

一种累计多路径的移动自组网络路由策略*

郭晓峰, 陈跃泉, 陈贵海⁺

(南京大学 计算机软件新技术国家重点实验室, 江苏 南京 210093)

An Aggregated Multipath Routing Scheme for Ad Hoc Networks

GUO Xiao-Feng, CHEN Yue-Quan, CHEN Gui-Hai⁺

(State Key Laboratory for Novel Software Technology, Nanjing University, Nanjing 210093, China)

+ Corresponding author: E-mail: gchen@nju.edu.cn, <http://cs.nju.edu.cn/~gchen>

Received 2003-05-19; Accepted 2003-08-12

Guo XF, Chen YQ, Chen GH. An aggregated multipath routing scheme for ad hoc networks. *Journal of Software*, 2004,15(4):594~603.

<http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/594.htm>

Abstract: In this paper, a new scheme called aggregated multipath routing (AMR) is presented. In ad hoc networks, routing has been the most focused area for its nodes' mobility and topology variability. Now most of the on-demand routing protocols for current ad hoc networks build and rely on single route for each data session. It is proved in wireless networks that multipath routing is more effective and efficient than single path routing. So multipath routing protocols have been developed for ad hoc networks recently. Whereas these protocols have not provided a good scheme for the source node to collect enough information, a scheme called aggregated multipath routing is proposed. This scheme saves routing information in the source node, uses it to construct multipath, and sends data through these paths alternatively or simultaneously.

Key words: ad hoc network; wireless communication; multipath; maximum flow

摘要: 描述了一种基于多路径移动自组网络按需路由策略。在移动自组网络,由于网络节点的移动性及拓扑结构的易变性,路由成为最受关注的问题。在以前的移动自组网络路由算法中,主要采用的是传统的单路径方式。最近,多路径方式也逐渐出现,因为相对单路径路由而言,多路径为移动自组网络提供的 QoS 支持更可行、更高效。鉴于现有的移动自组网络多路径策略未能为源节点提供充分的信息,提出了一种新型的移动自组网络多路径路由算法。该算法可以将路由信息保存在源节点中,并依此在源节点中采用替换路径或多路径并发的方式进行数据传输。

关键词: 移动自组网;无线通信;多路径;最大流

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.60073029 (国家自然科学基金); the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2002CB31202 (国家重点基础研究发展规划(973)); the TRAPOYT Award of China Ministry of Education (教育部高校优秀青年教师奖资助)

作者简介: 郭晓峰(1977—),男,福建漳州人,工程师,主要研究领域为移动自组网络路由技术,网络拥塞控制;陈跃泉(1979—),男,硕士生,主要研究领域为移动计算,计算机安全;陈贵海(1963—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为计算机理论,网络计算。

移动自组网络是一种特殊的没有有线基础架构支持的移动网络.具体来讲,它不同于普通的 Internet 加上移动 IP 协议支持的移动网络,在移动 IP 中移动主机通过基站等有线基础设施的支持来实现移动通信,而移动自组网络完全由移动主机构成,其网络主机配置有无线电装置,相互间以此进行通信.这种网络的建立快捷、灵活,不受有线网络的约束,有广阔的应用前景.但是由于其电力由主机所带的电池决定,带宽被无线网络限制,并且由于相互间都是移动的,所以网络拓扑结构频繁变幻.路由协议因此成为移动自组网络研究中关键的问题之一.

