

Internet 级联动力学分析与建模*

王 健^{1,2}, 刘衍珩^{1,2+}, 张 程^{1,2}, 李成岳^{1,2}

¹(吉林大学 计算机科学与技术学院, 吉林 长春 130012)

²(吉林大学 符号计算与知识工程教育部重点实验室, 吉林 长春 130012)

Analyzing and Modeling Cascading Dynamics of Internet

WANG Jian^{1,2}, LIU Yan-Heng^{1,2+}, ZHANG Cheng^{1,2}, LI Cheng-Yue^{1,2}

¹(College of Computer Science and Technology, Jilin University, Changchun 130012, China)

²(Key Laboratory of Symbolic Computation and Knowledge Engineering of the Ministry of Education, Jilin University, Changchun 130012, China)

+ Corresponding author: E-mail: lyh_lb_lk@yahoo.com.cn, http://ccst.jlu.edu.cn/mcns/liuyanheng

Wang J, Li YH, Zhang C, Li CY. Analyzing and modeling cascading dynamics of Internet. *Journal of Software*, 2010,21(8):2050–2058. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3652.htm>

Abstract: The characteristics of cascading dynamics of Internet are analyzed. Different from betweenness centrality, a congestion function to represent the congested extent of node is proposed to assign a dynamic weight to every node. By introducing the concept of “delay time”, the intergradation between permanent removal and nonremoval is built in order to improve the flexibility of the model. A new evaluation function of network efficiency, based on congestion effects, is given in order to measure the damage caused by cascading failures. Finally, based on Statnet and Webgraph topologies the effects of network structure and size, delay time, processing ability and traffic generation speed on congestion propagation are investigated. The congestion propagation process composed of three phases and some factors affecting transition phenomenon are also uncovered.

Key words: Internet; complex network; cascading failure; congestion effect; propagation model

摘 要: 不同于以往的介数模型,分析了 Internet 级联动力学特点,提出了节点拥塞函数,相当于给每个节点赋予一个动态权值,以表征该节点的拥塞程度.引入延迟时间的概念,在永久删除策略和不删除策略之间建立关联,以增强模型的灵活性.基于拥塞作用建立新的网络效率评估函数,并以此衡量级联故障的严重性.基于同质 Statnet 和异质 Webgraph 两种拓扑,研究不同的拓扑结构、规模、延迟时间、节点处理能力和包产生速率对拥塞传播的影响,揭示出级联故障传播分为 3 个阶段以及影响传播的部分主要因素.

关键词: 互联网;复杂网络;级联故障;拥塞作用;传播模型

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60973136 (国家自然科学基金); the China-British Columbia Innovation and Commercialization Strategic Development under Grant No.2008DFA12140 (国际科技合作与交流专项); the Graduate Innovation Fund of Jilin University of China under Grant 20101029 (吉林大学研究生创新基金); the Europe Cooperation Project under Grant No.155776-EM-1-2009-1-IT-ERAMUNDUS-ECW-L12 (欧盟合作计划)

Received 2008-10-13; Revised 2009-02-24; Accepted 2009-05-21

随着 Internet 拓扑具有无标度特性的发现^[1-3],其安全性受到了更广泛的关注^[4-7].在这种网络中,节点度分布是异质的并服从幂律分布 $P(k) \sim k^{-\gamma}$,其中, k 是节点度, γ 是无标度指数,使得网络中某些节点拥有比其他大多数节点更多的连接,若对这种节点进行攻击,会导致其因过载而效率下降甚至无法正常工作,迫使后续经过该节点的数据包重新路由而绕开拥塞节点.一般而言,这种方法是可行的.但是这种绕行也有可能导路由器下游的其他节点拥塞,从而又会要求更多的数据包绕行,并且有可能导致更多的节点拥塞.网络拥塞逐步传播,从而产生级联故障.而大规模的级联故障一旦发生,则往往具有极强的破坏力和影响力.例如,1986年10月,相隔仅200m的LBL(Lawrence Berkeley Laboratory)与 Berkeley 大学的吞吐量从32Kbps迅速降到了40bps^[8].因此,有必要对 Internet 级联故障的传播机理和建模技术做深入研究.

