

一种自组织的二维元胞自动机网络模型及分析

贺正求¹, 贺建民¹, 张叶琳²

(1. 解放军理工大学 指挥自动化学院, 江苏 南京 210007;

2. 解放军理工大学 通信工程学院, 江苏 南京 210007)

(hzqzyl@163.com)

摘 要:提出了一种自组织的二维元胞自动机网络模型,并研究了网络中的临界特征和长相关性。模型中,每个元胞包含一个路由器和随机数目的终端,并且能独立地根据探测到的网络拥塞状况调节其终端的数据包发送速率。仿真结果表明,在拥塞控制机制的作用下,网络能自组织地工作在临界状态,虽然节点间呈现出明显的异构特征,但节点数据包排队长度在时间和空间上仍都表现出较强的相关性。

关键词:网络模型;自组织;临界特征;长相关;元胞自动机

中图分类号: TP393.01 **文献标识码:** A

Analysis of a self-organized network model based on two-dimensional cellular automaton

HE Zheng-qiu¹, HE Jian-min¹, ZHANG Ye-lin²

(1. Institute of Command Automation, PLA University of Science and Technology, Nanjing Jiangsu 210007, China;

2. Institute of Communication Engineering, PLA University of Science and Technology, Nanjing Jiangsu 210007, China)

Abstract: A self-organized network model based on two-dimensional cellular automaton was presented. We studied the critical characteristic and long-range dependence in the networks. Every cell in the model comprises one router and random number of hosts, and it can regulate the rate of packet release of the hosts according to the congestion state perceived by the cell. It is shown that under the control of the congestion-control-mechanism, the network is poised at critical state, although heterogeneity exists obviously in the nodes, the queue length of the nodes also exhibits strong spatial and temporal correlation.

Key words: network model; self-organized; critical characteristic; long-range dependence; cellular automaton

0 引言

Internet 已经发展成一个由多类业务、多种协议和不同拓扑结构等组成的复杂系统,呈现出更加复杂的动态特性和异构特征。了解这个复杂系统的动态特性对于高效率协议的设计和高性能网络的构建有着重要意义,已经有越来越多的研究人员投入到了对它的研究之中。

文献[1]通过对以太网流量数据的采集和统计分析,首次提出了真实网络流量具有统计上的自相似性。文献[2]通过对网络中数据包往返时延(RTT)的测量,发现 RTT 分布的功率谱呈现 $1/f$ 噪声的特性。后来还有很多研究人员通过对不同的网络进行测量统计或采用不同的分析方法证实并扩展了上述结论^[3]。另一方面,研究人员试图从网络的工作原理或本质特征出发,通过建立具有简单参数的物理模型来分析网络的动态特性以及这些特性可能的形成原因,如随机图模型(random graph topology)、Cayley 树模型、二维格子模型(two-dimensional lattice)等^[8]。元胞自动机用于对网络模型的研究是近几年才发展起来的,它的结构简单,易于在计算机上实现,却有较强的表达复杂关系的能力,已成为复杂系统领域一种重要的研究方法。文献[10]基于元胞自动机提出了一种简单的一维网络模型,表明网络中存在自由流和拥塞两

种相态,传输时延的功率谱在临界状态呈现 $1/f$ 噪声特性。文献[11]提出了一种基于二维元胞自动机的网络模型,并对网络的整体动态特性进行了较为深入的研究。另外,文献[9]提出的非周期边界条件的二维格子网络模型,以及在此基础上提出的各自的改进模型实际上都包含了元胞自动机的思想^[8,9]。

本文在前人相关研究的基础上,提出了一种改进的基于元胞自动机的二维网络模型。主要包含了两个方面的工作:一方面,在每个元胞中设置一个路由器和不同数目的终端,降低了元胞间的相似程度,意在增强网络的异构特征;另一方面,在模型中加入了拥塞反馈机制,节点能根据探测到的拥塞状况来自动调节其数据包的发送速率。

