

一种基于仿生学的 MANET 拥塞节点 自适应回避路由协议

黄 琼¹, 尹鹏飞^{1,3}, 阳小龙², 徐 杰³, 隆克平²

(1. 重庆邮电大学移动通信技术重点实验室, 重庆 400035; 2. 北京科技大学计算机与通信工程学院, 北京 100083;
3. 电子科技大学光互联网及移动信息网络研究中心, 四川成都 610054)

摘 要: 针对 MANET 中出现的因节点拥塞而导致路由不稳定、频繁重路由等问题, 本文借鉴大肠杆菌培育过程中对营养液浓度变化的新陈代谢自适应调节行为和其数学描述模型 ARAS, 提出了一种新的拥塞节点自适应回避的 MANET 路由协议 ATAR, 其主要思路是: 将节点缓存队列信息(可反映该节点拥塞程度)和目的端反馈包跳数信息(可反映该节点到目的端的路径长短)归一化处理后定义为节点的适应值, 并将其映射为菌体的成长速率; 再在随机性上修正了原始描述模型 ARAS, 并用其分别计算该节点的所有邻节点若被当作它到目的端路由的下一跳节点时, 它们各自对该路由性能的改善度, 然后选择其中改善度最大的邻节点作为其下一跳节点, 以自适应避开拥塞的邻节点, 同时选择较短路径。仿真结果比较显示: ATAR 突发大时延发生概率明显较小, 具有更低的数据包平均端到端延迟, 数据分组投递率也得到提高, 体现出 ATAR 拥塞避免的策略优势较大, 并且还观察到 ATAR 负载均衡程度也优于 AODV, 瓶颈节点承担的负载差异较 AODV 小 54%。

关键词: 仿生学; 自适应; 拥塞丢包; 路由协议; 大肠杆菌

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 0372-2112 (2012) 04-0710-07

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.3969/j.issn.0372-2112.2012.04.014

A Bio-Inspired Adaptive MANET Routing to Circumvent Congestion Nodes

HUANG Qiong¹, YIN Peng-fei^{1,3}, YANG Xiao-long², XU Jie³, LONG Ke-ping²

(1. Key Laboratory of Mobile Communication Technology, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China;

2. School of Computer and Communications Engineering, University of Science & Technology Beijing, Beijing 100083, China;

3. Research Centre for Optical Internet & Mobile Information Networks, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu, Sichuan 610054, China)

Abstract: Traditional Ad Hoc network routing protocols are mainly based on the condition “Shortest Path”, and possibly form many congestion nodes to cause routing instability and re-routing. To this point, this paper proposed a new bio-inspired adaptive routing protocol (ATAR) based on a mathematic model ARAS which is originally a model for its host *Escherichia coli* cells to adapt to changes in the availability of a nutrient. In this paper, queue buffer of routing node and hop count of feedback are defined as a new metric, fitness, which represents the comprehensive factor of congestion level and the length of routing path. We map the fitness of neighbors of routing node to the cell volume growth speed in the improved ARAS model, and calculate the state values of neighbors with the model. Then, the routing node selects the next hop according to the maximum. Using this method, we can adaptive to choose a leisurely node as the next hop with shorter path.

Key words: bio-inspired; adaptive; congestion; routing protocol; *Escherichia coli*

1 引言

Mobile Ad Hoc Network (MANET) 特殊的组网方式使

得固定网络和有中心无线网络的很多路由协议无法直接被它采用, 因而迫切需要设计专门适用于 MANET 的路由协议。学者从自然界中存在的自适应和学习进化机

收稿日期: 2011-03-11; 修回日期: 2012-02-08

基金项目: 国家 973 重点基础研究发展计划 (No. 2007CB310706, No. 2012CB315905); 国家自然科学基金 (No. 60873263, No. 60932005, No. 61172048, No. 61100184, No. 60972070); 重庆市教委科学技术研究项目 (No. KJ100514); 四川省青年基金 (No. 09ZQ026-032); 教育部新世纪优秀人才计划基金 (No. NCET-09-0268)

