



基于 P2P 架构的分布式虚拟环境中 一种状态消息的随机分发方法 *

李 涛^{1,2}, 胡 华^{1,2}, 胡海洋^{1,2,3}

- (1. 杭州电子科技大学计算机学院 杭州 310018;
2. 杭州电子科技大学复杂系统建模与仿真教育部重点实验室 杭州 310018;
3. 南京大学软件新技术国家重点实验室 南京 210093)

摘 要: 针对基于 P2P 通信架构的分布式虚拟环境中的视图一致性问题, 在分析有限的网络带宽等影响因素的基础上, 提出了一种随机广播算法进行状态消息分发。该算法需预先建立随机几何图结构, 并利用给出的通信限制时延进行状态更新消息的发送。结合基于贪心的路由选择算法, 通过已获得状态更新消息的节点转发, 进而确定节点间的转发路由, 获得节点间具有较少通信时延的消息传播时间。经实验分析及验证表明, 该算法与其他几种算法相比较而言, 在很大程度上减少了时空不一致性事件率, 提高了系统性能。

关键词: 点对点; 分布式虚拟环境; 视图一致性; 随机几何图

doi: 10.3969/j.issn.1000-0801.2014.10.013

Random Dissemination Algorithm of State-Updating Message for Distributed Virtual Environments of P2P Architecture

Li Tao^{1,2}, Hu Hua^{1,2}, Hu Haiyang^{1,2,3}

- (1. School of Computer Science, Hangzhou Dianzi University, Hangzhou 310018, China;
2. Key Laboratory of Complex Systems Modeling and Simulation,
Ministry of Education, Hangzhou Dianzi University, Hangzhou 310018, China;
3. State Key Laboratory for Novel Software Technology, Nanjing University, Nanjing 210093, China)

Abstract: With the aim at optimizing view consistency in P2P distributed virtual environments, a random broadcasting algorithm for distributing state-updating message among users was proposed. By considering the limited network bandwidth and communication delay, which may affect the users' sensing of the real-life experience and the real-time interaction for the participants, the method was given based on the pre-established random geometric graph to distribute the state-updating messages. The greedy routing algorithm can find the forwarding route and obtain the message-spreading time between the source and the destinations. By compared with several other algorithms, the experiment results show that the random broadcast algorithm can reduce the event rates of the time-space inconsistency and improve the system performance.

Key words: P2P, distributed virtual environment, view consistency, random geometric graph

* 国家自然科学基金资助项目(No.60903053, No. 61272188), 浙江省自然科学基金资助项目(No.LY12F02005), 南京大学软件新技术国家重点实验室开放基金资助项目(No.KFKT2014B15)

1 引言

随着无线通信技术的快速发展以及计算能力的大幅提高,智能手机、平板电脑等移动终端设备的处理能力更强,功能更加丰富,尤其是无线技术基础设施如基站的改善,使得用户便于移动在线交互、玩游戏等。在此背景下,虚拟技术日益成为社会各个领域关注的焦点,并且受到了科研工作者的广泛研究,在国防、教育、经济等领域展现了广阔的应用前景。分布式虚拟环境(distributed virtual environment, DVE)将虚拟现实与网络通信相结合,由地理上位置分散的虚拟现实终端通过网络共同维护一个虚拟环境,在这个生成的世界里,不同地点的用户通过其虚拟角色(avatar)参与到同一个虚拟环境中进行通信、交互、协同工作等^[1,2]。其应用包括:在通信领域的多媒体会议系统、在军事领域的虚拟战场环境下进行模拟军事训练、在虚拟制造领域的产品设计与加工制造、大型多人在线游戏等。

当前,基于 C/S 结构的 DVE 得以广泛应用^[3,4]。这种结构的 DVE,在一定程度上能够缓解整个系统的负载压力,然而随着参与到虚拟环境中用户的规模越来越大,即使每个用户仅需很少的带宽,所有这些数以百万计的用户通信需求累加起来或许将超过该 DVE 系统中服务器的承载能力。因此,在服务器节点失效、负载不均衡等影响下,系统的可扩展性不高。为避免这一不足,基于 P2P 架构的 DVE 随即被提出^[5]。这种网络结构并不需要服务器的管理,从而有很好的自组织性,适用于构建用户规模呈动态变化的 DVE 系统,许多大型多人在线游戏(MMOG)^[6,7]应用于此结构下,如 Second Life、Lineage 等。基于这一网络架构的服务现已成为研究者关注的焦点之一,本文也正是对基于 P2P 架构的 DVE 展开工作的。

基于 P2P 架构的分布式虚拟环境中,不同地点的用户使用移动计算设备共同参与到所形成的虚拟环境里。在无需服务器的参与下,各用户节点直接进行通信交互,通过贡献自身的带宽和计算资源对相应的虚拟环境进行共享。每个节点负责渲染及维护其 avatar 的即时状态,并且将状态更新消息发送给该环境中的其他节点以及通过接收其他节点的 avatar 状态更新消息进行其状态的渲染。该架构能够有效地利用每个节点的资源处理虚拟环境的逻辑以及维护虚拟角色的状态,从而减少了运营商在服务器及带宽上的投入。在分布式虚拟环境中,一旦某用户的虚拟角

色发生变化,其他用户都能通过其终端立即观察到这一变化,即各个用户节点均有该虚拟角色的一致性视图^[4,8]。为维护各个节点间的视图一致性,某用户节点将定期发送其 avatar 的状态更新消息以更新远程副本。由于网络带宽有限,同一时刻发送大量的状态消息数据分组将造成网络过载,致使某些消息丢失;受网络时延等因素的影响,可能某些消息不能及时发送至其他节点。视图的不一致性主要体现在某 avatar 的状态与其远程副本的不一致,以上两种情况均不能保证视图的一致性,这将影响参与者的真实体验和交互的实时性。

关于 DVE 系统中维护视图一致性问题,目前的研究工作主要集中在减少网络带宽的消耗以及节点发送的状态消息量等方面,很少涉及节点间的状态分发策略对节点获取消息的时延方面的影响。DR(dead reckoning)算法^[9]和兴趣区域(area of interest, AOI)^[10,11]策略从减少网络带宽的消耗角度出发,减少节点发送状态更新消息的数量。而由于节点间通信时延因素的存在,并不能保证某一兴趣区中任意节点间消息传播的时延在期望值(不足以产生可分辨的空间差异的时延)以内。尤其在大型多人在线游戏应用中,若 AOI 中聚集大量 avatar,在有限的网络带宽等因素影响下,节点发送状态更新消息数量的有限使得其他状态消息接收节点处的时空不一致性^[12]不可避免。参考文献 [13] 提出了采用随机广播算法(randomized broadcast algorithm, RBA)进行消息传播的策略,该方法被证明,在网络中通过节点进行消息的传播是十分高效的。虽然这一广播消息的方法能够使网络中的各节点获取消息的时间大大降低,然而在现实网络环境中将受到网络条件等因素的制约,其中就包括网络带宽资源的有限。当网络带宽有限、节点规模比较大时,采用广播的方法可能对消息的传播造成一定影响。因此,本文在这一研究的基础上,从如何减少节点间状态消息的时延方面展开工作。首先,对相关问题进行了具体描述,并利用通信限制时延进行随机几何图(random geometric graph, RGG)^[14]的建立;其次,给出随机广播算法用以进行相应的状态分发策略,并在具体的分发过程中,优先向具有较少通信时延的部分节点发送消息;然后结合采用贪心的路由选择算法(greedy routing algorithm, GRA)进行转发节点的选择,确定节点间具有较少通信时延的转发路由。针对上述的状态分发策略,通过相应的实验进行了分析验证。