Watts^[9]提出了一种随机网络上的级联故障模型,规定当某节点周围一定比例的邻居节点失效时,其自身的工作行为也随之改变.Motter 等人^[10]给每个节点分配一定的容量以建模包传输网络中的拥塞传播过程.另外,Motter^[11]和 Gallos^[12]等人提出了一些有效控制级联故障传播的方法.我们提出了一种简单的 Internet 级联故障模型^[13],但缺乏详细的分析结果.目前在大多数研究中,节点负载是通过其介数定义的^[14],过载节点被从网络中永久删除,并且使用故障前后网络正常工作节点数目的比值来衡量级联故障的严重性.但是在许多实际网络中,如 Internet,过载的节点只会延长数据包的通过时间,并不会对网络连通性造成影响.当某个节点因所有邻居节点均失效而成为孤立节点时,虽然它本身仍然能够正常工作,但已经无法向外转发数据包,这种节点也应该被视为失效节点.而且在类似 Internet 的这种传输网络中,介数并不能真实地反映出节点承担的负载量.例如,在经典的 Erdős-Rényi(ER)模型^[15]和 Barabási-Albert(BA)模型^[16]中,对于一个有 N 个节点、平均度为 $\langle k \rangle$ 的网络,二者的平均链路介数分别为^[17] $\langle b \rangle_{ER} \sim \frac{(N-1)\ln(N)}{\langle k \rangle \ln(\langle k \rangle)}$ 和 $\langle b \rangle_{BA} \sim \frac{(N-1)\ln(N)}{\langle k \rangle \ln \ln(N)}$.可见,平均介数是与网络节点数目和平均度有关的,只反映了网络的静态性质,并不体现拥塞对路由的影响,无法根据节点的拥塞状况动态地更改路由,降低了网络的工作效率.在网络运行的过程中,如果拓扑始终保持完整,每个节点或每条链路的介数并不发生改变,则无法表征节点或链路当时真实的负载状况.因此,本文引入了拥塞函数,意在反映节点的动态工作效率.它与节点当时处理的数据包总量和节点容量有关,反映了网络的动态性质.其大小表征节点处理能力的饱和程度,即拥塞程度.本文依据拥塞函数定义了新的数据包路由规则,并进一步定义了新的网络效率函数,对衡量级联故障给 Internet 造成的影响更具实际意义.另外,通过加入延迟时间,在节点永久删除策略和不删除策略之间建立起关联,并基于具有同质性质的 Statnet 和异质性质的 Webgraph 两种拓扑研究不同的节点平均度、拓扑结构、规模、延迟时间、节点处理能力和包产生速率对拥塞传播的影响.

本文第1节给出基于网络拥塞的级联故障传播模型.第2节是实验和结果讨论.第3节是结论和未来工作展望.

1 Internet 级联动力学特点

可能引发 Internet 级联故障的两点原因如下:(1) 负载重分发:每一个节点承载的负载会根据一定的规则,动态地向周围的其他节点分发传递.如果某个节点由于意外事故(如设备损坏或者受到了恶意攻击)而无法继续正常工作,那么本由该节点承载的负载将迅速被重分发到网络中的其他节点.(2) 高负载节点故障:如果一个高负载节点失效,那么原来由它所承载的负载将会被重分发到其他节点.这些额外增加的流量将会使那些容量低的节点所承载的工作负载超过其额定值,这种负载变化有可能引发一系列的宕机和效率下降事件,最终导致的结果将是全网失效.

例如,在 Code-RedII 和 Nimda 病毒爆发时,骤然增加的负载就造成了网络拥塞的大规模传播,可能的原因是应用层事件(如蠕虫)会导致网络层出现异常(如路由表不稳定).该现象的一种合理解释为:

- ① 蠕虫随机地选择目标 IP 进行扫描会导致路由表的缓存被不断地更新;
- ② 无效的目的 IP 地址或端口不可达会产生大量的 ICMP 报文.

2 级联故障传播模型

本文将 Internet 拓扑表示成为一张具有 N 个节点和 E 条边的无向、无权图,记为 $G=(V,M)$. V 代表顶点(节点)的集合, M 代表边(链路)的集合,并定义 $N \times N$ 的邻接矩阵 $[a_{ij}]$. 如果节点 i 与 j 之间有链路直接相连,则 $a_{ij}=1$; 否则, $a_{ij}=0$.

本文规定,在级联故障传播模型中,每一个时间单元内,每一个节点从其他 $N-1$ 个节点中随机选择一个节点作为目的节点,发送 λ 个数据包. 当数据包到达目的节点时随即将其从网络中移除,并采用先进先出的排队规则. 不同于介数模型,本文中节点 i 的负载 $L_i(t)$ 定义为时刻 t 在节点 i 处排队的数据包总和,即

$$L_i(t) = L_i(t-1) + \sum_j x_{ji}(t) - K_i, \forall i, t \geq 1 \quad (1)$$

$$K_i = \left[\frac{k_i}{\langle k \rangle} \right] K, \forall i \quad (2)$$

$$K_i \geq 1, \forall i \quad (3)$$

$$L(t) = \frac{\sum_i L_i(t)}{N} \quad (4)$$

其中, $x_{ji}(t)$ 代表时刻 t 节点 i 的第 j 个邻居发给节点 i 的数据包量, K_i 表示节点 i 单位时间内能够处理的数据包量,由公式(2)和公式(3)保证其取值是大于等于 1 的整数; k_i 为节点 i 的度, $\langle k \rangle$ 为网络的平均度; $K \geq 1$ 为常量,代表节点处理能力的基线. 公式(1)表示节点 i 在 t 时刻的负载为 $t-1$ 时刻的负载加上 t 时刻节点 i 的所有邻居转发给节点 i 的数据包总和,再减去节点 i 自身单位时间内数据包转发量. 从公式(2)中可以看出,节点处理能力与其度的大小成正比,即 $K_i \propto k_i$, 这是因为在 Internet 中,拥有连接多的节点往往数据包处理能力也比较强. $L(t)$ 表示在时刻 t 网络的全局负载水平,为 t 时刻 N 个节点负载的平均值.