1 模型

文献[7]提出的二维网络模型中,终端分布在边缘,中间节点是路由器,终端只能产生和接收数据包,路由器只能缓存和转发数据包,由于模型是非周期的,所以数据包在网络中的分布不均匀,容易在网络的中心部分造成拥塞。对此,文献[8]、[9]提出了各自的改进模型。文献[8]的模型中,网络中的每个节点既有终端的功能又有路由器的功能,也就是说每个节点是等价的。而文献[9]中的模型,终端和路由器则按

收稿日期:2006-12-26 基金项目:解放军理工大学预研基金项目(0602005)

作者简介:贺正求(1980-),男,湖南益阳人,硕士研究生,主要研究方向:人工智能;贺建民(1965-),男,河南柘城人,副教授,博士,主要研究方向:人工智能、计算机仿真等;张叶琳(1982-),女,湖南益阳人,硕士研究生,主要研究方向:计算机网络。

一定比例随机分布在网络中。文献[11]提出的元胞自动机模型,将网络中每个节点看成是一个元胞,每个元胞同时具备路由器和终端的功能,其思想和文献[8]的模型较为类似。而在本文的模型中,每个元胞包含两层结构:一个路由器和随机数目的终端,这样降低了元胞间的相似程度,增强了网络的异构性,有利于表达网络中的实际情况。

另外,在前面提到的模型中,都未曾考虑拥塞控制这个重要因素,而拥塞控制在实际网络中是不可或缺的,它是确保用户公平竞争网络资源和网络能正常运行的有效手段。文献[12]中提出了一种简单的拥塞控制方法,根据某节点的相邻节点的排队长度大小来调节该节点的发送速率,其对拥塞的探测仅限于局部。这里,我们借鉴真实网络运输层控制协议TCP中的拥塞控制方法,在模型中加入了一种全局性的拥塞控制机制,本文中称之为ATCP(Analog of TCP)。

1.1 模型结构和路由策略

模型设定网络由散布在二维规则格网中的元胞互联组成,每个元胞具有两层结构:路由器和终端,如图1所示。设 L 代表格网中每行/列的元胞数目,则总共有 $N = L^2$ 个元胞,这里就用 L 来表示网络的规模。元胞在格网中的位置可用矢量 \mathbf{r} 表示为:

$$\mathbf{r} = i\vec{c}_x + j\vec{c}_y, i, j \in \{1, 2, \dots, L\} \quad (1)$$

其中 \vec{c}_x 和 \vec{c}_y 为笛卡尔单位矢量。设 $n_k(\mathbf{r})$ 表示每个元胞中包含的终端数量(本文限定 $n_k(\mathbf{r}) \leq 10$)。邻居规则采用冯·诺依曼(von. Neumann)型,即一个元胞的上、下、左、右相邻四个元胞为该元胞的邻居,其邻域可表示为:

$$C(\mathbf{r}) = \{\mathbf{r} - \vec{c}_x, \mathbf{r} + \vec{c}_x, \mathbf{r} - \vec{c}_y, \mathbf{r} + \vec{c}_y\} \quad (2)$$

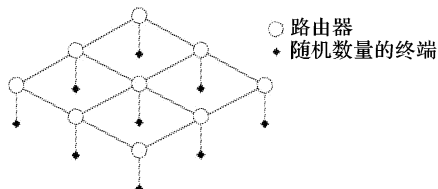


图1 二维元胞自动机网络模型

模型是建立在数据包层次上的。路由器只能缓存和转发数据包,终端只能产生和接收数据包,产生的数据包只包含源地址、目的地址和传播时延等必要信息。每个路由器都有一个不限长度的缓存队列,用来存放来不及转发的数据包。设相邻路由器之间的链路容量为 n_c ,即一个路由器每时步能向相邻路由器转发 n_c 个数据包(本文限定 $n_c = 5$)。每个时步,每个元胞中的终端独立地以当前发送概率 $\lambda(r, t)$ 产生一个数据包,并传送至与之直接相连的路由器缓存中,而路由器则在其缓存中提取最前面的 n_c 个数据包进行转发,不足 n_c 个则全部取出。