2 相关工作

视图一致性问题很大程度地影响着 DVE 系统的性能以及用户的真实体验感,目前国内外的相应研究已经展开。参考文献[15]分析网络带宽对 DVE 系统规模和性能的影响,尤其是当用户规模变大,节点间交互频繁时,系统性能将变低。该文献给出一种 Kalman 最优线性预测技术降低网络带宽的消耗,即通过预测虚拟环境中物体的状态实现,当预测的状态偏离真实状态较大时,节点才进行状态信息的广播。

随着研究的一步步进展,这种方法被 DR 预测算法^[9,16]取代。DR 预测算法的原理是,每个仿真节点维护一个用于推测虚拟角色状态的 DR 函数模型(该函数模型采用近似推算的方法得到虚拟角色的运动轨迹、姿态等状态信息),通过接收到的状态信息,推测该虚拟角色的下一个状态信息。由于推测状态和真实状态之间可能存在误差,所以在该误差超过设定的数值之前并不进行状态同步。该算法在无需发送同步消息的情况下,通过 DR 模型进行预测“真实”状态,减少了状态更新消息的发送量。参考文献[16]对 DR 算法进行了详细介绍,给出真实状态与推测状态之间的差异超过一定阈值时,节点发送 avatar 的最新状态。参考文献[12,17]对视图不一致性提出一种度量标准——时空不一致性,该度量可有效反映各参与者之间的视图差异,方便深入研究。为避免状态更新消息丢失,在 DR 算法的基础上提出一些算法进行状态更新消息的调度,提高视图的一致性。另外,当某一节点进行更新其邻居节点的 avatar 状态时,由于网络容量的限制,某一时间只能更新一定量的 avatar 状态。参考文献[17]则提出提高分布式虚拟环境一致性的更新调度算法,对这些接收到的状态更新数据分组进行调度,以确定优先更新哪些 avatar 的状态。然而这是针对两个节点间的状态更新调度进行研究的,并没有涉及某一节点如何进行状态分发的问题。

当用户规模动态增大时,DR 算法虽然在一定程度上减少了网络流量,但仍会产生网络拥塞现象。因此,一些研究者提出兴趣管理的思想用以支持大规模可扩展的 DVE 系统。通过将虚拟环境进行区域划分,使得只有在同一个区域中的用户才进行交互。这一关联过滤方法,如 AOI 划分^[10,11],在有限的网络带宽下,减少了状态数据分组的发送量。参考文献[11]就是在这一思想上研究分布式虚拟环境的视图一致性问题,将该虚拟世界划分成大量的较小区域,在每

个小区域中的节点之间建立通信。一些较为成熟的兴趣管理方法已经提出,如基于 Voronoi 图的兴趣管理^[18]、基于 N-Tree 的动态区域划分^[19]等。

虽然 DR 算法和兴趣管理方法减少了网络带宽的消耗,避免了额外的节点通信,但是在网络时延的影响下,视图不一致性时有发生。参考文献[8]指出维护虚拟环境中节点间的视图一致性,需要确保每一个参与者要么立即观察到其他参与者的虚拟角色的状态改变,要么在一个可以接受的时延内。因此,给出两种方法创建一个具有较小最大时延的通信子图,分别为最小直径子图(minimum diameter subgraph, MDS)算法和核心树(core-based tree, CBT)算法。其中, MDS 算法能够保证任意两个节点间存在一条路径,并且该路径的长度小于或等于图的直径。MDS 算法的优点在于能够保证在 DVE 系统中任两个节点间有一个较小时延的界限,缺点是无论一个用户什么时候参与或者离开 AOI, DVE 系统都需要一些开销来创建另外的 MDS。CBT 算法选择某节点作为一个中心节点,并确保任意节点到该中心节点的路径长度是最短的。每一个节点将其 avatar 状态更新消息沿着路由发送至中心节点,再由中心节点进行多播。该算法很好地适用于节点的加入及退出,但并不保证任意节点间有较好的通信时延界限,且当系统规模比较大时,这种单一树型结构并不适用。

对于规模较小的 AOI, MDS 算法与 CBT 算法有较好的适用性,因为建立具有较小最大时延的图结构的耗费时间较小。对于比较拥挤的兴趣区域来说,则具有一定的局限性。于是,参考文献[13]提出一种基于随机广播算法进行消息广播的方法,该方法建立在呈均匀分布的随机几何图的基础上,利用随机性特点进行消息广播,且消息传播的效率较高。其中,随机几何图^[14]是指在空间区域 $[0, \sqrt{n}]^2$ 上随机均匀地分布 n 个独立、性质相同的节点,每对节点间的欧几里得距离不大于某一给定的值所形成边而构成的几何图。RGG 广泛应用于移动自组织网络中,如小世界性、scale-free(无尺度)性等。

本文在上述研究的基础上,采用随机广播算法进行状态消息的分发。本文与相关研究的不同之处是充分考虑了网络带宽以及时延等因素的影响(即在有限的网络带宽影响下,同一时刻节点最多发送一定数目的 DR 状态更新数据分组,而并不能采用广播的方式向其他节点发送消息)。因此,本文从各个节点间的通信时延入手,利用通信限制时延建立随机几何图,通过已获得状态更新消息的节点进

行消息的转发。而在具体的分发过程中,优先向具有较少通信时延的部分节点发送消息。结合基于贪心的路由选择算法进行转发节点的选择,确定节点间具有较少通信时延的转发路由,达到减少节点间视图不一致性事件率、提高 DVE 系统性能的目标。

3 基本模型

本节首先给出基于 DR 更新机制的系统模型,然后对视图不一致问题以及目标函数进行描述与分析。为便于表示,表 1 给出了本文中所需的符号定义。

表 1 相应符号及其定义

符号	定义
$\vec{R}(t)$	发送节点 avatar 的真实状态
$\vec{E}(t)$	用 DR 状态推算模型推测的 avatar 的当前状态
$\vec{P}(t)$	接收节点根据接收到的 DR 状态更新消息更新其视窗中 avatar 的即时状态
ε	DR 阈值,最小可分辨空间差异
$\Delta(t)$	时刻 t 时,发送节点与接收节点之间的空间差异
c	网络带宽允许发送的状态消息量
ω	消息传播的限制时延
d_{ij}	节点 v_i 与 AOI 中其他任意节点 v_j 间的通信时延
$t_{\min}(v_s, v_i)$	节点 v_s 与 v_i 间进行状态分发时的最小化时延

DVE 系统中,如果某一 AOI 中的用户节点 avatar 的状态发生改变,将向该区域中其他节点分发当前的状态更新信息,以维护其远程状态副本。为简单起见,从两个节点进行分析,其中发送节点为 sender,接收节点为 receiver。图 1 为基于 P2P 架构下 sender 节点的 avatar 所在的 AOI 中采用 DR 更新机制的系统模型。

如图 1 所示, sender 根据其 avatar 的当前行为及时更新本地的真实状态,称为 $\vec{R}(t)$ 。同时,该节点维护的 DR 状态推算模型按 avatar 的历史信息(位置、速度、方向等)推测出其当前状态 $\vec{E}(t)$ 。当推测状态 $\vec{E}(t)$ 和真实状态 $\vec{R}(t)$ 之