制得到启迪,将其抽象为数学模型或算法^[1-3]并应用于路由协议设计中,如基于蚁群优化算法的 AntHocNet、ARA^[1]等.文献[4]还对大肠杆菌培育过程中表现出的对营养液浓度变化而触发操纵子调控相应蛋白质合成的新陈代谢自适应行为,给出了相应的数学描述模型 ARAS(Adaptive Response by Attractor Selection).文献[5,6]利用该模型提出了一种仿生路由协议 MARAS(Routing Decision with ARAS),与传统的按需路由协议 AODV^[7]相比,MARAS 路由更能适应拓扑结构的变化,并增强网络对链路故障的鲁棒性.然而它们仍存在诸多不足,典型的有:AODV 和 MARAS 在路由过程只以“最短路径”作为评判标准,将目的端反馈包的“跳数”作为更新路由信息的唯一参数,而没有考虑重负载节点的拥塞^[8]对路由稳定性^[9]的影响.另外,它们也没有考虑网络中各移动节点间如何均衡地分配路由任务,使得多条不同路径汇聚到一些热节点,形成局部的“热点区域”,而导致路由下一跳极可能是拥塞的瓶颈节点.而拥塞反过来又将影响路由的稳定,致使频繁地重路由,触发更多的控制分组而加剧网络拥塞程度,极大地影响网络性能.

针对上述问题,本文提出了一种自适应回避拥塞节点选择的路由协议 ATAR(Adaptive routing to circumvent congestion nodes with ARAS).ATAR 将节点缓存队列信息用于感知路由路径的负载程度,用目的端反馈包的跳数值衡量路由路径的长短,并对两者归一化处理后定义为适应值,用以反映节点拥塞程度和组成路由路径的长短,并以反馈回各中间节点适应值的方式作为路由更新的重要途径,从而在路由过程中既能考虑到节点拥塞因素,又能保留 AODV 等最短路径的特性.同时,ATAR 也借鉴大肠杆菌的自适应调节行为,将路由节点的邻节点在路由过程中获取的适应值映射为菌体的成长速率,使得路由节点在修复阶段能通过改进后减少了随机性的 ARAS 模型自适应地选择空闲资源较多的节点,缓解拥塞节点的负载压力,实现网络业务流的均衡分布和均衡传输.

2 大肠杆菌代谢过程描述模型 ARAS

在文献[4]中,菌体新陈代谢过程中均衡的稳定状态称为 attractor,成长速度称为活力(activity)值 α .菌体在代谢过程中会产生两种作用相互抑制的操纵子(operon),可分别用于合成菌体生存所必需的两种营养液.当外界因素或菌体自身代谢导致其中一种营养液缺失后,活力值减少,促使对应的操纵子调控相应的信使核糖核酸 mRNA(messenger RNA)的合成,从而使得 DNA 控制缺失营养液的蛋白质生成,并抑制另外一种的合成,使得两种营养液浓度重新达到平衡,最终活力

值恢复到一个较高水平.这种代谢过程并非是一种遵守预定义规则的行为,而是菌体在生存环境恶化的情况下自适应的代谢调整,做出 attractor selection 的行为,故称为“Adaptive Response by Attractor Selection”,简称 ARAS^[4].

2.1 数学模型 ARAS

文献[4]用数学模型及相关定义描述了上述 2 维的 attractor selection 系统:

$$\begin{cases} \frac{dm_1}{dt} = \frac{s(\alpha)}{1+m_2^2} - d(\alpha)m_1 + \eta_1 \\ \frac{dm_2}{dt} = \frac{s(\alpha)}{1+m_1^2} - d(\alpha)m_2 + \eta_2 \end{cases} \quad (1)$$

其中 m_1 和 m_2 分别指两种操纵子调控的蛋白质的合成度; $s(\alpha)$ 、 $d(\alpha)$ 分别指菌体对蛋白质的合成和分解的系数; η 为基因网络的高斯白噪声.

Leibnitz 和 Wakamiya 等人^[5,6]将其从 2 维扩展到了 M 维,并用于 MARAS 路由算法中:

$$\begin{cases} dm_1/dt = f(m_1, \dots, m_M) \times \alpha + \eta_1 \\ \dots \\ dm_M/dt = f(m_1, \dots, m_M) \times \alpha + \eta_M \end{cases} \quad (2)$$

它将路由节点的 M 个邻节点定义为 M 个 attractors,其中 $m_i (1 \leq i \leq M)$ 为选择第 i 个邻节点作为下一跳的概率; η_i 为噪声,即干扰或影响路由收敛性和稳定性的各种因素或事件;活力值 $\alpha (0 \leq \alpha \leq 1)$ 定义为当前路由的好坏或稳定程度,其值由目的端发回的反馈包中跳数值进行相关计算后得到.路由的下一跳选择主要由方程组的解决定.当路由路径变长或中断时, α 减少趋于 0,使得式(2)中 $f(m_1, \dots, m_M) \times \alpha$ 的值变小,导致 η_i 成为影响路由选择的主要因素,路由节点采用 random walk^[5,6]的随机方式选择下一跳.当路由路径较好时, α 较大,从而阻止 η_i 对系统的影响,使得方程组中有 $M-1$ 个极小值,1 个极大值,其中极大值为当前路由由节点所选邻节点对应的概率值,从而维持当前路由路径,转发数据.