在周期边界条件下,对于格网中的两个元胞 $r_1 = (i_1, j_1)$ 和 $r_2 = (i_2, j_2)$,它们之间的距离可按下式计算^[8]:

$$d_p(r_1, r_2) = L - |i_1 - i_2| - \frac{L}{2} - |j_1 - j_2| - \frac{L}{2} \quad (3)$$

实际网络中,源端和目的端之间的数据包传递总是试图找到一条最短或需时最少的路径,模型中的路由策略体现出了这种思想。欲发送数据包的元胞在选择邻居时,总是先通过(3)式计算出与目的元胞距离最近的邻居,如果邻居中离目的元胞距离最近的只有一个,则选择该邻居;如果邻居中离目的元胞距离最近的不止一个,那么就选择其路由器排队长

度最短的邻居;若排队长度又相同,则随机地选取其中的一个邻居。转发过去的数据包排在该邻居路由器缓存队列的最后面,如果有几个元胞同时选中了该邻居,则它们转发过来的数据包随机排序。

1.2 拥塞控制策略 ATCP

在ATCP中,每个元胞能根据所探测到的网络拥塞状况独立地改变其终端的数据包注入速率 $\lambda(r, t)$ 。设 N_{detect} 表示探测周期,则每个元胞每隔 N_{detect} 个时步将发送一个探测数据包,其目的地址随机选定。为了避免给网络增加突发性的额外负担,各元胞发送第一个探测数据包的时机随机确定,从而避免各元胞在同一时步发送这种探测数据包。当收到一个探测数据包,目的元胞就给源端发送一个反馈数据包,反馈数据包的初始传输时延为刚收到的探测数据包的传输时延,同时将这个探测数据包在网络中消除。源端在收到反馈数据包后,首先确定整个往返过程所花费的时延(RTT),然后再按(3)式计算出源端和目的端之间的距离 D 。如果有 $RTT > 2D$,则认为网络已处于拥塞状态,源端的数据包注入速率迅速减小到一个预定的最小值 $\lambda_{min} = 0.001$;如果有 $RTT \leq 2D$,那么就认为网络处于自由流状态,源端数据包注入速率按正常规律增长。

数据包的正常增长规律如下所述。设 $\lambda_{threshold}$ 表示数据包注入速率的一个阈值(本文取 $\lambda_{threshold} = 1/L$),对于一个元胞 r ,在没有收到反馈数据包的情况下,其终端数据包注入速率按下式进行更新:

$$\lambda(r, t+1) = \begin{cases} 2 * \lambda(r, t), & \lambda(r, t) < \lambda_{threshold} \\ \lambda(r, t) + \Delta\lambda, & \lambda(r, t) \geq \lambda_{threshold} \end{cases} \quad (4)$$

其中 $\Delta\lambda$ 是一个很小的值,表示增长的步长,论文中取 $\Delta\lambda = 0.001$ 。由(4)式可知,当元胞没有收到反馈数据包时,如果当前注入速率 $\lambda(r, t)$ 小于阈值 $\lambda_{threshold}$,则下一时步的注入速率将增加一倍;如果当前注入速率 $\lambda(r, t)$ 大于或等于阈值 $\lambda_{threshold}$,则下一时步的注入速率只增加 $\Delta\lambda$ 。而当节点收到一个反馈数据包时,则按前面提到的方法更新注入速率。

由上面的描述可知,ATCP中包含了类似TCP中的慢启动和拥塞避免过程。当一个节点探测到从源端到目的端的链路上有拥塞存在时,就将数据包注入速率迅速降低到 λ_{min} ,进入“慢启动”过程。而在节点没有收到反馈数据包的情况下,数据包注入速率从 λ_{min} 开始按指数规律增长,但当注入速率增长到阈值 $\lambda_{threshold}$ 时,则变为按线性规律增长,每个时步只增加一个 $\Delta\lambda$,进入“拥塞避免”阶段。

