励兼容的合作态势。在目前的 Internet 环境下,网络服务(如文件共享)的带宽及存储代价越来越低,一般而言, $u_1 < u_2$ 。定理 1 还表明,文件共享系统在设计时应尽量缩短服务的周期,一方面通过改进 DRN 路由算法来

提高债务链路构造的成功率,另一方面通过增加共享文件数来增加网络吞吐量。

3 微支付机制的安全性分析

由于本文所提出微支付方法建立在相邻节点间的直接支付基础上,支付的正确性必须得到双方的同时认可,单方的毁约、欺骗难以实现,因此可以避免支付方法普遍存在的复制、伪造、篡改等关键安全问题。但该方法需面对针对激励机制的新的攻击与欺骗策略,针对这些攻击行为的对策构成新支付手段完备性与实用性的基础。

1) 自私节点的漂白攻击问题

在债务网络中,节点可以主动要求其他节点提供服务,当累积一定债务后退出网络,再以新的身份加入网络,无偿占有网络资源,这就是所谓的漂白攻击。

为了抵御漂白攻击,协议规定:节点A加入网络形成初始状态表,由此建立初始债务表;A主动向每个相邻节点B提出承担初始债务的请求,形成对B的初始债务;A一旦完成初始债务表的构造,将向B的DRN层发出加入通告;B的DRN层收到加入消息,在其债务表中添加对A一个单位的债权。

节点加入时形成的初始债务关系可以看做一种入会费。当A离开网络时,与A相关的债务将在DRN上删除。当A重新加入网络时必须重新建立债务关系,重新支付入会费。节点的漂白行为并不能带来任何利益。

另一方面,类似B的节点可能获得大量来自其他节点的主动连接,进而拥有大量初始债权。然而,获得其他节点的初始债权的过程是被动的,加之节点号分配的随机性,节点可获得初始债权数是随机、不可预知和不可操纵的。而单位时间内节点收到的初始债权的期望可由下式表示:

$$\dot{d} = s(t) |L_{dr}| / N(t)$$

其中: d 为节点累计获得的初始债权; $s(t)$ 表示 t 时刻节点增加的速度; $N(t)$ 表示 t 时刻的网络节点数。

一旦越过网络扩张期,网络规模 N 趋于较大的稳定值,且 $s \rightarrow 0$ 。由上式可知,这时节点接受初始债权的收益趋于0,节点不能仅靠其他节点加入而获得长期、稳定的收益。

在网络建立的早期,当网络规模较小时,前期节点可以获得可观的初始债权,先入者的优势较为明显,初始债权的收益强化了网络节点加入并保持稳定的积极性,有助于网络的扩张。

2) 债务链路更新的一致性问题

债务转移往往涉及多个中间节点,尽管节点故意丢弃债务报文并不能给丢弃节点带来利益,但是不排除由于非主观原因引起的报文丢失。这时中间节点中继债务关系存在一定风险,若这种风险过大,中间节点可能拒绝中继债务关系。因此保证债务链路更新的原子操作是激励机制存续的基本条件。

两阶段更新机制(如图3所示)可以解决无差错网络中的路由失败问题。所谓路由失败是指在DRN网络中采用指定的路由方法的路由过程在某中间节点因不存在可行的下一跳而失败,这时两阶段更新机制可以确保所有节点不产生债务更新。为了尽快传播债务链路构造失败的消息,失败节点可以沿链路的逆方向发送路由失败消息。

债务更新还可能发生多种异常情况,这时更新报文可能丢失。因此节点等待确认消息具有一定时限,一旦超时,该节点上拟定的债务更新将取消,如图4所示。

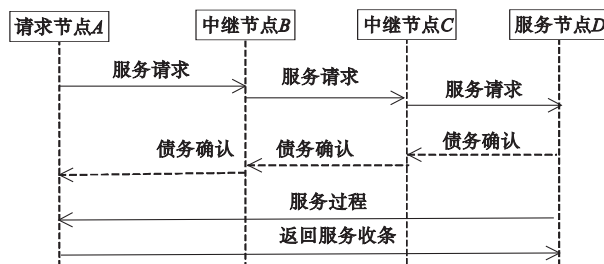


图3 两阶段债务更新

图4(a)表示节点C的异常退出,节点的退出可分为正常退出与异常退出。即使是异常退出,邻接节点的DHT层也将最终侦测到节点的下线。因此,节点B与D对债务关系的认同是一致的,相应的债务关系将从债务表中删除。