类似于文献[10],节点的负载容量定义为与其初始负载 $L_i(0)$ 成正比,即

$$C_i = (1+\alpha)L_i(0), \forall i \quad (5)$$

其中, C_i 代表节点 i 的负载容量,常量 $\alpha \geq 0$ 代表容忍度. 当 $\alpha=0$ 时,对应于每一个节点的临界状态,此时整个网络也处于临界状态; 当 $\alpha > 0$ 时,整个网络处于轻负载的工作状态.

在以往的大多数级联故障模型中,节点通常只有两种状态:正常和过载,而且处于过载的节点被立即从网络中永久删除,网络权重也是被随机设定且恒定不变. 但实际上,在 Internet 这种数据包运输网络中,权重应该是关于流经节点数据量的函数. 因此,本文给每个节点定义一个拥塞函数,相当于给每个节点赋予一个动态的权值,以表征该节点的拥塞程度,即

$$f_i(t) = \begin{cases} 1, & L_i(t) \leq C_i^* \\ 1 + \frac{L_i(t) - C_i^*}{C_i^{**} - C_i^*} (N-1), & C_i^* < L_i(t) \leq C_i^{**} \\ \infty, & L_i(t) > C_i^{**} \end{cases} \quad (6)$$

其中: $f_i(t)$ 代表节点 i 在时刻 t 的拥塞程度; C_i^* 代表节点 i 在轻负载工作时的负载上界,其取值与其具有的资源有关,即

$$C_i^* = \begin{cases} C_i - \frac{1}{K_i} C_i, & K_i \neq 1 \\ L_i(0), & K_i = 1 \end{cases} \quad (7)$$

从公式(2)和公式(7)可以看出, $C_i^* \propto K_i \propto k_i$, 节点处理能力越强,其轻负载工作的上界就越高,缓解拥塞的能力就越强,这样定义避免了由于初始负载分配的随机性导致节点处理能力与负载容量的关系与 Internet 实际情况不一致. C_i^{**} 代表节点 i 过载状态时的负载上界,本文定义其值等于节点负载容量,即

$$C_i^{**} = C_i = (1+\alpha)L_i(0), \forall i \quad (8)$$

公式(6)右边的 3 种情况分别对应节点的 3 种状态:正常(normal)、拥塞(congested)和过载(overloaded),前两者统称为非过载(non-overloaded)节点.当某个节点因所有邻居节点均成为 overloaded 节点而变成孤立节点时,虽然它本身依然能正常工作,但已经无法接收和转发数据包,这种节点也应该被视为失效节点,本文称其为孤立(isolated)节点. overloaded 节点和 isolated 节点统称为失效(disabled)节点,其他节点集合称为非失效(non-disabled)节点. 设 $\tau(s), \forall s \in \{normal, congested, overloaded, isolated, non-overloaded, non-disabled\}$, 表示处于 s 状态的节点数目与网络规模 N 的比值. 在本文中,只有 non-overloaded 节点才有资格成为数据包的目的节点,这类似于一些实际路由协议的工作方式,如 RIP(routing information protocol)协议. 在 RIP 协议中,节点一旦失效,则此次事件将被其邻居通告给网络的其他节点,收到该公告的节点将把包含失效节点的路由从自身的路由表中删除,以至于失效节点不会再收到任何数据包. 不同于以往的模型中简单地将 overloaded 节点永久删除,本文为在 t 时刻进入 overloaded 状态的节点 i 设定一个延迟时间 Δt , 在 Δt 内,节点 i 无法接收和转发数据包,已经承载的负载 $L_i(t)$ 一律丢弃,这相当于网元设备(路由器等)的重起过程. 经过 Δt 之后,节点恢复到 normal 状态,并令 $L_i(t+\Delta t)=0$, 但 C_i 不变. Δt 的取值大小反映出节点(路由器等)重起时间与级联故障传播时间的比值,比值越接近 1, Δt 值越大,反之亦然. 当 $\Delta t \rightarrow \infty$ 时,等价于永久删除策略, $\Delta t \rightarrow 0$ 时,等价于不删除策略^[18], 这样便在二者之间建立起关联,增加了模型的灵活性. 不同于以往的最短路径路由策略(shortest path, 简称 SP), 本文基于拥塞函数并受 IGRP(interior gateway routing protocol)路由协议的启发,采用新的路由规则:两节点之间的最优路径是其所有路径中 f 值之和最小的节点序列,即