1.3 更新规则

模型在执行更新迭代之前,先要进行一个初始化过程:随机确定每个元胞中终端的数量,清空路由器缓存,各元胞的终端数据包注入速率初始化为 $\lambda(r, 0) = \lambda_{min}$,随机确定各元胞发送第一个探测数据包的时机,设定数据包注入速率阈值 $\lambda_{threshold}$ 等。然后所有元胞按照时步做同步更新,其更新规则如下:

1) 每一时步,每个元胞查看是否已到了发送探测数据包的时机,如果到了则发送一个探测数据包。

2) 每一时步,每个元胞中的终端独立地以相同概率 $\lambda(r, t)$ 产生一个数据包,其目的地从其他元胞中随机选取,新产生的数据包被传送到与终端直接相连的路由器上,排在路由器缓存队列的最后面。

3) 每一时步,每个路由器从其缓存队列的最前面取出 n_c 个数据包(如果不足 n_c 个则全部取出),根据1.1中的路由策

略将数据包转发出去。

4) 每一时步,所有数据包的传输时间都增加 1。

5) 如果探测数据包到达目的元胞,目的元胞立即给源端发送一个反馈数据包。当源端收到一个反馈数据包时,则按 1.2 中提到的方法更新数据包注入速率 $\lambda(r,t)$ 。在没有收到反馈数据包时,各元胞则按(4)式更新 $\lambda(r,t)$ 。

6) 如果数据包到达了与目的终端直接相连的路由器,则认为数据包已到达目的地,该数据包就此从系统中移除。

2 仿真结果及分析

2.1 λ 变化规律

首先查看在 ATCP 的拥塞控制下,节点的数据包注入速率是如何变化的。图 2 显示了注入速率的变化规律,这里系统规模 $L = 32, N_{detect} = 85$,模型运行 1 万个时步。其中,图 2(a) 是单个节点 $\lambda(r,t)$ 的变化规律,节点随机选取;图 2(b) 是每个时步所有节点注入速率的平均值 $\langle \lambda(r,t) \rangle$ 的变化规律。由图可知,单个节点的数据包注入速率随时步变化较为剧烈,表明节点在 ATCP 的拥塞控制下在不断地调节自身的注入速率。在没有探测到拥塞时,不断去增大自身的注入速率,试图最大限度地利用网络资源;而当探测到有拥塞发生时,则将注入速率迅速减小,避免在网络拥塞时再注入过多的数据包。而图 2(b) 显示网络的平均注入速率变化相对平稳,保持在 0.06 附近,表明全局负载基本保持稳定,系统工作在某个稳定的状态。

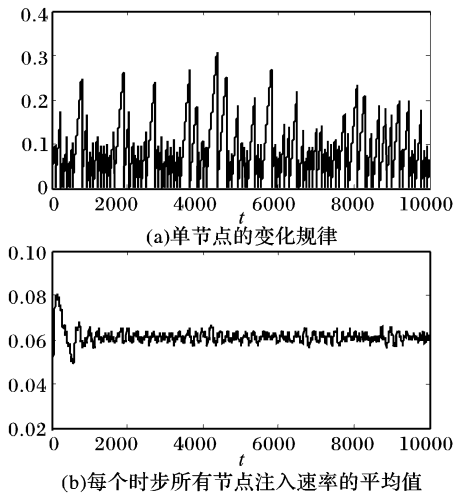


图 2 数据包注入速率的波动规律

数据包注入速率局部的急剧波动和整体上的相对平稳,说明系统平均负载能保持稳定,但局部负载却在不断变化,这或许是网络中存在广泛异构特征的一种体现。网络虽然能自组织在一个相对稳定的状态,但局部 λ 却通过节点的自我调节在不断变化,而正是由于这种自我调节,以及各节点之间的相互协作,使系统朝一个相对稳定的状态演化。这也有助于理解为何在文献[7]等文献的模型中存在一个固定的临界注入速率 λ_c ,而真实网络中负载的分布却是不均匀的。