间的差异 $\|\vec{E}(t), \vec{P}(t)\|$ 超过预先设定的 DR 阈值^[6]时,向其他节点发送 DR 状态更新消息。例如 sender 在时刻 t 发送 DR 状态更新消息 DR_1 , 该消息在 sender 与 receiver 之间的传播时间为 d 。receiver 在 t_1+d 时接收到该消息并更新状态。某一时刻 $t \in [t_1+d, t_2]$ 时, sender 推测状态与真实状态的差异没有超过 DR 阈值,故 receiver 用 DR 推测模型按照 DR_1 中的信息推算其视窗中 sender 的虚拟角色的即时状态 $\vec{P}(t)$ 。 $\vec{P}(t)$ 与 $\vec{R}(t)$ 之间的差异 $\|\vec{R}(t), \vec{P}(t)\|$ 为空间差异,该值用以反映每个节点间的视图不一致性。时刻 t_2 时,空间差异超过 DR 阈值,于是, sender 发送 DR 状态更新消息 DR_2 。

在消息传播时间 $t \in [t_2, t_2+d]$ 内, sender 与 receiver 之间的空间差异 $\|\vec{R}(t), \vec{P}(t)\|$ 可能导致时空不一致^[12,17]。不失一般性,设定一个值 ε 表示最小可分辨空间差异。假设在时刻 t_b 时,空间差异超过 ε 值。时刻 t_e 时,该空间差异减少到 ε 值以内。则在时间间隔 $[t_b, t_e]$ 内,时空不一致性定义如下:

$$\int_{t_b}^{t_e} \|\vec{R}(t), \vec{P}(t)\| dt \quad (1)$$

将 $\Delta(t)$ 定义为 $\Delta(t) = \|\vec{R}(t), \vec{P}(t)\|$, μ 定义为时空不一致性,于是有:

$$\mu = \begin{cases} 0, & |\Delta t| < \varepsilon \\ \int_{t_b}^{t_e} |\Delta(t)| dt, & |\Delta t| \geq \varepsilon \end{cases} \quad (2)$$

参考文献[17]将时空不一致性产生的影响予以量化,并指出为减少时空不一致影响,需要定时发送更新状态消息。不失一般性,将时空不一致性的影响定义为关于时空不一致性的函数 $\Gamma(\cdot)$, 并用 $\Psi(\theta)$ 表示,即:

$$\Psi(\theta) = \Gamma\left(\int_{t_b}^{t_e} |\Delta(t)| dt\right) \quad (3)$$

其中, θ 表示时间间隔 $[t_b, t_e]$, 即节点间的通信时延。由此可看出,时空不一致性的影响 $\Psi(\theta)$ 与消息传播所需的时延有关。参考文献[12]则指出节点之间的时空不一致性的影响 $\Psi(\theta)$ 是一个随 θ 变化的非递减函数。

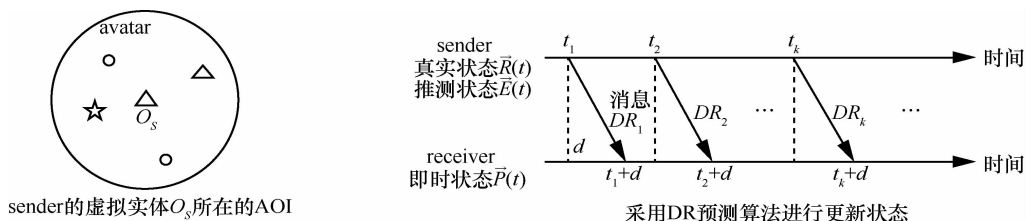


图 1 sender 的虚拟角色所在的 AOI 中采用 DR 更新机制的系统模型

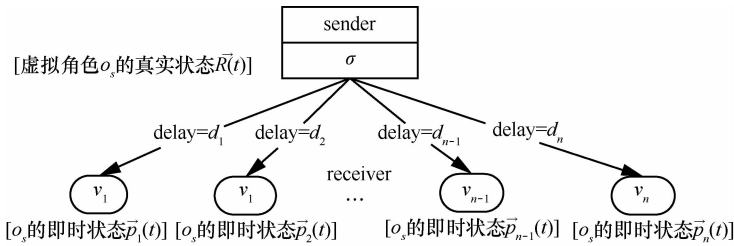


图2 某节点与AOI中各节点间的直接通信情况

由于节点间时空不一致性的影响随其接收状态更新消息时间的增加而增大,为减少时空不一致性的影响,进而维护节点间的视图一致性,则需要减少某节点的 avatar 所在 AOI 中的其他节点获取其 DR 状态更新消息的时间。图2为在一定网络带宽下,某节点与其 avatar 所在 AOI 中各节点的直接通信情况。图2中, σ 为网络带宽, d_i 为消息传播时延, v_i 为消息接收节点, o_s 为 sender 的虚拟角色。

如图2所示,在 AOI 中,发送节点与其他节点间的通信时延为 $d_i (1 \leq i \leq n)$ 。由于网络带宽有限,同一时刻只允许节点发送一定数目(设为 $c, c \ll n$) 的 DR 状态更新消息,即节点 v_s 不能将其虚拟角色的 DR 状态更新消息瞬时发送到 AOI 中的所有节点。于是, v_s 优先向部分 c 个节点发送 DR 状态更新消息,然后再进行消息的转发。这一 DR 状态更新消息的分发问题是指采用怎样的分发策略才能使兴趣区域中所有节点获取该状态消息的时间达到最优,即最小化获取消息的最大时间问题。

假设 t 时刻时,节点 v_s 的 avatar 所在 AOI 中的节点数为 N , d_{ij} 为相应两节点 v_i 与 v_j 间消息传播所需的时间, ω 为消息传播的限制时延(即任意一个节点仅允许向与其通信时延在 ω 内的节点发送消息)。图 $G=(V, \omega)$ 表示该区域中所有 N 个节点随机均匀地分布在区域 $[0, \sqrt{N}]^2$ 中,且每对节点间的通信时延不大于形成边而构成的随机几何图。因此,采用怎样的状态分发策略使得节点获取状态更新消息的时间最少,成为笔者研究的主要目标。定义目标函数表示最小化任意节点获取消息的最大时延,即:

$$d_{\max}(G(t)) = \max_{v_s, v_i \in V} t(p_{v_s, v_i}) \quad (4)$$

其中, p_{v_s, v_i} 为节点 v_s 到 v_i 的一条无回路最短路径, $t(p_{v_s, v_i})$ 为这条路径上节点 v_s 到 v_i 的消息传播时间。

4 状态分发策略

如上所述,若 AOI 中的节点规模较大,由于网络带宽有限,同一时刻某节点 v_s 不能将其虚拟角色的 DR 状态更

新消息瞬时发送至 AOI 中的所有节点。于是,在状态分发过程中, v_s 优先向部分节点发送 DR 状态更新消息,然后通过已经获得消息的节点向其他节点进行转发。下面对采用相应的随机广播算法进行状态分发的策略以及采用基于贪心的路由选择算法确定节点间具有较少通信时延的转发路由等方面进行具体描述。