2.2 在随机性上对 ARAS 模型的修改

在 Leibnitz 方法中,当路径较长时,活力值减少, η 将驱使节点随机选择一个邻节点作为其路由的下一跳.显然,该方式的随机性较强,会导致路由节点较易选择到离目的节点最远或负载较重的邻节点作为下一跳,加重忙节点因缓存数据分组带来的拥塞程度.为此,路由节点应考虑到每一个邻节点若充当中间节点后对整条路由路径的性能改善程度有所不同,故我们将代表当前路由好坏的“活力值” α 更改为反映单个邻节点 i 拥塞程度和组成路由路径的长短的“适应值” α_i ,并通过模型计算得到,各邻节点若被路由节点当作它

到目的端路由的下一跳节点时,对所组成的路由路径性能的改善度,简称改善度.当路径发生拥塞时,节点可以根据改善度的大小优先选择空闲资源较多并且距离目的节点近的邻节点作为下一跳,从而减少随机性,快速准确地完成修复过程.因此对原始模型更改如下:将 M 个 attractors 定义为 M 种营养液所形成的 M 种代谢状态,并映射为路由节点的 M 个邻节点;每一种代谢状态都对应着不同的菌体成长速度,定义第 i 个代谢状态对应的成长速度 $\alpha_i (0 \leq \alpha_i \leq 1)$ 为“适应值”,代表第 i 个邻节点若充当中间节点后形成路由路径的好坏程度,使得每一个邻节点都有针对目的节点充当路由节点的“好坏信息”; m_i 定义为选择第 i 个邻节点的改善度.改进后的 M 维模型如下:

$$\frac{dm_i}{dt} = \frac{\text{syn}(\alpha_i)}{1 + m_{\max}^2 - m_i^2} - \text{deg}(\alpha_i) m_i + (1 - \alpha_i) \eta_i \quad (3)$$

$$\text{syn}(\alpha_i) = \beta \alpha_i * (\lambda \alpha_i^\gamma + \varphi^*) \quad (4)$$

$$\text{deg}(\alpha_i) = \alpha_i, \varphi^* = \frac{1}{\sqrt{2}} \quad (5)$$

其中, $m_{\max} = \max(m_i)$, $1 \leq i \leq M$, η_i 服从均值为 0.1, 方差为 0.01 的正态分布, β, λ 用于控制改善度的大小范围, γ 用于控制适应值对改善度的影响程度, 本文取 $\beta = 1/10, \lambda = 9, \gamma = 2$.

为考察改进后 ARAS 应用于路由设计中的性能, 假设某路由节点有三个邻节点, 其中邻节点 node_1 的适应值随时间线性变化, 如图 1 中点划线所示, 其余分别为 0.6 和 0.2. 本文用 MATLAB 进行仿真验证, 计算出各邻节点在各适应值条件下的改善度. 仿真结果如图 1, 当 $\alpha_1 \leq 0.3$ 时 (不考虑 $\text{node}_2, \alpha_2 = 0.6$), 受外界干扰影响较大, 对应 m_1 以及 m_3 的值产生波动; 当 $0.3 < \alpha_1 < 0.7$ 时, 计算出的 m_i 值大小差异较明显, 并且适应值越大的邻节点对应的改善度也越大; 当 $\alpha_1 \geq 0.7$ 时, 对应 m_1 的值最大. 结果证明, 当各邻节点的适应值都较小时 (小于 0.3), 系统仍采用 random walk 随机的方式选择具有最大 m_i 值的邻节点作为下一跳路由节点; 而大于 0.3 时, 邻节点的改善度由适应值的大小决定, 并当适应值以 0.7 为界时, 各邻节点对应的改善度大小差距最