2.2 临界特征

根据文献[8]中的讨论,在周期边界条件下,数据包注入速率的临界值 $\lambda_c = 2/L$,而临界点附近的平均传播时延 τ 约为 $L/2$,即有 $\tau \propto L$ 。如果模型能自组织地工作在临界状态,各节点的平均注入速率 $\langle \lambda(r,t) \rangle$ 应该与 λ_c 相仿,那么根据排队论中的 Little 定理,对于某时步网络中总的数据包数量 N 有 $N \approx \bar{n}_k \cdot \langle \lambda(r,t) \rangle \cdot \tau \cdot L^2 \approx \bar{n}_k L^2$,即 $N \propto L^2$,其中 \bar{n}_k 表

示各元胞中终端数目 $n_k(r)$ 的均值。另外设 N_{out} 为每时步成功到达目的地的数据包数目, N_{out} 应与每时步新产生的数据包数目相当,即有 $N_{out} \approx \bar{n}_k \cdot \langle \lambda(r,t) \rangle \cdot L^2 \approx 2\bar{n}_k L$,可知 N_{out} 也与系统规模 L 成正比, $N_{out} \propto L$ 。

为此,我们在不同网络规模下进行了仿真试验,其仿真结果如图 3 所示,图中均为双对数坐标。从图中可以看出,数据包平均时延 τ 以及每时步到达目的地的数据包数目 N_{out} 均与网络规模 L 成明显的线性关系,其曲线斜率拟合结果分别为 1.02 和 0.98 左右,非常接近于 1。而每时步网络中的数据包总数 N 与 L 成幂率关系,其曲线斜率拟合结果为 1.99 左右,接近于 2,说明 $N \propto L^2$ 。因此,图 3 较好地验证了上面的推论,说明网络工作在临界状态。

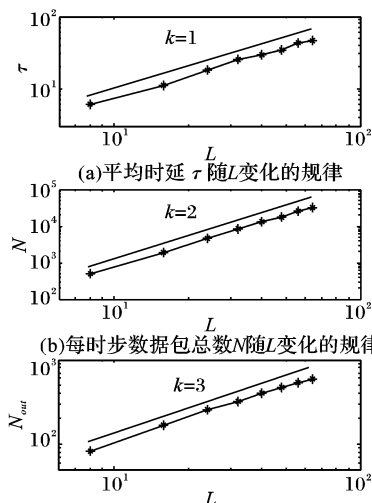


图 3 临界特征

2.3 长相关性

由上文的分析,说明网络工作在临界状态,下面就临界状态下各节点的时空相关特性作进一步的研究。

首先,主要通过数据包平均排队长度累计量的均方涨落函数来分析各节点在时间上的长程相关特性。

设在第 t 时步各节点数据包平均排队长度为 $\bar{q}(t)$,定义

累计量 $y(\tau) = \sum_{t=1}^{\tau} \bar{q}(t)$,那么涨落的均方根可按下式求得:

$$F(\tau) \equiv [\langle (\Delta y(\tau))^2 \rangle - \langle \Delta y(\tau) \rangle^2]^{1/2} \quad (4)$$

其中 $\Delta y(\tau) = y(t_0 + \tau) - y(t_0)$,尖括号表示对所有可能的 t_0 求均值。对于一个稳态时间序列,涨落函数 $F(\tau)$ 和 τ 之间满足幂率关系: $F(\tau) \propto \tau^H$,这里称 H 为 Hurst 指数。当 $H = 1/2$ 时,表示这个时间序列不相关,比如马尔科夫过程;当 $H \neq 1/2$ 时,表示这个时间序列长程相关,即序列的当前状态受过去状态的强烈影响。