4.1 随机广播算法

基于之前的分析,AOI 中节点 v_s 优先向部分节点发送 DR 状态更新消息,然后再进行消息转发。借助建立的随机几何图结构,给出随机广播算法^[13]。不失一般性,假设节点 v_i 是图 G 中距离节点 v_s 较远的某一节点。需要确定的是由节点 v_s 向节点 v_i 进行状态分发时的最短路径,以达到 v_i 获取该状态消息的时间最优的目的。由于在有限的网络带宽影响下,同一时刻节点最多发送一定数目的 DR 状态更新数据分组,而并不能采用其原有的广播方式向其他节点发送消息。因此,在具体的状态分发过程中,可采取优先向具有较少通信时延的部分节点发送消息。下面给出随机广播算法的具体思想。

如图3所示,以 v_i 和 v_s 之间的连线为中间基线 L 做一个宽度为 ω 的矩形,并以 v_s 为起点,以长度 $\omega/3$ 为单位将该矩形划分为一个个等长的矩形单元,分别标记为 $R_1, R_2, \dots, R_k$, 矩形单元 R_k 包含 v_i 。为便于分析,将中间基线 L 所划分的各个等分的小矩形单元标记为 $S_1, S_2, \dots, S_{2k-1}, S_{2k}$ 。在 v_i 和 v_s 之间,各个小矩形单元中可能包含 0 个或多个节点,并且在任意两个相邻的小矩形单元 S_k 和 S_{k+2} 中,各个节点之间的消息时延均在 ω 以内(任意 $v_1 \in S_k$,

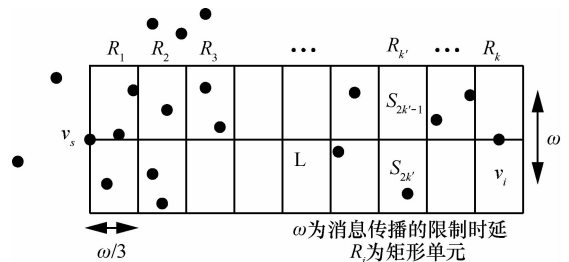


图3 划分矩形单元

$v_2 \in S_{k+2}$, 则有 $\|v_1 - v_2\|_2 \leq \sqrt{(2\omega/3)^2 + (\omega/2)^2} \leq \omega$ 。

按照以上方法, 很容易得到节点 v_s 和 v_i 之间的一条路径, 并且此路径在 $\bigcup_{j=1}^k R_j$ 所形成的范围内。然而正如前面提到的, 如果在这一过程中有某个或多个矩形单元无任何节点时, 显然是失败的。

下面分析如何确定包含空矩形单元(即无任何节点的矩形单元)时的 v_s 和 v_i 之间的一条路径。假设小矩形单元 S_k (k 为奇数) 没有包含任何节点, 而 $S_2, \dots, S_{k-2}$, 中均有节点。需要找出从矩形单元 S_{k-2} 中的某节点到 v_i 之间的路径。定义由矩形单元 $S_{k-2}, S_{k-1}, S_k, S_{k+1}$ 所形成的区域为 $Q_k(1)$, 而 $Q_k(\gamma)$ 定义为包含区域 $Q_k(1)$, 且各边长均为 $Q_k(1)$ 边长的 γ 倍。对于任意 $k \geq 1, \gamma > 1$, 环域 $A(S_k, \gamma) = A(S_{k+2}, \gamma) = Q_k(\gamma)/Q_k(1)$, 如图 4(a) 所示。

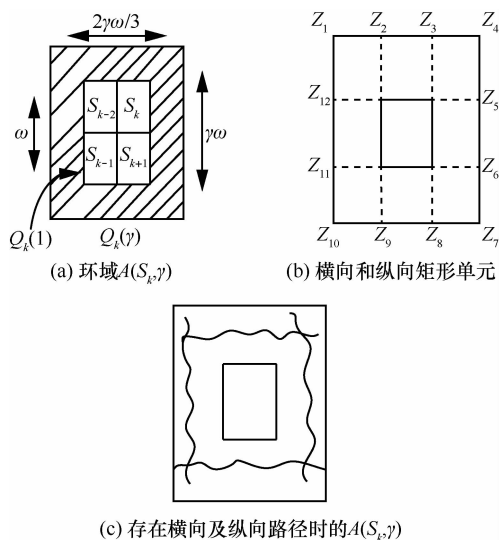


图 4 包含空矩形单元的路径

环域 $A(S_k, \gamma)$ 划分为两个横向的矩形单元 $Z_1Z_4Z_5Z_{12}$ 和 $Z_{11}Z_6Z_7Z_{10}$ 以及两个纵向的矩形单元 $Z_1Z_2Z_9Z_{10}$ 和 $Z_3Z_4Z_7Z_8$, 如图 4(b) 所示。假设在横向矩形单元 $Z_1Z_4Z_5Z_{12}$ 或 $Z_{11}Z_6Z_7Z_{10}$ 中存在一条从左到右的横向路径, 那么该路径是由最左边的某节点和最右边的某个节点按照时延小于 ω 所建立连接而形成的。与此类似, 假设在纵向矩形单元或存在一条纵向路径。对于一个 $A(S_k, \gamma)$, 定义 $F(A(S_k, \gamma))$ 为两条横向路径和两条纵向路径均存在且两两相交的事件, 如图 4(c) 所示。如果事件 $F(A(S_k, \gamma))$ 发生, 那么就可以找出环绕空矩形单元 S_k 的一条路径 (通过不断变化的 γ 值)。参考文献[13]给出了具体的方法以及证明

过程, 并且得出无论何时连通, 均可以将环域扩展到某一非空矩形单元 $S_{k'} (k' \geq k+1)$ 或者直接到节点 v_i , 从而确定节点 v_s 和 v_i 之间的一条路径。关于事件 $F(A(S_k, \gamma))$ 发生的概率, 该文献给出:

$$Pr[F(A(S_k, \gamma))] \geq 1 - e^{-h\gamma\omega} \quad (5)$$

其中, $1 \leq k \leq 2k, \gamma$ 为任意 $\gamma > \gamma_0$ 的值 ($h > 0, \gamma_0 > 1$, 且均为一横向路径或纵向路径存在时的常量)。

因此, 若事件 $F(A(S_k, \gamma))$ 发生, 便可估计出在环绕空矩形单元路径上的节点数。假设在矩形单元 $Z_1Z_4Z_5Z_{12}$ 中位于一条横向路径上的两端节点间最短路径上有 m 个节点, 于是可知 m 为:

$$m \leq \frac{Area(Q)}{\pi(\omega/2)^2} \quad (6)$$

其中, $Area(Q)$ 为 $\gamma > \gamma_0$ 时矩形单元 $Z_1Z_4Z_5Z_{12}$ 的区域面积。

同理, 假设在矩形单元 $Z_1Z_2Z_9Z_{10}$ 中位于一条纵向路径上的两端节点间的最短路径上有 m' 个节点, 可估计出 m' 的大小为:

$$m' \leq \frac{Area(Q')}{\pi(\omega/2)^2} \quad (7)$$

其中, $Area(Q')$ 为 $\gamma > \gamma_0$ 时矩形单元 $Z_1Z_2Z_9Z_{10}$ 的区域面积。

由式(6)和式(7)得出, 当 $\gamma > \gamma_0$, 且事件 $F(A(S_k, \gamma))$ 发生时, 在环绕空矩形单元 S_k 的路径上节点数 D_k 为:

$$D_k \leq \frac{Area(Q) + Area(Q')}{\pi(\omega/2)^2} = \frac{8\gamma_0(\gamma_0 - 1)}{3\pi} \quad (8)$$