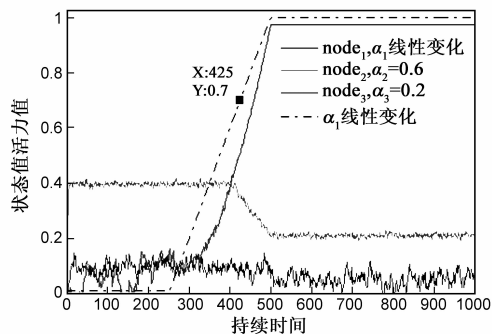


图1 不同适应值条件下对应的改善度

为明显, 呈相互抑制的趋势. 这说明, 当邻节点的活力值大于 0.7 时, 其改善度会远远大于其余邻节点, 故本文将适应值 0.7 作为节点在路由维护过程中是否进行本地修复或重新广播初始化路由的门限值. 这样当初始路由由下一跳所选邻节点的适应值大于 0.7 时, 对应的改善度最大, 路由节点会维持该邻节点的选择, 而当小于 0.7 时, 需进行本地修复, 此时若存在适应值大于 0.3 的邻节点, 则仍可以选择具有较大适应值的邻节点作为下一跳; 若不存在, 则受外界干扰因素影响随机选择. 通过这种方式, 有效减少了随机性, 尤其当邻节点过多时, 可以快速、准确的从故障中恢复.

2.3 基于 ARAS 改进模型的路由修复算法

在文献[5,6]中, MARAS 中路由节点每一次的路由决策过程都是通过比较 ARAS 模型输出值来决定下一跳, 这种方式会造成比较大的处理时延. 为克服这一缺点, 本文只在本地修复阶段引入改进后的 ARAS, 而在路由决策阶段, 节点则是根据路由表中适应值信息来判断是否进行本地修复或前传数据, 从而降低整体的时间复杂度.

当路由节点需进行本地修复时, 首先定义数学模型, 将 M 个邻节点映射为 M 个菌体的代谢状态, 将第 i 个邻节点的适应值映射为第 i 个菌体的成长速度 α_i . 路由节点从邻节点表项中获取对应的改善度和适应值作为 m_i 和 α_i 的初始值 (若邻节点表中无相关表项信息, 初始化 $m_i = 0$ 和 $\alpha_i = 0$). 之后, 使用改进后的 ARAS 模型计算出各邻节点的改善度, 路由节点选取具有最大改善度的邻节点作为下一跳转发数据, 并更新邻节点表相关表项, 最终完成修复过程.

3 拥塞节点自适应回避路由 ATAR

ATAR 路由发现过程采用类似于 AODV 广播发现路由的方式, 路由维护过程则是通过目的端反馈的方式来更新路由实时信息, 当路由无效时, 则采用基于 ARAS 改进模型的路由修复算法来完成本地修复.

同 AODV^[7]相比, ATAR 协议路由表中增加两项: 适应值与反馈跳数表, 其中反馈跳数表记录了一段时间内由目的节点回复的反馈包经过该节点时的跳数; 在邻节点表中, 添加改善度 m_i 以及适应值 α_i 两个表项, 用于记录邻节点针对目的节点若充当中间路由后的改善度和适应值; 在路由回复 route reply (RREP) 消息中添加“适应值”字段, 用于记录发起或转发 RREP 节点的适应值.

3.1 适应值的计算

适应值 α 是路由表中一个重要的表项, 它用于在路由过程中自适应的回避拥塞的节点、选择较短路径以及节点判断是否需要本地修复的主要参数. 它的计

算有两种:反馈更新和衰减更新,两者相互独立.其中,反馈更新用于实时更新路由表状态,主要是利用目的端收到路由请求 route request (RREQ)或数据包后发回的反馈包所携带的信息来更新,衰减更新用于防止节点使用过时的信息.

反馈更新:分为节点缓存信息更新 α_{queue} 和目的端反馈包更新 α_{hop} 两种.前者是为了感知节点的负载情况,由 MAC 层节点自身的缓存占用信息决定,用于判断节点是否拥塞;后者是为了保证在路由过程中所选路径较短,由目的端反馈包携带的“跳数”信息决定,用于衡量链路长短.计算公式如下:

$$d\alpha_{\text{queue}}/dt = \sqrt[3]{(B-b)/B} - \alpha_{\text{queue}} \quad (6)$$

$$d\alpha_{\text{hop}}/dt = (w_{\min} + 2)/(w(t) + 2) - \alpha_{\text{hop}} \quad (7)$$

$$T_{\text{hop}} = 4 * \text{net_travel_time} \quad (8)$$

式(6)中 B 为节点缓存队列总大小, b 为队列已占用大小, α_{queue} 随 $(B-b)/B$ 增大而增大.本文定义当节点队列缓存占用大于 65% 时表示节点拥塞,即 $\alpha_{\text{queue}} < 0.7$,表示节点已经拥塞,不再适合充当路由节点.式(7)中 w_{\min} 指当前时间之前的 T_{hop} 时间段内,在该节点反馈跳数表中记录的反馈包跳数的最小值, $w(t)$ 指节点最近一次记录的跳数值.当节点收到的反馈包的跳数变大时,即 $w(t) > w_{\min}$ 时, α_{hop} 变小,表示节点所选下一跳形成的路由路径长度比之前要长;当 $w(t) = w_{\min}$ 时, α_{hop} 较大,表示路径稳定且较短.式(8)中 net_travel_time 指网络完成一次数据传递需要的最长时间.