图4(b)表示C的服务收条在BC段丢失,节点B并未收到节点C发出的确认。众所周知,当通信线路不稳定时,两端节点间不可能实现完全一致的协同,即所谓“两军”问题。显然,这时债务的更新不能满足更新的一致性,一旦B没有收到C的确认,B认为C未能达成服务协定,从而取消对C的债务;而节点C已经发出确认消息,因此C自认为拥有对B的债权。节点B与C对债务关系的认同不一致使BC间陷入两难的僵局。针对这一问题,目前只存在概率解,以提高链路质量来减少更新出错的几率。BC间的链路为覆盖层网络节点间的逻辑连接,连接的实现最终需映射为运输层协议。若采用TCP连接,则协议本身即提供了传输质量的担保,包括丢包率。若采用UDP协议,需要在DRN层采用超时重传方法保证报文到达目的节点。

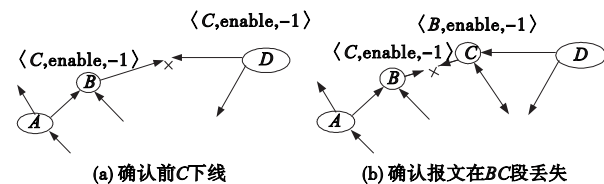


图4 更新操作的不一致性

3) 债务更新的自私行为

债务更新过程还存在一种特殊的自私行为:若中继节点B为自私节点,则即使B未收到C的确认消息,B也会主动伪造收条来确认由B到A的债权。对B而言这显然比B继续承受对A的债务更有利可图。

因此,收条必须由节点A的私钥进行签名,B在未从C获得收条前不能自主构造该收条;签名可以通过A的公钥加以验证,公钥可以在债务链路的申请阶段通过明文传递,所有节点都能以此验证收条。

该方法是安全的,甚至能够抵御中间人攻击。假设中继节点作为中间人,虽然它可以向下一跳传递假的公钥,也可以构造伪公钥对应的签名,但是由于收条的传递是逆向的,只能由下一跳向上一跳传递,因此伪签名对上一跳没有作用,该节点依然只能从上一跳获得收条。

4 强动态性网络DRN的路由算法

债务更新的首要任务是搜寻从源节点到目标节点的债务

关系链,其本质上是 DRN 网络上的路由过程。但是由于 DRN 网络具有高度的拓扑动态性,常规路由算法在这种网络环境下的性能很差。DRN 拓扑变化根源于债务更新机制本身,每一次服务都将改变债务关系链路上所有边的方向。这种网络动态性比底层 P2P 网络由于节点进出而引起的动态性要高得多,因此试图借助全局拓扑信息进行路由的常规路由算法,都将由于难以承受的路由表维护开销而不切实际。显然,局部化的路由表及路由算法更能适应动态环境。

本文利用 DHT 网络的结构化特点,提出一种新的路由算法 Local-Pastry。该算法在路由过程中只需要一跳的路由信息,并依赖底层 DHT 网络结构实现无状态路由,极大地降低了路由的协议开销。