于是, 有:

$$E[D_k] = \sum_{l=1}^{\infty} l P_r[D_k = l] \quad (9)$$

其中, l 为 1 和 $\frac{8\gamma_0(\gamma_0 - 1)}{3\pi}$ 之间的整数。

根据以上分析, 节点 v_s 和 v_i 之间的一条路径是节点 v_s 到非空矩形单元中的某一节点以及该节点到 v_i 之间的路径 (其中包括环绕空矩形单元的路径)。可知, 此路径存在于非空矩形单元和环域 $A(S_k, \gamma)$ 所形成的区域内。由于任意两个相邻的小矩形单元中, 各个节点之间的消息时延均在 ω 以内 (如图 3 所示), 那么非空矩形单元 S_k 中, 已经获取到状态消息的节点向其相邻矩形单元 S_{k+2} 中的节点进行状态的转发。例如, 节点 v_s 先将该消息发送至它所在的相邻矩形单元 S_1 和 S_2 中的部分节点 (如果所含节点数大于 c , 则优先发送其中 c 个时延较小的节点)。然后由 S_1 或 S_2



中已经获取 DR 状态更新消息的节点将该消息依次向本矩形单元中尚未获取状态的节点以及其下一个相邻的矩形单元中的节点进行转发,直到消息到达节点。因此,在这一区域内,依次确定相邻节点的选择,就可找出节点 v_s 和 v_i 之间的一条最短路径,进而得出两节点间的通信时延。本文将在下一节介绍采用基于贪心的路由选择算法确定两节点间的转发路由。

下面简要给出采用随机广播算法进行状态分发时的具体流程。首先,DVE 系统中的处理模块将某一 AOI 中的所有节点按照其节点间的通信时延信息以及设定的通信限制时延 ω 形成随机几何图;然后,维护给定的两节点间的矩形单元信息,并遍历查询相邻矩形单元中的节点分布(此过程可做一些优化处理),同时记录相应的路径信息,包括非空矩形单元、环绕空矩形单元路径上的节点等,进而确定两节点间的转发路由。下面给出了该随机广播算法的执行过程。

输入数据:随机几何图 pRGGra, 用户节点 pNodeU、pNodeV;通信限制时延 ω , 允许发送的消息数 c 。

输出数据:小矩形单元集 SRectUnits。

```

path:=Φ /* 用于保存 pNodeU 到 pNodeV 的路径信息 */
numFNode:=0 /* 用于记录 pNodeU 到 pNodeV 的路上的转发节点数 */
if ( $d_{uv} \leq \omega$ )
    numRectUnits=1
else
    numRectUnits= $d_{uv}/(\omega/3)$ 
end if
numRectUnits=2×numRectUnits
for 小矩形单元集 SRectUnits 中的每一个矩形单元 SRUniti do
    记录各小矩形单元结构信息, 包括所含节点数 numNodes、节点 ID 等
    记录节点信息中所属的矩形单元 ID
    if (numNodes ≥ c)
        将时延较小的 c 个节点标记为已访问
    end if
end for
if (numRectUnit 为 1)
    numFNodes=0

```

else

if SRUnit₀ 非空

遍历所有偶数小矩形单元, 更新 path 以及 numFNodes

else if SRUnit₁ 非空

遍历所有奇数小矩形单元, 更新 path 以及 numFNodes

else if SRUnit₀ 与 SRUnit₁ 均为空

获取 pNodeU 与某一非空矩形单元 SRUnit_k 中的节点间的路径, 更新 path、numFNodes

遍历所有偶数小矩形单元, 更新 path、numFNodes

end if

end if

4.2 基于贪心的路由选择算法

如上所述,利用随机广播算法进行状态分发时,总是由前一矩形单元中已经获取状态信息的节点向其相邻矩形单元中的节点进行状态的转发,进而将状态分发至其他节点。由此可见,若每一个非空矩形单元中均含有多个节点,那么节点 v_s 和 v_i 间的路径数目则难以估量。由于非空矩形单元 S_k 中转发节点的选择依赖于前一相邻非空矩形单元 S_{k-2} 中转发节点的选择,即在 S_{k-2} 中选择的转发节点是当前所有路径中具有时延最小的一个,该节点将 DR 状态更新消息转发至矩形单元 S_k 中的节点,然后选择出当前所有路径中具有时延最小的节点。根据该特点,本文利用贪心算法的思想总是选择当前路径中具有时延近似最小的节点,从而可以选择节点 v_s 和任意远端 v_i 之间路径上的转发节点。下面给出基于贪心的路由选择算法的思想。

假设非空矩形单元 S_k 中所含的节点数为 $n(n \geq 1)$, v_{k-2} 为 S_{k-2} 中选择的转发节点, v_k 为 S_k 中的转发节点,于是 v_k 满足:

$$v_k = \{v_i \in S_k, \text{且 } \min\{d(p(v_s, v_{k-2})) + d_{k-2,i}\}\}, 1 \leq i \leq n \quad (10)$$

其中, $d_{k-2,i}$ 为节点与 v_{k-2} 节点 v_i 间的通信时延, $p(v_s, v_{k-2})$ 为 S_{k-2} 中转发节点 v_{k-2} 所在的具有最小时延的路径, $d(p(v_s, v_{k-2}))$ 为这条路径上的消息传播时间。

于是,根据式(10)可以确定节点 v_s 和 v_i 之间具有当前近似最小时延的路径。现假设该路径上的节点分别定义为 $v_s, v_1, v_2, \dots, v_s, v_{i0}$ 。于是对于路径上的每个节点 $v_j (1 \leq j \leq k)$, 最小化节点 v_s 与 v_j 间消息传播的时延为:

$$t_{\min}(v_s, v_j) = \min\{d_{s,j}, d(p_{v_s, v_j})\} \quad (11)$$

其中, $d_{s,j}$ 为节点 v_s 和 v_i 间的通信时延, $d(p_{v_s, v_j})$ 为节点 v_s 和 v_j 之间最短路径的时延。

同样, 对于路径上的每个节点 v_j , 最小化节点 v_j 与 v_i 间消息传播的时延为:

$$t_{\min}(v_j, v_i) = \min\{d_{j,i}, d(p_{v_j, v_i})\} \quad (12)$$

其中, $d_{j,i}$ 为节点 v_j 和 v_i 间的通信时延, $d(p_{v_j, v_i})$ 为节点 v_j 和 v_i 之间最短路径上的时延。

因此, 由式(11)和式(12)可得, 任意远端节点 v_i 获取状态消息的时间最小化为:

$$t_{\min}(v_s, v_i) = \min\{d_{s,i}, \min\{d_{s,j}, d(p_{v_s, v_j})\} + \min\{d_{j,i}, d(p_{v_j, v_i})\}\} \quad (13)$$

其中, $d_{s,i}$ 为节点 v_s 和 v_i 间的通信时延。

由此可见, 利用随机化特点以及设定的通信限制时延, 采用随机广播算法进行状态的分发策略时, 结合基于贪心的路由选择算法, 可获知节点在状态分发过程中的具有相对较少通信时延的路径。而这一路径信息将保存至每个节点所维护的路由信息表中, 便于以后的通信交互。同时, 对于 AOI 中的所有节点来说, 不难找出具有最大通信时延的节点对。于是, 可最小化任意节点获取消息的最大时延 $d_{\max}(G(t))$ 。