$$\alpha = \begin{cases} \alpha_{\text{hop}}, & \text{当队列空闲率} \geq 35\% \\ \alpha_{\text{queue}}, & \text{其他} \end{cases} \quad (9)$$

本文首先考虑节点负载情况,同时尽量选择较短路径,减少因绕开“热点区域”发生路径过长而引起时延增大的影响,因此节点针对指定目的节点适应值的大小由 α_{queue} 和 α_{hop} 共同决定,如式(9).

衰减更新:参与路由过程的节点,可能因自身移动性发生链路断裂或因拥塞丢包,而导致无法收到反馈信息,致使适应值无法进行反馈更新.所以为了防止节点路由或本地修复时使用过时的适应值信息,规定当需要使用适应值进行路由决策时, α 先需按一定周期进行衰减:

$$\alpha_{\text{new}} = \alpha_{\text{stored}} - \frac{T_{\text{now}} - T_{\text{last}}}{T_{\text{decay}}} * \eta \quad (10)$$

$$T_{\text{decay}} = 2 * w(t) * \text{node_travel_time} \quad (11)$$

式(10)中 $\eta = 0.1$,为衰减系数, T_{now} 指当前时间, T_{last} 指最近一次执行衰减更新的时间, T_{decay} 是执行衰减更新的基准周期, node_travel_time 为两相邻节点之间完成一次数据传递需要的平均时间.其中基准周期随 $w(t)$ 的增大而增大,这是由于离目的节点越远的节点,收到

反馈包的周期也越长,所以为防止离目的节点较远的中间节点因衰减更新过快而导致整体路径失效,衰减更新的周期也应随节点距目的端的距离的增大而增大;当 α_{stored} 为 0 时,停止衰减更新.

3.2 ATAR 路由协议的实现过程描述

本协议包括两个阶段:路由发现阶段和路由维护阶段,具体说明如下.

3.2.1 路由发现

当源节点发起通信请求时,采用类似于 AODV 广播路由请求的方式发起路由发现过程.主要步骤有:

Step1 在无线电范围内,源节点广播具有序列号的 RREQ,转入 Step2;

Step2 中间节点收到非重复 ID 的 RREQ 后,建立到源节点的反向路由.若该节点存在到目的节点的有效路由,则同 Step3,沿反向路由发回携带着适应值的 RREP,转入 Step4;若不存在,则根据 α_{queue} 判断是否转发 RREQ,若 $\alpha_{\text{queue}} < 0.7$,代表节点拥塞,丢弃 RREQ,反之,继续广播.中间节点重复 Step2,直至目的节点收到 RREQ,转入 Step3;

Step3 目的节点收到 RREQ 后,建立反向路由,初始化 $\alpha_{\text{hop}} = 1$,并计算自身队列占用信息 α_{queue} ,通过式(9)得出适应值,写入 RREP 相应字段,沿反向路由单播发回 RREP,转入 Step4;

Step4 反向路由上的中间节点收到 RREP 后,建立正向路由表,将路由表中适应值表项初始化为 RREP 中携带着上一跳节点的适应值,并记录跳数值到反馈跳数表中;初始化 $\alpha_{\text{hop}} = 1$ 以及邻节点表中的 m_i (除反向路由上一跳对应的邻节点的改善度 $m_i = 1$ 外,其余邻节点都初始化为 0);计算节点自身的 α_{queue} ,得到节点适应度值 α ,并更新 RREP 相应字段,之后,沿反向路由前传 RREP.中间节点重复 Step4,直至源节点收到 RREP,转入 Step5;

Step5 源节点收到 RREP 后,同 Step4,初始化路由

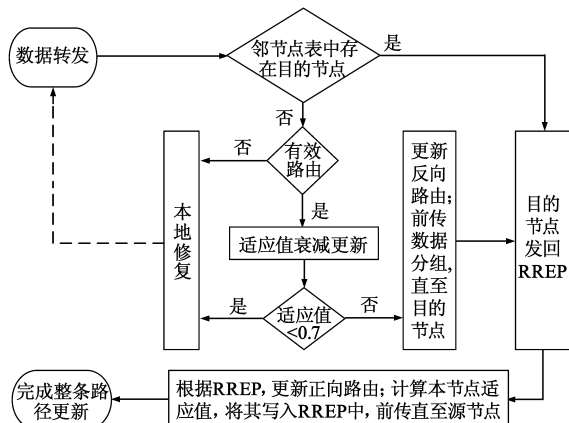


图2 路由维护简要流程图

表和邻节点表,最终完成整个正向路由的建立.