设 $dest$ 为服务节点,Local-Pastry 算法给出一条由请求节点到服务节点 $dest$ 的可行路径。Local-Pastry 算法包含两个不同的过程 $query()$ 和 $relay()$,分别由请求节点和后继节点在债务更新机制中调用。该债务链路路由算法的伪代码具体如下,其中 DRBP 为服务请求报文。

```

procedure query (DRBP)
// when i is the source
select nexthop j, sat. j is in i's debt table item <j,enable,1>
if (j = NULL) then
    return false
else
    forward DRBP to j
    return true
end proc
procedure relay (DRBP) //when i is a relay
if (i = dest) then ack for source
// dest is the destination of DRBP
else {
    nexthop = argminj |j, dest| sat. i owns j's credits
// |j, dest| is the distance between j and dest
if (|<nexthop, dest>| < |i, dest|) then
    forward DRBP to nexthop
else
    return false
}
return true
end proc

```

Local-Pastry 算法存在凹节点问题,在当前节点的所有链路中不存在比当前节点距目标节点的逻辑距离更近的下一跳节点时,路由失败。通过沿多个邻接点的多路路由可提高路由成功率。为减少带宽开销,该方案设计了深度优先搜索路由算法,只有沿某邻接点的路由过程失败后,才启动沿下一邻接点的搜索。由于其路由时延比较长,该方案适用于文件共享等时延不敏感的应用场合。

5 网络仿真及性能分析

5.1 实验环境

实验采用 Windows XP 及 VC++ 6.0 开发平台仿真典型的 DHT 网络 Pastry,并模拟 P2P 网络经由核心网络形成的相互连接。假设核心网络具有足够带宽,差错和时延可以忽略。节点具有对称的 P2P 链路,数据传输带宽为 4 Mbps,在节点生存期恒定。每个节点存储若干由文件序号标志的大小为 30 MB

的文件。Pastry 网络每个节点赋予随机且唯一的节点 id,节点 id 的基为 22,路由表 8 行 4 列,叶子节点数 $L=8$ 。

作为对比,实验还仿真了无结构网络 Gnutella,分别实现了网络拓扑的构造与路由算法两个模块。Gnutella 网络采用不区分超级节点与叶子节点的平面拓扑结构,网络拓扑不进行优化,资源搜索采用文献[13]所述的有限泛洪算法,TTL=3。

实验的交互时间单位为轮,每轮周期为 10 min。每轮节点产生指定数量的文件请求,所请求的文件服从均匀分布,若节点没有搜索到所需文件,文件请求累积到下一轮。每轮结束时,节点根据自身收益调整共享文件数。

5.2 债务网络平均邻接度 d_{av} 对债务链路构造过程的影响

邻接度 $d_{av} = \frac{\sum_{i=1}^N d_i}{N}$ 。其中, d_i 表示节点 i 的邻接点数,

N 为网络节点数。

节点加入债务网络时,首先需确定接入节点邻接度 d_i 。对于 DHT 网络, $d_i \leq$ 路由表项数;而对于非结构化网络, d_i 没有上限。实验考察了 d_i 的选择对网络性能的多重影响。

a) 设每节点具有相同的邻接度,每轮节点发起 u 次文件请求,考察不同的网络负载条件下,不同节点邻接度对应的文件请求满足率,实验结果如图 5 所示。节点采用全局泛洪路由算法计算请求方到服务方的债务链路,因此节点的文件请求满足率代表了债务链路构造的一种理想情况。实验证明,增加邻接度能够提高请求满足率,这表明债务网络的路由成功率与网络稠密度是相关的。为了达到一定的路由成功率,节点邻接度应匹配实际的网络负载状况。例如,当 $u=3$ 时,只要 $d_i > 9$ 就可以获得 98% 的请求满足率,而 $u=12$ 时,即使 $d_i=12$,节点的文件请求满足率也只能达到 88%。图 5 还表明,随着节点邻接度的增加,网络会迅速达到理想的路由性能,而根据节点加入协议,节点增加邻接度是有代价的,因此节点具有有限的最佳邻接度。

b) 对 $u=9$ 时全局泛洪(global flood)、Pastry、Gnutella 三种路由算法的路由性能作了比较,如图 6 所示。当节点邻接度增加时,三种算法路由性能都有不同程度的增加,当 $d_i=12$ 时,最差路由效率达到 80% 左右。因此,针对不同债务网络的路由算法都是有效的。此外还注意到, $d_i=3$ 时全局泛洪算法的性能最低,这主要是因为当网络稠密度很低时,全局泛洪可能产生很长的债务链路,而这些债务关系在文件服务期间处于 disabled 状态,降低了后继请求的路由成功率。