$$\bar{P}_{ij}(t) = \{i, \dots, n, \dots, j\}, \forall i, j \tag{9}$$

$$\psi_{P_{ij}}(t) = \sum_p f_p(t), p \in P_{ij}(t) \tag{10}$$

$$\text{s.t. } \psi_{\bar{P}_{ij}}(t) = \min\{\psi_{P_{ij}}(t)\} \tag{11}$$

其中, $\bar{P}_{ij}(t)$ 代表节点 i, j 之间在时刻 t 最优路径上的节点集合, $P_{ij}(t)$ 代表节点 i, j 之间在时刻 t 的可行路径, $\psi_{P_{ij}}(t)$ 代表路径 P_{ij} 上所有节点在时刻 t 的 f 值之和. 如果最优路径上的所有节点都处于 normal 状态,即 $f_n(t)=1, \forall n \in \bar{P}_{ij}(t)$, 则最优路径的 f 值总和等于 SP 策略值; 如果节点 n 处于 overloaded 状态,即 $f_n(t)=\infty$, 那么包含该节点的路径集合 P_{ij} 的各路径 f 值之和均为无穷大,该路径将不会被选择,直到延迟时间 Δt 结束后, $f_n(t+\Delta t)=1$, 包含节点 n 且 Δt 内该路径上的其他节点都没有发生过载的路径成为备选有效路径,才有可能被重新选择. 由公式(9)~公式(11)选择出的路径是具有象征意义的,代表着此刻拥塞程度最小、传输效率最高的路径. 当传输到下一跳时,重新进行公式(9)~公式(11)规定的寻路过程. 这类似于 QoS 路由,力求寻找到一条在可用性、时延、抖动和丢包率上都能得到最佳保证的路径. 而传统的 SP 路由协议容易导致多条数据流选用同一路径,进而可能使部分网络出现拥塞,而网络的其他部分仍有可用资源,极大地浪费了网络资源. 本文提出的路由策略正是希望避免这一点,象征着整条链路的实时工作效率,而非绝对指标. 当在节点 i, j 之间存在多条 f 值相等的路径时,随机选择一条进行转发(根据文献[19],随机性策略可以比确定性策略更有效地降低网络负担).

从公式(10)中可以看出, $\psi_{\bar{P}_{ij}}^{-1}(t)$ 代表路径 $\bar{P}_{ij}(t)$ 在时刻 t 通信的难易程度,即链路效率. 其值越大,链路效率就越高,节点 i, j 之间的通信也就越容易;反之亦然.

以往大多数研究中采用的网络效率定义为 $U(G) = \frac{1}{N(N-1)} \sum_{i \neq j \in G} \frac{1}{d_{ij}}$ ^[20], d_{ij} 表示节点 i, j 之间的最短路径长度.

这种定义方法无法反映出拥塞对网络效率的影响. 不同于上述定义方法,本文定义整个网络 G 在时刻 t 的效率 $U_G(t)$ 为每条通信链路效率的平均值,即

$$U_G(t) = \frac{1}{N(N-1)} \sum_{i \neq j \in G} \frac{1}{\psi_{\bar{P}_{ij}}(t)} \tag{12}$$

使用级联故障传播稳定后的 $U_G(t)$ 来衡量级联故障的破坏力,而不是使用通常的级联故障发生后的最大连通子图的节点数与网络最初的节点数之比^[21], 主要原因是:在本文使用的模型中, overloaded 节点并不会被从网

络中永久移除,而只是将其 f 值设置为无穷大, Δt 时间后仍然恢复到 normal 状态.所以,级联故障发生前后的网络规模并不发生改变,只是通信效率受到了影响.

3 实验与讨论

类似于文献[22],本文主要考虑两种拓扑结构:同质的 Statnet 拓扑和异质的 Webgraph 拓扑,生成算法与文献[22]相同.这两种拓扑在连通性(connectivity)、中心性(centrality)、聚类(clustering)和相关性(correlations)等方面具有许多不同点,二者详细的定量分析在文献[22]中给出.图 1 给出了二者网络规模为 1 000 个节点的示例,对应的节点度分布和聚类分布显示如图 2 所示.图 2(a)中,Statnet 度分布可表示为 $Y=-14.95106+29.28276X-14.31849X^2$;Webgraph 的度分布直线斜率为-1.3,相应的幂指数为 2.3.从图 2(a)中可以看出,Statnet 具有指数衰减的度分布特征,而 Webgraph 则表现出典型的幂律特征.从图 2(b)中可以看出,Webgraph 具有比 Statnet 更高的平均聚类系数.本文的各实验结果都是 50 次以上的平均值.采用类似于文献[11]中引发级联故障的方法,将 $q\%$ 的 f 值最大的节点状态变为 overloaded,即 $f=\infty$,由此引发的全局级联故障即 $1-U_G(t)=O(1)$.

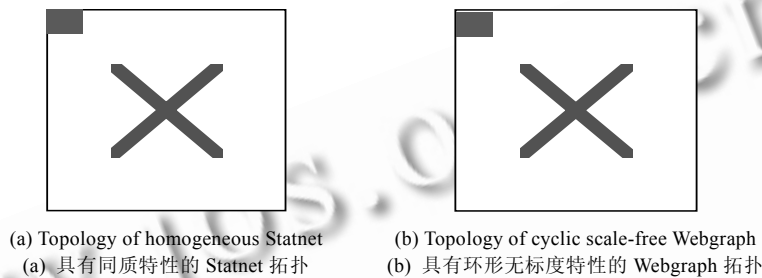


Fig.1
图 1

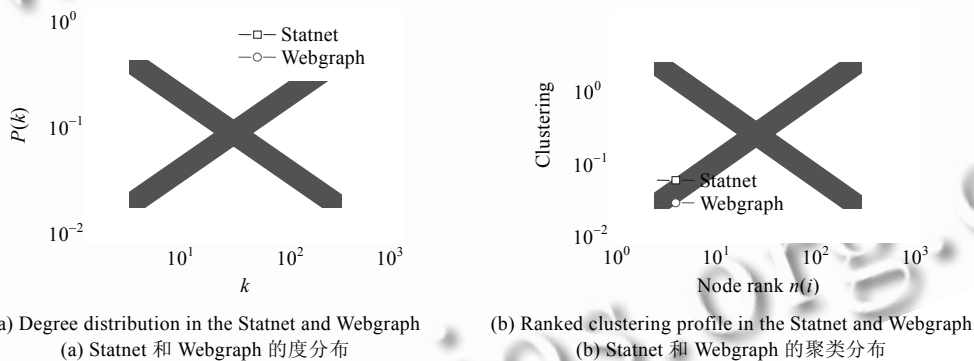


Fig.2 Degree distribution and ranked clustering profile in the Statnet and the Webgraph shown in Fig.1