3.2.2 路由维护

路由建立后,源节点根据路由表开始发送数据,目的节点收到数据分组后也发回 RREP,用于路由表中适应值的实时更新.简要流程如图 2.

本文从时间复杂度和通信复杂度^[10]两方面对比了 ATAR、MARAS 和 AODV,以此观察三者对网络资源消耗的情况,结果如表 1.可以看出,总体上相比 AODV, ATAR 并不会消耗太大的节点资源,受 MANET 节点资源限制的影响并不大.

表 1 三种路由协议的复杂度之间比较

参数		AODV	MARAS		ATAR	
时间复杂度	初始化	$O(2d)$	$O(2d)$		$O(2d)$	
	故障后	$O(2d)$	修复范围内成功修复			
			是	否	是	否
		$O(2d)$	$O(4d)$	$O(2x)$	$O(2x + 2d)$	
通信复杂度	初始化	$O(2N)$	$O(2N)$		$O(2N)$	
	故障后	$O(2N)$	修复范围内成功修复			
			是	否	是	否
		$O(j + z)$	$O(j + z + 2N)$	$O(i + y)$	$O(i + y + 2N)$	

注: N = 网络中节点个数, d = 网络直径, x = 故障链路上游路由节点修复范围半径 TTL, y = 修复范围半径内受影响的节点数, z = 网络直径范围内的受影响的节点数, $i = y$ 中所有受影响节点的邻节点数, $j = z$ 中所有受影响节点的邻节点数.

4 性能仿真分析

本文使用网络仿真平台 OPNET 进行仿真.场景设置为 $3000\text{m} \times 3000\text{m}$ 平坦区域,在区域中心处放置三个固定节点以模拟“瓶颈节点”,其余节点均等分布在由固定节点作为分界的上下两个子区域内.在各区域分别设置源和目的端,使得数据流经过位于场景中心的固定节点而到达目的端.分组发送时间服从参数为 $1(\text{s})$ 的指数分布,大小服从参数为 $1024(\text{bits})$ 的指数分布,具体见表 2.

表 2 仿真参数设置

仿真参数	值
节点数	19, 25, 31, 37, 43
节点移动速度	5, 10, 15, 20, 25(m/s)
无线电范围	500(m)
带宽	2(Mbps)
缓存队列大小	128000, 64000(瓶颈节点)(bit)
仿真时间	30(minutes)

4.1 节点密度变化情况下的比较

该场景在节点移动速度为 10m/s 的环境下进行.图 3 中可以看出 ATAR 协议较 AODV 的成功投递率平均提高了 7% 左右,较 MARAS 提高 5% 左右.这是由于

AODV、MARAS 并未考虑拥塞因素,只以“路径长短”作为路由评判标准,而 ATAR 在路由时自适应地回避缓存队列已占 65% 以上的节点,提前寻找可用的路由,这样能避免因“繁忙”节点拥塞而导致的路由失效,减少数据分组排队时延和丢包,从而提高数据分组的转发成功率;当节点数为 19 时,投递率 ATAR 反而较低,这是由于网络节点密度过小,使得节点没有可用的邻节点去选择缓存队列空闲的节点,致使节点无法有效转发数据包,并还会因“无效路由”而产生额外的寻找路由的控制分组,这反映了 ATAR 受节点密度影响较其他两者大.仿真结果充分表明了节点密度合适的情况下 ATAR 路由协议能更好地提高网络性能.

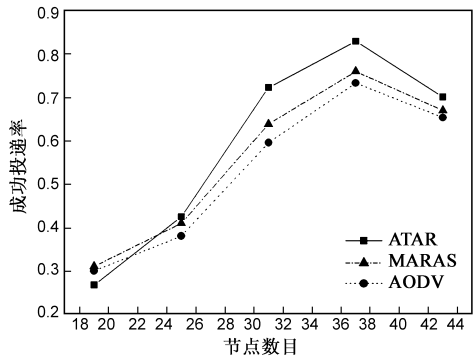


图 3 节点密度变化下的性能比较

4.2 节点移动速度变化情况下的比较

该场景是在节点数为 37 的环境下进行.图 4 反映了移动速度较低时,三者的投递率都比较高,但随着节点移动速度加快,节点链路断开几率加大,数据包发送成功概率减少,造成了投递率的下降.仿真结果表明,在节点密度合适的条件下,在不同移动速度的场景中, ATAR 都较其他两者好,其中成功投递率较 AODV 平均提高 6% 左右.