下面简要给出采用随机广播算法进行状态分发时, 利用基于贪心的路由选择算法确定节点间具有较小时延路径的具体流程。首先, 由随机广播算法处理之后获取的节点间的路径信息, 可进行转发节点的预处理: 若为非空矩形单元, 选择该矩形单元中具有相对最小通信时延的节点作为下一预选转发节点; 若为节点, 则直接作为下一预选转发节点; 接着, 按照式(13), 将所有预选转发节点进行贪心选择, 进而确定最终路径上的转发节点, 同时记录这一路径上的消息转发时延。下面给出了基于贪心的路由选择算法。

输入数据: 随机几何图 pRGGra, 用户节点集中的任意两节点 pNodeU 和 pNodeV; RBA 算法获得的小矩形单元集 SRectUnits, path 和 numFNodes。

输出数据: 保存有最终路由信息 finalPath 的以及该路径上获取消息的时延 t 。

if (numFNodes=0)

$t = d_{u,v}$

else

forwardNode=pNodeU

for i:=1 到 numFNodes do

if (path_i 为矩形单元 ID)

将 path_i 对应的矩形单元中的节点根据其
与 forwardNode 间的通信时延排序

调用 node=minDeleyNode();

$t = d_{\text{forwardNode, node}}$

forwardNode=node

path_i=node

else if (path_i 为节点 ID)

$t = d_{\text{forwardNode, path}}$

forwardNode=path_i

end if

end for

for path 中的每一个 path_i do

按照式(13)进行贪心选择出转发节点保存至
finalPath 中

$t_{\min} = t_{\min} + d_{\text{finalPath}_{i-1}, \text{finalPath}}$

end for

$t = t_{\min}$

end if

5 实验分析

在本节中, 通过实验分析及验证本文所提出的消息分发方法。实验环境为: Pentium(R) Dual-Core CPU 2.60 GHz、4 GB 内存、500 GB 硬盘的机器上运行模拟实验。实验程序用 C 语言编写实现。对于实验环境, 模拟一个 5 000 m×5 000 m 的虚拟环境中随机分布 10 000 个用户玩家, 即对应 10 000 个节点。根据一定的尺度(如半径为 25 m)划分为各个 AOI。每个节点间的通信时延均在 100 ms 以内(除少量节点外)。网络带宽为 256 kHz~1 MHz, 则对于每个节点, 其每一帧的状态更新消息的发送量/update/frame 为 6~20(此处仅为模拟)。

本节主要分为 3 部分: 分析对比了 DR 阈值以及通信限制时延等参数对系统性能的影响, 从而为进一步的实验进行指导; 对本文所提方法进行模拟, 主要观察在不同网络带宽条件下, AOI 中不同节点规模的系统性能表现; 对本文涉及的 3 种方法进行对比实验, 分析了三者对不一致性事件率及执行的平均消耗时间方面的不同表现。



5.1 DR 阈值等系统参数的影响

在本节实验中,对 DR 阈值分别设置了 $\varepsilon=0.01$ 、 $\varepsilon=0.05$ 、 $\varepsilon=0.10$ 3 种情况,观察在不同通信限制时延的不一致性事件率,即 AOI 中不一致性的节点数占总节点数的比重。从节点的具体分布中挑选出 AOI 节点规模分别为 20 个和 100 个左右时进行分析。根据各个节点间的通信时延大小,分别进行了通信限制时延为 0~50 ms 的实验,这从一定程度上反映出 DR 阈值以及通信限制时延等参数对系统性能的影响。图 5 为不同节点规模情况下 DR 阈值等系统参数对视图不一致性影响的实验结果。

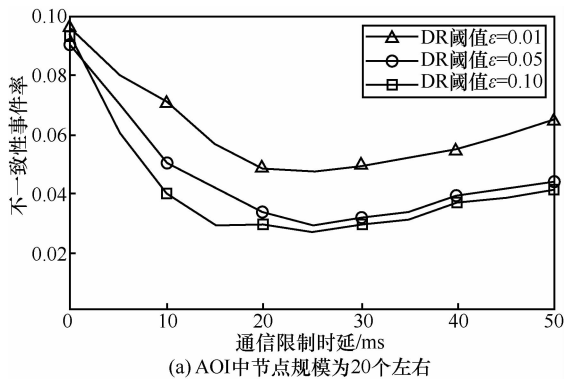
结合图 5(a)以及图 5(b)可以看出,不一致性事件率随 DR 阈值的增大而减小,而 ε 在 [0.05, 0.10] 的变化幅度较 ε 在 [0.01, 0.05] 的变化幅度要小。这说明不一致性事件率在 DR 阈值到达一定值时趋于稳定。当时延在 [0, 20] ms 时,不一致性事件率随通信限制时延的增加而有较大的减少,而在 [25, 50] ms 时,不一致性事件率则随通信限制时延的增加而渐渐增大。这说明了通信限制时延在某一时间范围内,系统性能较好。于是,可获得实验的一些实验参数,如 DR 阈

值取为 $\varepsilon=0.10$ 等。

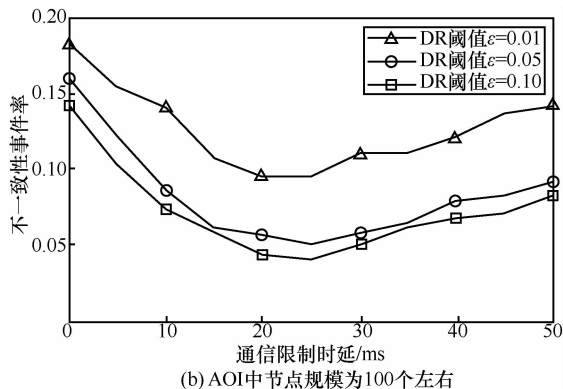
5.2 RBA&GRA 算法对系统性能的表现

在本节实验中,从众多测试中选择出 AOI 中的节点规模分别为 10、50、100、200 个时的场景,观察 RBA&GRA(即 RBA 进行状态分发策略时结合 GRA 进行路由选择)对系统性能的影响。在不同网络带宽影响下,观察某节点的虚拟实体状态的时空不一致性情况,即观察系统中不一致性事件率及时空不一致性的影响的变化情况。DR 阈值取为 $\varepsilon=0.10$,通信限制时延则在时间范围 [20, 30] ms 随机选取。值得强调的是,本文较侧重于状态更新消息的分发问题,所以并没有涉及在某一较短时间内, AOI 中 avatar 的变化十分明显的情况,即在某一时刻, AOI 中的节点是无变化的。图 6 为 RBA&GRA 在系统性能方面的实验结果。

从图 6(a)可以看出,网络带宽允许发送的状态消息数对 DVE 系统性能有着较大影响,尤其当 AOI 中的节点规模越来越大时,这种影响越为明显。例如,节点规模为 10 时的不一致性事件率变化并不明显,是因为网络带宽允许发送的状态消息数与节点规模较为接近,甚至超过节点规