图 2 图 1 中的 Statnet 和 Webgraph 的度分布和聚类分布

首先考察不同的网络平均度对级联故障传播的影响,如图 3 所示(其中, $N=150, \alpha=0.2, \lambda=1, K=1, \Delta t=\infty, iterations=200$).从图 3(a)和图 3(b)中可以看出,在 Statnet 和 Webgraph 拓扑中, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $\tau(\text{non-overloaded})$ 都会随着平均度(k)的增加而提高.并且在 Webgraph 拓扑中, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $\tau(\text{non-overloaded})$ 都高于 Statnet 拓扑,这主要得益于 Webgraph 具有的幂律度分布特征.在图 3(c)中, $\tau(\text{isolated})$,即 $\tau(\text{non-overloaded})$ 和 $\tau(\text{non-disabled})$ 之差,在两种拓扑中都会随着平均度(k)的增加而下降.当平均度(k)不大时, $\tau(\text{isolated})$ 在 Webgraph 中高于在 Statnet 中,这主要是因为幂律度分布特性使得 Webgraph 在面对恶意攻击时比 Statnet 更容易被分隔成若干个区域.随着网络平均度(k)的增加,连通性提高,使得在两种拓扑中的 $\tau(\text{isolated})$ 逐渐减小至 0.但是,当平均度(k)不大时, $\tau(\text{non-overloaded})$ 和 $\tau(\text{non-disabled})$ 显然存在差别,如果不考虑 isolated 节点而仅考虑 overloaded 节点,则将给实验结果

带来较大偏差.因此,本文后续实验均关注 non-disabled 节点.在图 3(d)中,类似 $\tau(\text{non-overloaded})$ 和 $\tau(\text{non-disabled})$ 的情况,随着 $\langle k \rangle$ 的增加,网络效率 $U_G(t)$ 逐渐提高.基于网络效率 $U_G(t)$ 的衡量,级联故障在 Statnet 拓扑中具有更大的破坏力.对比图 3(a)和图 3(d), $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 具有相似的变化趋势,所以,当延迟时间 $\Delta t = \infty$ 时,在衡量级联故障的破坏力时,二者具有等同的效果.

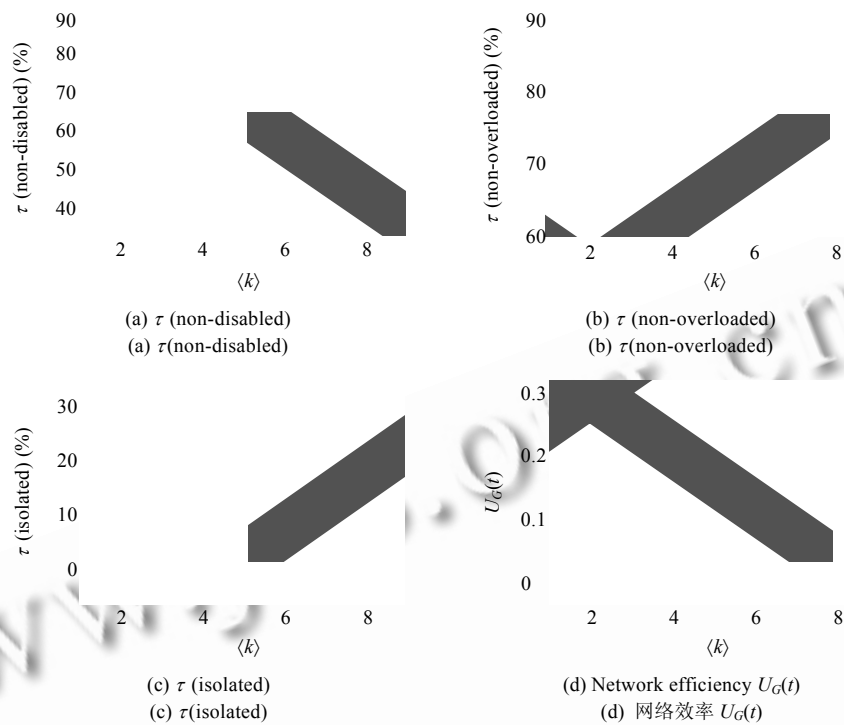


Fig.3 Effects of different $\langle k \rangle$ on $\tau(\text{non-disabled})$, $\tau(\text{non-overloaded})$, $\tau(\text{isolated})$, and $U_G(t)$ based on the Statnet and the Webgraph after cascading failures propagation reaches stabilization

图 3 级联故障传播稳定后,基于 Statnet 和 Webgraph,不同网络拓扑平均度 $\langle k \rangle$ 对 $\tau(\text{non-disabled})$, $\tau(\text{non-overloaded})$, $\tau(\text{isolated})$ 和网络效率 $U_G(t)$ 的影响