另外,由长相关的定义可知,具有长相关特性的随机过程,它的自相关函数是不可积的,表明各独立的很小的长时延相关有着很强的累积效应。而根据功率谱密度的定义,可以知道长相关过程的功率谱密度函数 $S(f)$ 满足: $S(f) \propto f^{-\alpha}$, as $f \rightarrow 0$,其中 $0 < \alpha < 1$ 。因此,也把谱密度在原点处具有幂形式发散的随机过程定义为长相关过程。

仿真试验结果如图 4 所示,图中均为双对数坐标,这里系统运行 10 万步,网络规模 $L = 64$ 。其中,图 4(a) 显示的是平均排队长度时间序列的功率谱密度,可以看出功率谱密度 $S(f)$ 与频率 f 在原点附近存在明显的幂率关系: $S(f) \propto f^{-\alpha}$,对 α 的估计值大约为 0.98 左右,根据长相关的定义可知,平均排队

长度时间序列具有长相关特征。而图4(b)显示的是对应的均方涨落函数的分析结果,图中为双对数坐标,直线斜率等于1,很明显涨落函数 $F(\tau)$ 和 τ 之间满足 $F(\tau) \propto \tau^H$,并且 H 值估计为0.95左右,进一步表明了数据包平均排队长度在时间上长程相关。

另外,通过对不同网络规模下平均排队长度序列的分析,发现其均方涨落函数的 H 值有随网络规模 L 的增大而减小的趋势,这可能是受到了网络规模的影响。随着网络规模的增大,网络中节点数目增多,数据包从源端到目的端需要经过更多的节点,数据包平均排队长度的特性更依赖于网络中的各节点的群体行为,节点间相互局部作用导致的整体影响更加显著。

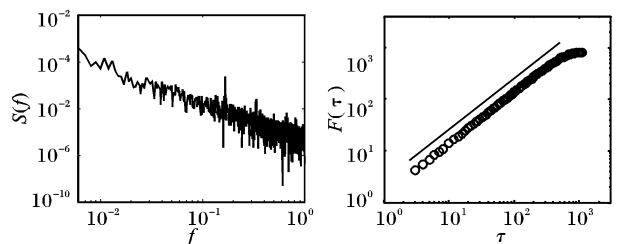


图4 时间相关性分析结果

接下来,从各节点排队长度之间的相关性入手来讨论各节点在空间上的长程相关特性。

网络中,数据包进入某个节点,经排队后通过路由策略又被转发到下一个节点进行排队等待发送,如此反复,直到数据包到达目的地,显然这些排队过程之间存在着某种相关性。这里设任意两个节点 r_1, r_2 排队长度的时间序列为 $n(r_1, t)$ 和 $n(r_2, t)$,那么两个序列之间的相关系数可定义为:

$$C(r_1, r_2) = \text{COV}(r_1, r_2) / \sqrt{D(r_1)D(r_2)} \quad (5)$$

其中 $\text{COV}(r_1, r_2) = E[n(r_1, t)n(r_2, t)] - E[n(r_1, t)]E[n(r_2, t)]$ 是 $n(r_1, t)$ 和 $n(r_2, t)$ 的互协方差, $D(r_1)$ 和 $D(r_2)$ 为各自的方差,相关系数能很好地反映两个随机序列之间的关联程度。

图5是在网络规模 $L=8$,系统运行10万步时得到的各节点排队长度时间序列之间的相关系数图示(图中去掉了自相关系数)。

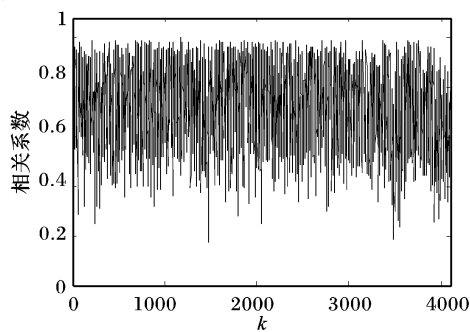


图5 网络规模 $L=8$ 时的相关系数

图5中,纵坐标表示各节点排队长度之间的相关系数值,横坐标 k 表示某个节点与其他所有 L^2-1 个节点的对对应关系,如图5中从 $k=1$ 到 $k=63$ 表示节点(1,1)与其他63个节点的对对应关系,从 $k=64$ 到 $k=126$ 表示节点(1,2)与其他63个节点的对对应关系,以此类推。从图中可以看出,节点间的相关系数值在0.7附近上下波动,均值为0.72左右,部分系数值甚至已经很接近于1,由此可见,各节点排队长度时间序列之间具有较强的空间相关性。