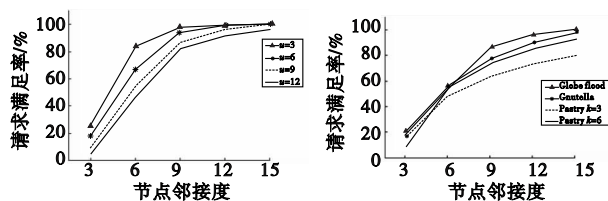


图5 不同负载条件下全局泛洪路由算法性能测试

图6 $u=9$ 时的路由算法性能比较

5.3 机制的网络开销

基于债务网络的激励机制仅需存储少量的常数级别的邻接边信息,协议的存储开销很小,其主要协议开销来源于债务链路构造过程的网络开销。网络开销可由单位文件下载所产生的债务链路更新报文平均值来衡量。实验分别考察了节点邻接度与文件请求量对网络开销的影响,实验结果如图 7 与 8

所示,其中债务链路平均构造报文数 = 债务链路构造总报文数/构造成功数。由于该数据的变化范围较大,图中采用了对数坐标。

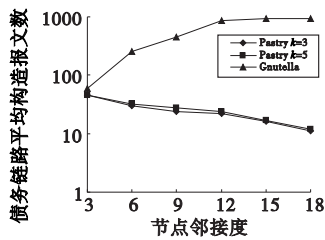


图7 节点邻接度与网络开销的关系($u=9$)

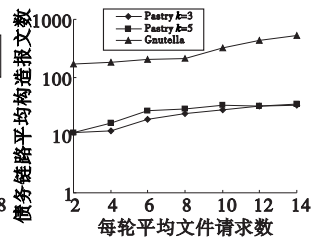


图8 节点邻接度为6时,每轮平均文件请求数 u 与网络开销的关系

实验考察了每轮平均文件请求数 $u=9$ 时的稠密程度不同的债务网络中债务链路平均构造报文数。图7表明,在结构化债务网络中,节点邻接度的增加有助于减少单位文件下载的网络开销;而对于非结构化债务网络,邻接度的增加却显著提高了文件下载的网络开销,路由算法的可扩展性不高。

实验还考察了当节点邻接度为6时每轮平均文件请求数与债务链路平均构造报文数的关系,即网络负载与路由算法的网络开销之间的关系。如图8所示,债务网络的路由算法对网络负载的差异不敏感,如对于采用贪婪路由的Pastry网络,高负载条件($u=14$)仅比低负载条件($u=2$)的网络开销高3倍;在Gnutella网络中,情况基本相同。

6 结束语

本文提出了一种基于债务的轻量级虚拟货币及完全分布的微支付机制,并提出了债务网络中基于局部信息的贪婪路由算法。该微支付机制可应用于P2P文件共享、分布式存储网络等领域,促进节点间的合作与服务的公平交易。但是由于债务关系的维护需要相当的开销,同时路由采用深度优先搜索算法,若将债务机制拓展到应用层多播和流媒体等其他应用领域,需进一步研究时延与开销控制等新问题。

参考文献:

- [1] YANG B, GARCIA-MOLINA H. PPay: micropayments for peer-to-peer systems[C]//Proc of the 10th ACM Conference on Computer and Communications Security. New York: ACM Press, 2003: 300-310.
- [2] VISHNUMURTHY V, CHANDRAKUMAR S, SIRER E G. KARMA: a secure economic framework for P2P resource sharing[C]//Proc of the 3rd Workshop on Economics of Peer-to-Peer Systems. 2003.
- [3] BUTTYAN L, HUBAUX J P. Stimulating cooperation in self-organizing mobile Ad hoc networks[J]. *ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications*, 2003, 8(5): 579-592.
- [4] JAKOBSSON M. Ripping coins for a fair exchange[C]//Advances in Cryptology EuroCrypt, LNCS921. 1995: 220-230.
- [5] 刘军. 改进的公平微支付协议[J]. *计算机工程与应用*, 2010, 46(27): 195-197.
- [6] 肖珊, 郎为民, 胡东华. 一种高效的移动微支付和认证协议[J]. *计算机应用研究*, 2009, 26(8): 2992-2994.
- [7] KIYOMOTO S, TANAKA T, NAKAO K, et al. Implementation and evaluation of a micropayment system for mobile environments[J]. *Trans of the Information Processing Society of Japan*, 2007, 45(3): 870-879.
- [8] ZHONG Sheng, LI E, LIU Y G. On designing incentive-compatible routing and forwarding protocols in wireless Ad hoc networks: an integrated approach using game theoretical and cryptographic techniques[J]. *Wireless Network*, 2007, 13(6): 799-816.
- [9] FELEGYHAZI M, HUBAUX J P, BUTTYAN L. Nash equilibria of packet forwarding strategies in wireless Ad hoc networks[J]. *IEEE Trans on Mobile Computing*, 2006, 5(5): 463-475.
- [10] SRINIVASAN V, NUGGEHALI P, CHIASSERINI C F, et al. Cooperation in wireless Ad hoc networks[C]//Proc of the 22nd Annual Joint Conference of IEEE Computer and Communications. 2003: 808-817.
- [11] JARAMILLO J J, SRIKANT R. DARWIN: distributed and adaptive reputation mechanism for wireless Ad hoc networks[C]//Proc of the 13th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. New York: ACM Press, 2007: 87-98.
- [12] ZHU Ji, WEI Yu, LIU K J R. A belief evaluation framework in autonomous MANETs under noisy and imperfect[J]. *IEEE Trans on Mobile Computing*, 2010, 9(9): 1242-1254.
- [13] RIPEANU M. Peer-to-peer architecture case study: Gnutella network[C]//Proc of the 1st International Conference on P2P Computing. 2001: 99-100.
- [14] DAS S R, PERKINS C E, ROYER E M. Performance comparison of two on-demand routing protocols for Ad hoc networks[J]. *IEEE Personal Communications*, 2001, 8(1): 16-28.
- [15] CAMP T J, DAVIES V. A survey of mobility for Ad hoc network research[J]. *Wireless Communication & Mobile Computing (WC-MC)*, Special Issue on Mobile Ad hoc Networking: Research, Trends and Applications, 2002: 483-502.
- [16] SONG Min, CUCKOV F. A mobility-aware general-purpose vehicular Ad hoc network clustering scheme[J]. *Journal of Information Science and Engineering*, 2010, 26(3): 897-911.
- [17] MELODIA T, POMPILI D, AKYILDIZ I F. Handling mobility in wireless sensor and actor networks[J]. *IEEE Trans on Mobile Computing*, 2010, 9(2): 160-173.
- [18] KWAK B J, SONG N O, MILLER L E. A mobility measure for mobile Ad hoc networks[J]. *IEEE Communications Letters*, 2003, 7(8): 379-381.
- [19] OH S, PARK I, KO S, et al. Transitional approaches in DTN routing algorithm[C]//Proc of the 14th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications, Washington DC: IEEE Computer Society, 2011: 1-4.
- [20] LIU Ke-bin, MA Qiang, ZHAO Xi-bin, et al. Self-diagnosis for large scale wireless sensor networks[C]//Proc of IEEE INFOCOM. 2011: 1539-1547.
- [21] REN Wei, ZHAO Qing, SWAMI A. Connectivity of heterogeneous wireless networks[J]. *IEEE Trans on Information Theory*, 2011, 57(7): 4315-4332.
- [22] BAI F, SADAGOPAN N, KRISHNAMACHARI B, et al. Modeling path duration distributions in MANETs and their impact on reactive routing protocols[J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004, 22(7): 1357-1373.

(上接第220页)