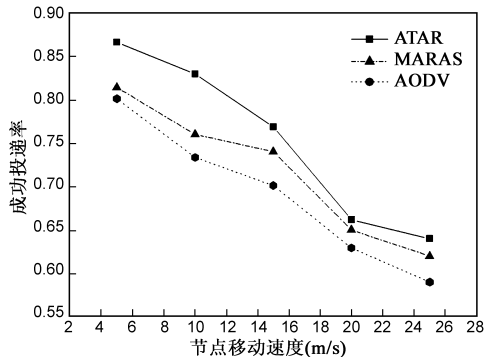


图 4 节点速度变化下的性能比较

4.3 节点数 37, 移动速度 10m/s 时的比较

该场景是在节点数为 37, 移动速度为 10m/s 的环境下进行.如图 5, 本文统计了在网络中心处的三个固定“瓶颈节点”转发数据分组的个数, 该三个节点承担

了两个子区域相互之间大部分数据分组的转发,图中可以明显看出 ATAR 的负载均衡程度要较 AODV、MARAS 好,其各节点承担负载总量的差异仅为 17%,而后两者分别高达 71%、58%。同时图中还可以看出 ATAR 转发的数据包总数 2836(pkts)最大,这是由于 ATAR 减少了因拥塞导致丢包的可能性,数据包成功传递的个数也相应增多。

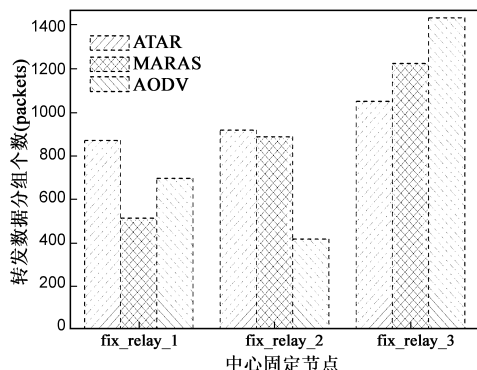


图5 三个固定节点的负载对比

图6是三者数据包端到端延迟的对比。由于重负载节点缓冲区队列过长,会导致排队时延增加,进而使得网络在一定时间内出现拥塞,造成数据包端到端时延突然增大,形成突发大时延,如图中“突刺”。从图中可以看出,ATAR 协议较 AODV、MARAS 协议出现突发大时延的概率要小,并且幅度也较小,说明 ATAR 协议发生拥塞的可能性较小。

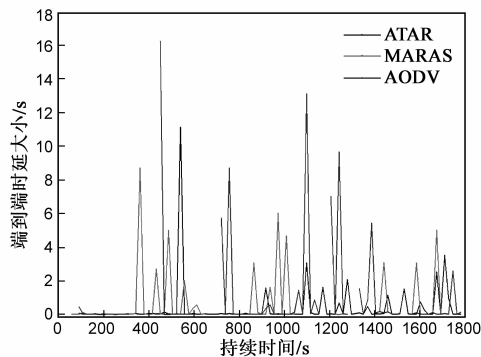


图6 突发大时延的比较

4.4 不同负载程度下的比较

为了分析负载对 ATAR 性能的影响,在 4.3 节的场景下,对源节点单位时间(1s)内发送数据分组的大小分别为 256, 512, 1024, 2048, 4096 (bits) 时进行仿真。

图7表明了当网络的负载不断增大,网络中的“繁忙”节点逐渐增多时,ATAR 协议与其余两者相比,平均端到端时延较小,其随负载的增加而恶化的程度也较小。仿真结果表明,ATAR 协议能更好地减少重负载带给网络性能的影响,减少拥塞可能,达到更低的数据包

端到端平均延迟。从图中还可以看出,在 1024 处 ATAR 呈现一种下凹趋势,这是由于路由节点采用“回避”策略,这虽然能减少拥塞引起的排队时延,但在较轻负载(512 处)时,因拥塞丢包的可能性要小,反而会导致因提前“回避”而时延增加。当负载合适时,路由节点“回避”效果较为明显,成功减少了突发大时延的发生,从而降低了平均时延。当负载较大时,拥塞频繁,“回避”策略并不能很好的减少由此引起的时延增大。因此在 1024 处形成了下凹低点,这也说明在相同条件下 ATAR 能承受更多的业务量。