迄今为止,移动自组网路由方面已经提出了多种解决方案.包括表驱动的预先路由^[1,2]、源起始的按需路由^[3-6]等等.但是,无线连接的不可靠特性和无线节点不停移动导致的网络拓扑结构的持续变化,使单一路径的移动自组网络路由性能一直不能获得太大的突破.由于多路径所具有的稳定和提高网络资源利用率的特性,它比原来的单路径更适合于 QoS 路由的要求.因此,移动自组网络希望能够打破单一路径路由的局限,采用多路径进行路由.多路径的使用,在 DSR(dynamic source routing)^[7]中就已初见端倪.为了让 AODV(ad-hoc on demand distance vector routing)^[5]提供更可靠的传输,文献[8,9]也分别提出了 AODV-BR(AODV backup routing)和 AOMDV(ad-hoc on demand multipath distance vector routing)策略,为 AODV 提供了多路径的扩充.另外,文献[10]提出了一种扩展 DSR 的机制.这种机制允许当主路由失效时,切换使用备用路由.MSR(multipath source routing)^[11,12]提出了一种对寻找到的多路径使用层次性的 WRR 调度策略进行调度的算法以均衡负载.文献[13]提出了 SMR(split multipath routing)策略.该策略更倾向于建立和保持最大数量的不相交路径.文献[14]则探讨了 APR(alternate path routing)算法在负载均衡和移动自组网络中端对端延迟方面的性能.但是,综观现在所提出来的集中式多路径路由协议,都存在无法在源节点尽可能地获得网络状态信息、路径使用效率低下、路由开支庞大等等问题.因此,我们提出了一种新的多路径路由策略:累积多路径路由策略(aggregated multipath routing,简称 AMR).该路由策略通过在源节点收集尽可能多的网络状态信息,并在数据传输时,选择性地采用替换路径传输(即现有路径出错时采用备份路径替代)或者多路径同时传输的方式.当由网络状态途中构造多路径时,还提出了一种利用最大流算法构造多条不相交路径的算法.最后,通过模拟性能分析得知,该协议可以为移动自组网络提供可靠的、高效率的传输性能.

1 现有按需路由策略问题分析

在按需路由策略中,最典型的的就是 DSR 路由策略.我们知道,DSR 采用泛洪的方式来获得到达目的节点的路由路径.但是由于 DSR 对重复请求包的处理单一,因此使得 DSR 路由请求后所能获得的网络拓扑有较大局限性.DSR 对于重复的请求,不论其性能如何,一律丢弃.因此,在如图 1 所示的网络中,像 1→3→4 这样的路径,虽然并不见得比 1→2→4 低效,但仍然被丢弃.其所能获得的完整的请求如图 2 所示.可见,由于 DSR 转发请求包的先天不足,它不能获得充分的网络拓扑状况,最终导致寻路效率不高、路由使用效率不高等问题.

为了建立最大不相交多路径,在 DSR 的基础上发展出了 SMR 路由策略.如图 3 所示,SMR 并没有直接舍弃重复到达的路由请求信息,而是对该路由请求信息采取选择转发的策略.文献[13]采用的选择策略为对于到达节点跳数不大于最初到达请求包跳数的,重复广播该请求包.因此,SMR 在目的节点可以获得充分的路由状态信息.但是,路由由目的节点控制,源节点只能被动地接受目的节点选择的路由.这样的方式使源节点在有限的几条路径失效时,只能重启路由请求.特别是当多条路径同时发送数据时,源节点多条路径中的其中一部分如果断开,将只能舍弃这样的路径,退化成单路径的方式发送数据.如果能在源节点,而不是目的节点保留充分的网络状态信息,将可以较好地解决这样的问题.因此,我们提出了 AMR 策略,试图在源节点获取充分的网络状态信息.

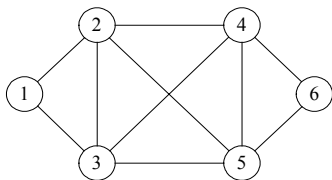


Fig.1 Network sample
图1 路由网络示例

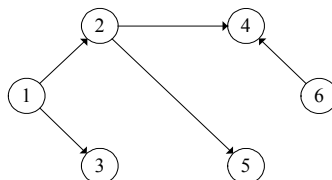


Fig.2 DSR route request
图2 DSR 路由请求图

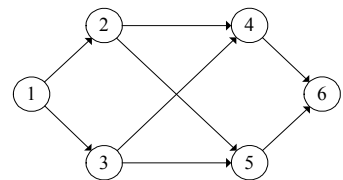


Fig.3 SMR route request
图3 SMR 路由请求图

2 AMR 算法介绍

Aggregated Multipath Routing(AMR)是一种使用请求/响应机制的按需路由算法,它的目的是建立基于源的多路径拓扑.因为如果通过路由请求,源节点可以尽可能地获得整个网络拓扑情况,那么源节点就可以通过该网络拓扑自由地发送数据包.比如当某个链路失效时,源节点可以通过自己获知的网络情况修正发送数据包的路由,以使新的数据包避开断开的链路.

根据获取路由路径的方法的不同以及使用多条路径的策略的不同,我们总共提出了 3 种策略.这 3 种策略相互间关系紧密,我们将其定名为 AMR I,AMR II 以及 AMR III.其中,AMR I 将获得最完整的网络状态信息.相对于 AMR I 获取信息的盲目性,AMR II 采用了“源-目的”节点对相关的方法获取受限网络状态信息.最后,相对于 AMR I/II 的替换路径传输方式,AMR III 采用最大流方法构造多条路径并发的传输数据.