从图 4(a)和图 4(b)(其中, $\alpha=0.2, \lambda=1, K=1, \Delta t=\infty, \langle k \rangle=4, \text{iterations}=200$) 中可以看出,在 Statnet 模型和 Webgraph 模型中都会发生全局性的级联故障,并且传播过程可分为 3 个阶段:

- (1) 慢启动:当网络受到微扰时,最初受到影响的节点数目较少,即 disabled 节点较少,级联故障的传播速度缓慢.
- (2) 快速传播:随着级联故障的发展,全局负载的重新分布加剧,受到影响的节点数目呈指数级增长,传播过程从慢启动相进入快速传播相.
- (3) 饱和:随着级联故障的进一步发展,isolated 节点增多,网络的全局负载水平降低.最终,级联故障的传播进入饱和相.

这个结论与文献[21]相符.另外,网络规模 N 与级联故障的传播也有一定的关系.在 Statnet 拓扑中,网络的稳定性随着 N 的增大而有所提高;而在 Webgraph 拓扑中,情况则正相反.类似于文献[7],在后续实验中,本文设网络规模 $N=150, \langle k \rangle=4$, 拓扑为 Webgraph 模型,原因有 3 点:① Internet 拓扑具有无标度特性;② 后续实验的目的是揭示模型各参数对级联故障传播的影响,相对较小的系统可被看作是 Internet 主干网络(Backbone)的模拟,足以获得有意义的统计特征;③ 由于硬件条件限制和 f 值运算的时间复杂度,本文使用的级联故障模型需要较长的运行时间.

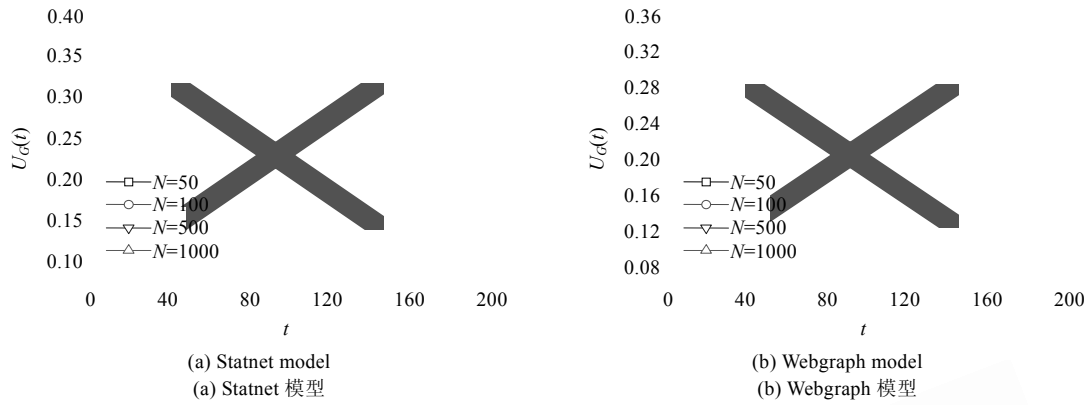


Fig.4 Effects of topology on propagation process of cascading failures

图4 不同拓扑下的级联故障传播过程

不同的延迟时间 Δt 对级联故障传播的影响如图5所示(其中, $\alpha=0.2, \lambda=1, K=1, iterations=200$,虚线表示平均值,内图表示 $\Delta t=0$ 和 $\Delta t=4$ 时数据的标准差).

从图(5)中可以看出, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 对 Δt 变化的反应很一致.随着延迟时间 Δt 的增加, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 均会下降,即 $\tau(\text{non-disabled}) \propto \Delta t, U_G(t) \propto \Delta t$.当 $\Delta t=0$ 时,表示当节点 i 在 t 时刻达到 overloaded 状态时,立即丢弃所有负载并变为 normal 状态,即如果 $f_i(t)=\infty$,则 $f_i(t)=1$.这时,由于在级联故障传播过程中,网络拓扑变化较小,所以 $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 都比较稳定;随着 Δt 的增加($\Delta t=4$),网络拓扑动态变化加大, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 抖动严重,系统性能急剧下降,即平均值下降. Δt 越大,这种抖动越强,即标准差升高.这是由于 Δt 越大,disabled 节点越多造成的.在 Δt 期间,无论 Δt 取值如何, $U_G(t)$ 都比较稳定;当 Δt 结束后, $\tau(\text{non-disabled})$ 升高, $U_G(t)$ 也随之升高;当节点再次变为 disabled 状态时, $U_G(t)$ 再次下降,这表明系统性能的稳定性和网络规模的稳定性是相关的.