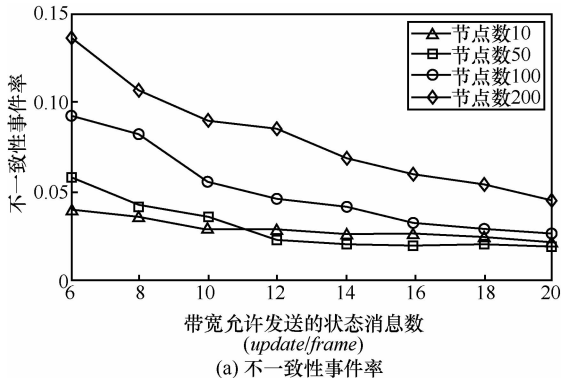


(a) AOI 中节点规模为 20 个左右

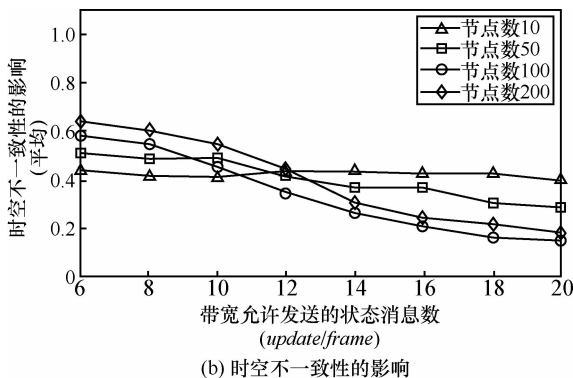


(b) AOI 中节点规模为 100 个左右

图 5 不同节点规模情况下 DR 阈值对视图不一致性的影响



(a) 不一致性事件率



(b) 时空不一致性的影响

图 6 RBA&GRA 对系统性能的表现

模,几乎是节点直接进行广播即可将其 avatar 的状态更新消息传播至其他节点。而当节点规模为 200 个时,网络带宽允许发送的状态消息数越多,系统的不一致性事件数越少。同时,这也说明随着 AOI 中节点规模的增大,应用 RBA&GRA 能够有效地减少节点虚拟实体状态的时空不一致性,图 6(b)从时空不一致性的平均影响方面验证这一结论。

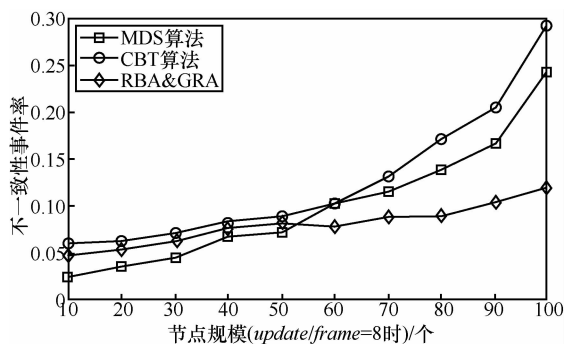
5.3 对比实验

第 5.2 节的实验验证了 RBA&GRA 应用于 DVE 系统进行状态分发的有效作用,在本节实验中,将对参考文献[8]提供的两种方法,即 MDS 算法以及 CBT 算法,观察不一致性事件率及平均消耗时间方面的变化情况。结合以上实验的结果,观察分别在网络带宽允许发送的状态消息数为 8 或 18 的两种情况下,3 种算法应用于 AOI 中节点规模不断增大时的系统表现。图 7 反映这 3 种算法在不一致性事件率及平均消耗时间方面的对比实验结果。

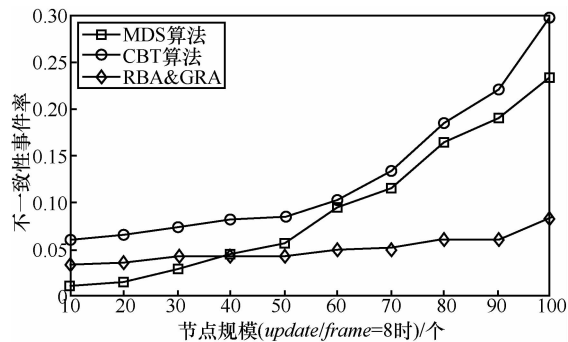
结合图 7(a)和图 7(b)可以看出,随着 AOI 中节点规模的不断增加,不一致性事件率均增大,其中应用 MDS 算法以及 CBT 算法时的变化幅度比应用 RBA&GRA 的变化幅

度大。当在一定节点规模内时,如 40 个或 50 个,应用 RBA&GRA 时的不一致性事件率较 MDS 算法大,而较 CBT 算法小。这是因为,若采用 CBT 算法,某一节点要将其 avatar 的状态更新消息经由中心节点进行分发,这显然增加了节点获取消息的时间;而若采用 MDS 算法,由于节点规模不是很大,直接利用节点间的最短路径进行状态消息的分发,则减少了节点获取消息的时间。当规模到达 100 时,应用 RBA&GRA 时的有效性明显体现了出来,即不一致性事件率远小于采用 MDS 算法或 CBT 算法时的不一致性事件率。

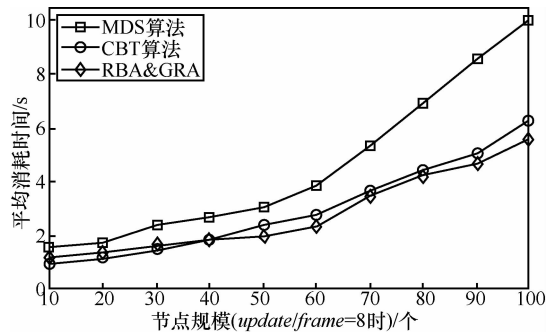
图 7(c)和图 7(d)从算法执行的平均消耗时间方面对比了这 3 种方法的性能。从图 7(c)可以看出,随着节点规模的不断增加,3 种算法的平均消耗时间均有较大幅度的增加。其中,MDS 算法的平均耗费时间变化较大,且在相同节点规模的情况下,比 CBT 算法和 RBA&GRA 所需时间多,而 CBT 算法和 RBA&GRA 的平均消耗时间较为接近。与图 7(c)不同的是,图 7(d)中反映了当网络带宽允许发送的状态消息数增多时,RBA&GRA 的平均消耗时间降低了。这说明了网络带宽允许发送的状态消息数对 RBA&GRA 效率的影响,在实际生产和实验中,可以增加网络带宽或



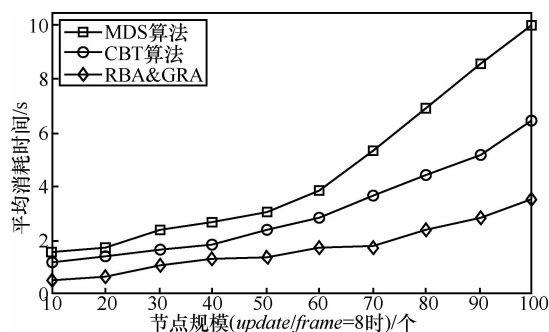
(a) 允许发送的状态消息数为 8 时各算法的不一致性事件率



(b) 允许发送的状态消息数为 18 时各算法的不一致性事件率



(c) 允许发送的状态消息数为 8 时各算法的平均消耗时间



(d) 允许发送的状态消息数为 18 时各算法的平均消耗时间

图 7 RBA&GRA 与 MDS、CBT 在不一致性事件率及平均消耗时间方面的对比实验



者压缩状态数据分组的大小提高网络带宽允许发送的状态消息量,以便提高系统性能。本次试验也说明了当 AOI 中的节点规模较大时,在 DVE 系统中采用 RBA&GRA 的效果较好。

6 结束语

在分布式虚拟环境中,一个较为重要的问题是如何减少节点间的视图不一致性,提高系统的性能。受有限的网络带宽以及时延等因素的影响,虚拟环境中的视图一致性并不能保证,该问题将影响参与者的真实体验感受和交互的实时性。本文通过借鉴及分析近年的一些研究成果,结合了对视图不一致性有着有效度量的时空不一致性及其影响,分析在 P2P 架构下节点进行状态更新消息的分发问题。本文通过对该问题的分析,参照 MDS 算法及 CBT 算法的系统表现,给出了采用 RBA 进行状态分发的策略时,结合 GRA 进而确定具有较少通信时延的转发路由,并通过实验进行分析验证各个算法的性能。可得出 DVE 系统中,当 AOI 中的节点规模呈动态增大的情形时,采用随机广播算法进行相应的内容分发,能够有效地减少时空不一致性事件率,提高系统的性能。