通过以上的分析可知,节点数据包排队长度在时间上和

空间上都表现出较强的相关性,这也是对系统工作在临界状态的进一步说明。

模型中,各节点包含的终端数目不一样,并且独立地调节着自身的发送速率,因而系统的负载并不均匀,呈现出一定的异构特征。然而,每个时步各节点间都在相互传递着大量的数据包,在数据包传递过程中,节点间的局部作用逐渐扩展到全局,大量节点共同协作使系统朝着临界状态演化,节点间的相关行为和整体特性也逐渐显现出来。

3 结语

本文提出了一种改进的二维元胞自动机网络模型,通过在各节点设置不同数目的终端,增强了节点产生数据包数目的随机性,并且各节点能自发地根据探测到的网络拥塞状况调节自身的数据包发送速率。而仿真结果表明,基于ATCP拥塞控制机制,系统能工作在临界状态下,虽然网络呈现出明显的异构特征,但节点行为在时间和空间上仍表现出较强的相关性。

参考文献:

- [1] LELAND WE, TAQQU MS, WILLINGER W, *et al.* On the Self-similar Nature of Ethernet Traffic (extended version) [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1994, 2(1): 1-15.
- [2] CSABAI I. 1/f Noise in Computer Network Traffic [J]. Journal of Physics A: Mathematical and General, 1994, 27(12): 417-421.
- [3] PAXSON V, FLOYD S. Wide-Area Traffic: the Failure of Poisson Modeling [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1995, 3(3): 226-244.
- [4] CROVELLA ME, BESTAVROS A. Self-similarity in World Wide Web Traffic-Evidence and Possible Causes [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1997, 5(6): 835-846.
- [5] WILLINGER W, TAQQU MS, SHERMAN R, *et al.* Self-similarity through High Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1997, 5(1): 71-86.
- [6] CHAKRABORTY D, ASHIR A, SUGANUMA T, *et al.* Self-similar and Fractal Nature of Internet Traffic [J]. International Journal of Network Management, 2004, 14: 119-129.
- [7] OHIRA T, SAWATARI T. Phase Transition in a Computer Network-Traffic Model [J]. Phys. Rev. E, 1998, 58: 193-195.
- [8] FUKS H, LAWNICZAK AT. Performance of Data Networks with Random Links [J]. Mathematics and Computers in Simulation, 1999, 51(1-2): 101-117.
- [9] SOLE RV, VALVERDE S. Information Transfer and Phase Transitions in a Model of Internet Traffic [J]. Physica A, 2001, 289(3-4): 595-605.
- [10] HUISINGA T, BARLOVIC R, KNOSPE W. A Microscopic Model for Packet Transport in the Internet [J]. Physica A, 2001, 294(1-2): 249-256.
- [11] YUAN J, MILLS K. Exploring Collective Dynamics in Communication Networks [J]. Journal of Research of the National Institute of Standards and Technology, 2002, 107(2): 179-191.
- [12] VALVERDE S, SOLE RV. Self-organized Critical Traffic in Parallel Computer Networks [J]. Physica A, 2002, 312(3-4): 636-648.
- [13] YUAN J, MILLS K. A Cross-correlation-based Method for Spatial-temporal Traffic Analysis [J]. Performance Evaluation, 2005, 61(2-3): 163-180.
- [14] 周成虎, 孙战利, 谢一春. 地理元胞自动机研究 [M]. 北京: 科学出版社, 2001.