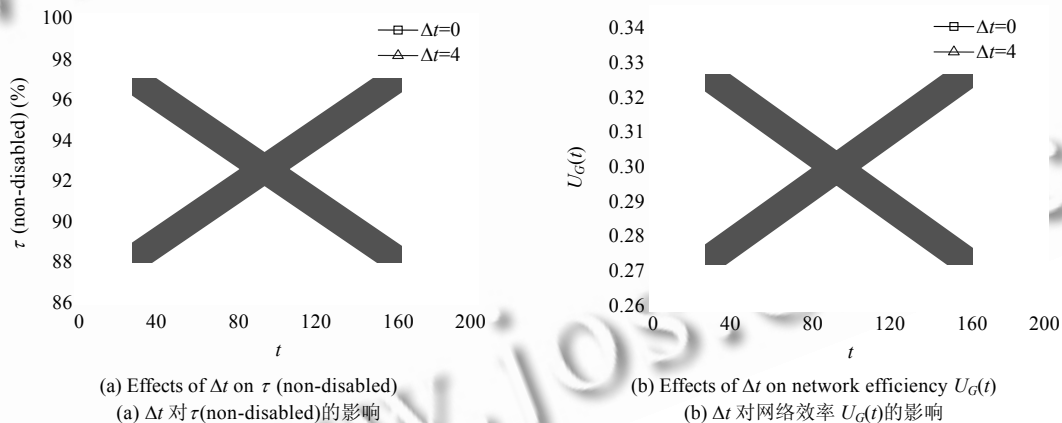
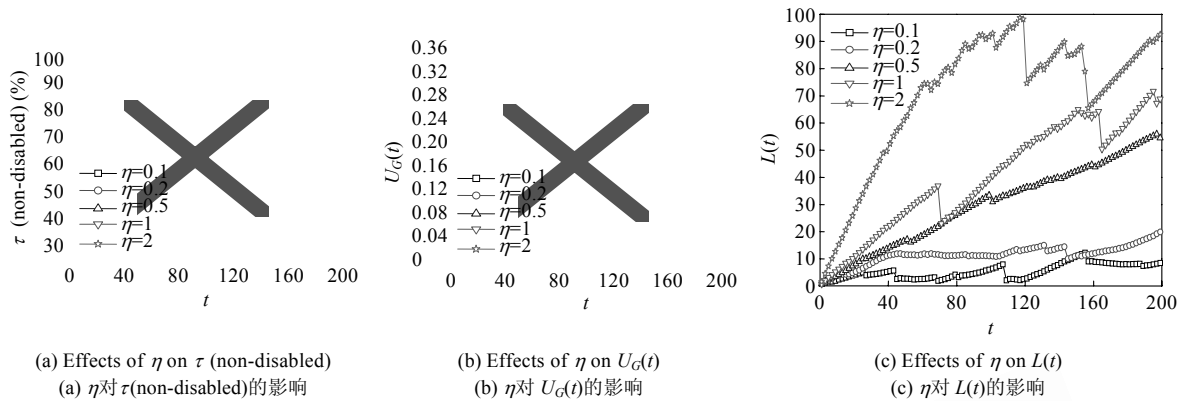


Fig.5 Effects of Δt on cascading failures propagation

图5 不同 Δt 对级联故障传播的影响

不同的包产生速率 λ 与节点处理能力 K 对级联故障传播的影响.不同于以往的研究中单独考虑二者对拥塞传播的影响^[23],鉴于 λ 和 K 是相互作用的一对参数,本文设 $\eta=\lambda/K$,称为压力参数,表示全局负载对整个网络的压力,如图6所示(其中, $\Delta t=\infty, \alpha=0.2, iterations=200$).

由图6可以看出,当级联故障传播稳定时, $\tau(\text{non-disabled})$ 和 $U_G(t)$ 对不同的 η 反应一致,都是随着 η 的减小而提高,即 $\tau(\text{non-disabled}) \propto \eta^{-1}, U_G(t) \propto \eta^{-1}$.但 $L(t)$ 则与 η 成正比,即 $L(t) \propto \eta$.压力参数 η 越高,网络平均负载就越高,级联故障也就越容易造成更大的破坏力.

Fig.6 Effects of η on cascading failures propagation图 6 不同 η 对级联故障传播的影响

4 结论和未来工作

Internet 系统持续不断地受到各种形式的微扰,导致系统的运行状态在平衡态附近震荡,当这种震荡足够强烈时就会发生大规模的级联故障.本文基于网络拥塞提出了一种级联故障传播模型,在该模型中引入了拥塞函数和延迟时间,全局负载随着节点的状态改变而动态地变化,并定义了网络效率评估函数.仿真实验表明,在同质的 Statnet 拓扑中,网络的稳定性随着网络规模的增加而提高,而在异质的 Webgraph 中则相反.在两种网络中,级联故障的传播都可以分为慢启动、快速传播和饱和 3 个阶段;延迟时间的增加将使得网络稳定性下降,性能抖动加剧;包产生速率和节点处理能力之比对拥塞传播具有同样的影响.

在一些实际的复杂网络中,容量和负载之间的非线性关系被揭示出来^[24].由于网络流量的波动,小容量设备容易产生更大比例的空闲容量.这些结果有助于提高对复杂通信和运输系统中的网络进化和微扰影响的了解.面对级联故障对 Internet 安全的巨大威胁,理论建模只是研究的第一步,对其预防、检测和传播控制的研究也同样重要.下一步工作将主要集中研究 Internet 级联故障的在线检测和控制技术以及高效的路由机制.