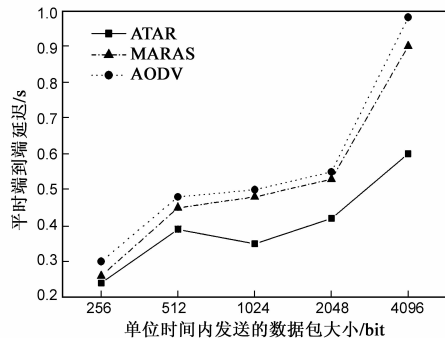


图7 不同负载下的平均端到端时延

5 结论

本文将节点缓存信息和目的端反馈包的跳数信息共同作为路由的重要依据,并在本地修复阶段引入改进后的数学模型 ARAS,借鉴大肠杆菌根据营养液浓度自适应的触发操纵子调控相应蛋白质合成的行为,使得路由节点能自适应的回避拥塞节点,有效的减少重负载节点对路由稳定性的影响,实现了网络中的负载均衡分担。仿真结果表明,ATAR 在路由过程中能根据路由信息自适应选择空闲资源较多的节点,缓解拥塞节点的负载压力,同时也保留了 AODV 最短路径原则的特性以及 MARAS 的自适应性,达到更高的数据包成功投递率和更低的数据包端到端延迟。

参考文献

- [1] Michael Meisel, et al. A taxonomy of biologically inspired research in computer networking[J]. Computer Networks, 2010, 54(6): 901 – 916.
- [2] Falko Dressler, Ozgur B Akan. A survey on bio-inspired networking[J]. Computer Networks, 2010, 54(6): 881 – 900.
- [3] 李娟, 饶妮妮, 廖瑞华, 王炜华. 基于改进粒子群算法的 Ad Hoc 网络移动模型研究[J]. 电子学报, 2010, 38(1): 222 – 227.
- Li Juan, Rao Ni-ni, Liao Rui-hua, Wang Wei-hua. Mobility model based on the improved-PSO algorithm for ad hoc network[J]. Acta Electronica Sinica, 2010, 38(1): 222 – 227. (in Chinese)

- [4] Kashiwagi A, Urabe I, Kaneko K, Yomo T. Adaptive response of a gene network to environmental changes by fitness-induced attractor selection[J]. PLoS ONE, 2006, 1(1): e49.
- [5] Leibnitz K, Wakamiya N, Murata M. Self-adaptive ad-hoc/sensor network routing with attractor selection[A]. Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference[C]. San Francisco: GLOBECOM, 2006. 1 – 5.
- [6] Leibnitz K, Wakamiya N, Murata M. A bio-inspired robust routing protocol for mobile ad hoc networks[A]. Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks[C]. Honolulu, ICCCN, 2008. 321 – 326.
- [7] RFC 3561, Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing[S].
- [8] 张鹤颖, 刘宝宏, 窦文华. 一种基于速率和队列长度的主动队列管理机制[J]. 电子学报, 2003, 31(11): 1743 – 1746. Zhang Heying, Liu Baohong, Dou Wenhuan. A rate and queue controlled active queue management[J]. Acta Electronica Sinica, 2003, 31(11): 1743 – 1746. (in Chinese)
- [9] Borgia E, Delmastro F. Effects of unstable links on aodv performance in real testbeds[J]. EURASIP Journal on Wireless Communication and Networking, 2007, vol2007: 1 – 14.
- [10] 张禄林, 李承恕. MANET 路由选择协议的比较分析研究[J]. 电子学报, 2000, 28(11): 88 – 92. Zhang Lulin, Li Chengshu. Comparison analysis for MANET routing protocol[J]. Acta Electronica Sinica, 2000, 28(11): 88 – 92. (in Chinese)

作者简介



黄 琼 女, 1971 年生, 四川西昌人, 重庆邮电大学副教授. 主要研究方向为个人通信、光互联网及交换技术.



尹鹏飞 男, 1986 年 7 月生, 湖北天门人, 重庆邮电大学研究生. 主要研究方向为网络生存性、Ad-hoc 网络.

E-mail: 252765910@163.com



阳小龙 男, 1970 年 11 月生, 四川邻水人, 博士, 北京科技大学教授、博士生导师. 主要研究方向为互联网理论与技术、网络安全、光交换与光互联技术.



徐 杰 男, 1981 年生, 四川成都人, 博士, 电子科技大学副教授/硕士生导师. 主要研究方向为网络与信息安全理论与技术、混沌密码及保密通信技术.



隆克平 男, 1968 年 5 月生, 四川通江人, 博士, 北京科技大学教授、博士生导师. 主要研究方向为互联网理论与技术、光互联网体系结构和关键技术、宽带无线接入技术、电信增值业务等.