参考文献

- 1 Stytz M R. Distributed virtual environments. *IEEE Computer Graphics and Applications*, 1996, 16(3): 19~31
- 2 Matsumoto N, Kawahara Y, Hiroyuki Morikawa. A scalable and low delay communication scheme for networked virtual environments. *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference Workshops 2004*, Dallas, Texas, USA, 2004: 529~535
- 3 Li Y S, Cai W T. Consistency-aware partitioning algorithm in multi-server distributed virtual environments. *Proceedings of the 26th International Parallel & Distributed Processing Symposium (IPDPS)*, Shanghai, China, 2012: 798~807
- 4 Li Y S, Cai W T. Update schedules for improving consistency in multi-server distributed virtual environments. *Journal of Network and Computer Applications*, 2014, 41(5):263~273
- 5 Hu S Y, Chen J F, Chen T H. Von: a scalable peer-to-peer network for virtual environments. *IEEE Network*, 2006, 20(4): 22~31
- 6 Buyukkaya E, Abdallah M. VoroGame: a hybrid P2P architecture for massively multiplayer games. *Proceedings of Consumer Communications and Networking Conference*, Las Vegas, NV, 2009
- 7 Gilmore J S, Engelbrecht H A. A survey of state persistency in peer-to-peer massively multiplayer online games. *Parallel and Distributed Systems*, 2012, 23(5): 818~834
- 8 Lui J C S. Constructing communication subgraphs and deriving an optimal synchronization interval for distributed virtual environment systems. *Knowledge and Data Engineering*, 2001, 13(5): 778~792
- 9 Hanawa D, Yonekura T. A proposal of dead reckoning protocol in distributed virtual environment based on the Taylor expansion. *Proceedings of Cyberworlds International Conference*, Lausanne, Switzerland, 2006
- 10 Jiang Jehn-Ruey, Huang Yuli. Scalable AOI-cast for peer-to-peer networked virtual environments. *Proceedings of the 28th International Conference Distributed Computing Systems Workshops(ICDCS'08)*, Beijing, China, 2008
- 11 Albano M, Genovali L, Quartulli A, *et al.* AOI cast by tolerance based compass routing in distributed virtual environments. *Proceedings of Network and Systems Support for Games (NetGames)*, Paris, France, 2009
- 12 Zhou S P, Lee Bu-Sung, Turner S J, *et al.* Time-space consistency in large-scale distributed virtual environments. *Proceedings of ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation*, New York, USA, 2004
- 13 Bradonjić M, Elsässer R, Friedrich T, *et al.* Efficient broadcast on random geometric graphs. *Proceedings of the ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms (SODA 2010)*, PA, USA, 2010
- 14 Penrose M. *Random Geometric Graphs*. Oxford Univ Press, 2003
- 15 Weigend A S, Huberman B A, Rumelhart D E. Predicting the future: a connectionist approach. *International Journal of Neural Systems*, 1990, 1(3)
- 16 Roberts D, Marshall D, Aspin R, *et al.* Exploring the use of local consistency measures as thresholds for dead reckoning update packet generation. *Proceedings of the 9th IEEE International Symposium on Distributed Simulation and Real-Time Applications (DS-RT'05)*, Montreal, Canada, 2005
- 17 Tang X Y, Zhou S P. Update scheduling for improving consistency in distributed virtual environments. *Parallel and Distributed Systems*, 2010, 21(6): 765~777
- 18 Hu S Y, Chang S C, Jiang J R. Voronoi state management for peer-to-peer massively multiplayer online games. *Proceedings of Consumer Communications and Networking Conference*, Las Vegas, USA, 2008
- 19 Dickey C G, Lo V, Zappala D. Using n-trees for scalable event ordering in peer-to-peer games. *Proceedings of the International Workshop on Network and Operating Systems Support for Digital Audio and Video*, New York, USA, 2005: 87~92
- 20 Ahmed D T, Shirmohammadi S. A dynamic area of interest management and collaboration model for P2P MMOGs.

(下转第 98 页)



- 19 Phadke C, Uzunalioglu H, Mendiratta V B, *et al.* Prediction of subscriber churn using social network analysis. *Bell Labs Technical Journal*, 2013, 17(4): 63~75
- 20 Ramsey M S. Exploring models with social network analytics to improve churn prediction of mobile phone operators. Northcentral University, 2013
- 21 Steiner M, En-Najjary T, Biersack E W. Long term study of peer behavior in the KAD DHT. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, 17 (6):1371~1384
- 22 Tembine H, Altman E, ElAzouzi R, *et al.* Evolutionary games in wireless networks. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part B: Cybernetics*, 2010, 40(3):634~646
- 23 姜永, 陈山枝, 胡博. 异构无线网络中基于 Stackelberg 博弈的分布式定价和资源分配算法. *通信学报*, 2013, 34(1):61~68
- 24 李文娇. P2P 网络搭便车行为抑制方法研究. 郑州大学硕士学位论文, 2011
- 25 李勇军, 代亚非. 对等网络信任机制研究. *计算机学报*, 2010(3): 390~405
- 26 Mol J J D, Pouwelse J A, Meulpolder M, *et al.* Give-to-get: an algorithm for P2P video-on-demand. *Proceedings of Multimedia Computing and Networking (MMCN)*, San Jose, California, 2008
- 27 余一娇. 基于文件复制的对等网络搭便车抑制技术研究. 华中科技大学博士学位论文, 2009
- 28 刘建辉, 王君, 冀常鹏等. P2P 中应用平衡机制抑制搭便车行为的研究. *计算机科学*, 2013, 30(7):36~39
- 29 Ramaswamy L, Liu L. Free riding: a new challenge to peer-to-peer file sharing systems. *Proceedings of the 36th Hawaii International Conference, Hawaii, USA*, 2003

[作者简介]



乐光学,男,博士,嘉兴学院教授,主要研究方向为网络与分布式系统。



骆丹,女,江西理工大学硕士生,主要研究方向为网络与分布式系统。



刘建生,男,江西理工大学副教授,主要研究方向为计算机网络、智能计算。

李明明,女,江西理工大学硕士生,主要研究方向为网络与分布式系统。

(收稿日期:2014-08-07)

(上接第 88 页)

Proceedings of 12th IEEE/ACM International Symposium on Distributed Simulation and Real-Time Applications, Vancouver, BC, Canada, 2008: 27~34.

- 21 Stoica I, Morris R, Karger D, *et al.* Chord: a scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications. *Proceedings of the 2001 SIGCOMM Conference*, New York, USA, 2001

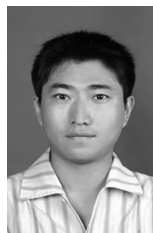


胡华,男,博士,杭州电子科技大学教授,主要研究方向为分布式系统、数据库技术。

[作者简介]



李涛,男,杭州电子科技大学硕士生,主要研究方向为分布式系统。



胡海洋,男,博士,杭州电子科技大学教授,主要研究方向为分布式系统、工作流技术。

(收稿日期:2014-07-20)