References:

- [1] Faloutsos M, Faloutsos P, Faloutsos C. On power-law relationships of the Internet topology. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 1999,29(4):251-262. [doi: 10.1145/316194.316229]
- [2] Siganos G, Faloutsos M, Faloutsos P, Faloutsos C. Power-Laws and the AS-level Internet topology. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2003,11(4):514-524. [doi: 10.1109/TNET.2003.815300]
- [3] Jiang Y, Fang BX, Hu MZ, He RQ. An example of analyzing the characteristics of a large scale ISP topology measured from multiple vantage points. Journal of Software, 2005,16(5):846-856 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/16/846.htm> [doi: 10.1360/jos160846]
- [4] Albert R, Jeong H, Barabási AL. The Internet's Achilles' heel: Error and attack tolerance of complex networks. Nature, 2000, 406(6794):378-382. [doi: 10.1038/35019019]
- [5] Cohen R, Erez K, Ben-Avraham D, Havlin S. Breakdown of the Internet under intentional attack. Physical Review Letters, 2001, 86(16):3682-3685. [doi: 10.1103/PhysRevLett.86.3682]
- [6] Chan DB, Young CS. Infection dynamics on the Internet. Computers & Security, 2005,24(4):280-286. [doi: 10.1016/j.cose.2005.03.004]
- [7] Wu JJ, Gao ZY, Sun HJ. Effects of the cascading failures on scale-free traffic networks. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2007,378(2):505-511. [doi: 10.1016/j.physa.2006.12.003]
- [8] Jacobson V, Karels MJ. Congestion avoidance and control. ACM Computer Communications Review, 1988,18(4):314-329. [doi: 10.1145/52325.52356]

- [9] Watts DJ. A simple model of global cascades on random networks. Proc. of the National Academy of Sciences of USA, 2002,99(9): 5766–5771. [doi: 10.1073/pnas.082090499]
- [10] Motter AE, Lai YC. Cascade-Based attacks on complex networks. Physical Review E, 2002,66(6):065102. [doi: 10.1073/pnas.082090499]
- [11] Motter AE. Cascade control and defense in complex networks. Physical Review Letters, 2004,93(9):098701. [doi: 10.1103/PhysRevLett.93.098701]
- [12] Gallos LK, Cohen R, Argyrakis P, Bunde A, Havlin S. Stability and topology of scale-free networks under attack and defense strategies. Physical Review Letters, 2005,94(18):188701. [doi: 10.1103/PhysRevLett.94.188701]
- [13] Wang J, Liu YH, Zhu JQ, Mi LM. Simple cascading failures model of Internet. Journal of University of Shanghai for Science and Technology, 2008,30(3):215–220 (in Chinese with English abstract).
- [14] Brandes U. A faster algorithm for betweenness centrality. Journal of Mathematical Sociology, 2001,25(2):163–177.
- [15] Bollobás B. Random Graphs. 2nd ed., London: Academic Press, 1998.
- [16] Barabási AL, Albert R. Emergence of scaling in random networks. Science, 1999,286(5439):509–511. [doi: 10.1126/science.286.5439.509]
- [17] Shen B, Gao ZY. Dynamical properties of transportation on complex networks. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2008,387(5-6):1352–1360. [doi: 10.1016/j.physa.2007.10.035]
- [18] Zheng JF, Gao ZY, Zhao XM. Modeling cascading failures in congested complex networks. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2007,385(2):700–706. [doi: 10.1016/j.physa.2007.07.031]
- [19] Ohira T, Sawatari R. Phase transition in computer network traffic model. Physical Review E, 1998,58(1):193–195. [doi: 10.1103/PhysRevE.58.193]
- [20] Latora V, Marchiori M. Efficient behavior of small-world networks. Physical Review Letters, 2001,87(19):198701. [doi: 10.1103/PhysRevLett.87.198701]
- [21] Wu JJ, Sun HJ, Gao ZY. Cascading failures on weighted urban traffic equilibrium network. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2007,386(1):407–413. [doi: 10.1016/j.physa.2007.08.034]
- [22] Tadić B, Rodgers GJ, Thurner S. Transport on complex networks: Flow, jamming and optimization. Int'l Journal of Bifurcation and Chaos, 2007,17(7):2363–2385. [doi: 10.1142/S0218127407018452]
- [23] Cholvi V. Dissemination of information in complex networks with congestion. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2006,366:571–577. [doi: 10.1016/j.physa.2005.10.030]
- [24] Kim DH, Motter AE. Resource allocation pattern in infrastructure networks. Journal of Physics A: Mathematical and Theoretical, 2008,41(22):224019. [doi: 10.1088/1751-8113/41/22/224019]

附中文参考文献:

- [3] 姜誉,方滨兴,胡铭曾,何仁清.大型 ISP 网络拓扑多点测量及其特征分析实例.软件学报,2005,16(5):846–856. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/16/846.htm> [doi: 10.1360/jos160846]
- [13] 王健,刘衍珩,朱建启,糜利敏.一种简单的 Internet 级联故障模型.上海理工大学学报,2008,30(3):215–220.



王健(1981—),男,黑龙江加格达奇人,博士生,讲师,主要研究领域为复杂网络,网络安全.



张程(1984—),男,硕士,主要研究领域为复杂网络.



刘衍珩(1958—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为计算机网络安全,网络管理,移动 IP 和 QoS,传感器网络.



李成岳(1985—),男,硕士生,主要研究领域为网络安全.