2.1 AMR I

2.1.1 路由发现

AMR 需要建立尽可能详尽的网络状态拓扑图.为了获取这张网络拓扑图,AMR 采用了与 DSR,SMR 类似的泛洪方式来请求获取网络状态,而网络中的节点通过有选择的反馈来帮助源节点建立这样的网络状态拓扑图.

首先,由源节点发起 AMR 的路由请求,这与其他移动自组网络的协议没有什么两样.但是,每个节点如果接到超过一份请求时,它们将把满足公式(1)的包所经过的路径记录下来.其中 $Hops_{new}$ 表示新到数据包经历的跳数, $Hops_{old}$ 表示第 1 个到达数据包经历的跳数, $\Delta hops$ 表示可以容忍的跳数差.因为第 1 份请求必将被中间节点再次广播出去,因此仅收到一份请求的节点是不会反馈信息的.而 $\Delta hops$ 可以用来调节可以容忍的跳数差.其值越大,源节点可以获得的信息量越大,路由发现所造成的网络负载也相应地大些;其值小点,可以相应地减小路由发现的网络负载.

$$Hops_{new} \leq Hops_{old} + \Delta hops \quad (1)$$

经过一定的延迟时间后,拥有不止一条路径的节点再把这些记录下来的路径通过记录路径中所能找到的最短路径,反馈给源节点.通过将这些不同节点发来的路径信息进行迭加,源节点可以构造出自己的网络拓扑结构图.

另外,包括源节点在内的任何一个节点都带有这样的一张网络拓扑结构图.当有相类似的路由反馈信息经过某个节点时,该节点都可以从中取出相应的路由信息,并将其添加到自己的网络拓扑结构图中.这样,无论网络中哪一个节点需要发送数据,它们都可以首先从自己的网络拓扑结构图中寻找相应的路径,只有当找不到这样的路径时,它们才需要通过 RREQ 泛洪来获取到达目的节点的路径.

2.1.2 路由选择

通过路由发现,我们已经拥有了一张比较完整的网络状态拓扑图.据此,可以采用替换或者并发的方式来发送数据.在 AMR I 中采用了替换的方式发送数据.我们将最先使用的发送路径记录下来,并尽量使用该路径;只有当该路径失效后,才从图中重新选择一条新的路径.AMR II 也仍然沿用该方法,而 AMR III 则采用了多条路径同时发送数据的方法.

当有数据需要传输时,我们通过原有路径、本地网络拓扑状态图寻路,找寻合理传输该数据的路径.所采用的路径将被记录下来,并在之后同样目的节点的发送中起作用.只有当该路径失效后,我们才从图中重新选择一条新的路径,并以此路径替换原有过时的路径.

由于网络拓扑的动态变化,新的路径也是根据其变化不断变化的.因此,这样的方法可依据由于所确定的多条路径详尽的特性,可以在不进行网络 RREQ 泛洪的情况下获得新的端到端的新路径.

2.1.3 路由保持

当某一个链接由于移动、拥塞或者包冲突等原因突然断掉的时候,需要有合理的方法来避免断掉的连接对该包以及后面的数据传输造成的影响.在 AMR I 中,当原来使用的传输路径断开时,通过路由出错信息告知源节点,并由源节点重新由网络拓扑图中寻找一条新的路径替代它.如果网络拓扑图中无法找到这样的路径,那么,此时源节点将重启一次新的路由寻找,向当前的网络拓扑图中加入更新的信息,以获得到目的节点的路径.

另外,由于链接断开而丢失的数据包,并不是直接丢弃,而是有断开链路的上游节点通过其网络状态图,为其寻找新的转发路径,并以此路径转发该数据包.AMR 试图用这样的方式尽可能地减少数据包的丢失.

2.1.4 示例

在如图 4 所示的例子中(其中,实箭头线表示首次路由请求,虚箭头线表示重复路由请求,旁边表内包含冗余路由路径),源节点 1 需要构造一个网络状态拓扑图,以发送节点 1~节点 6 的数据.因此,由节点 1 发起路由请求泛洪.网络中的节点将采取与 DSR 类似的方式将这样的路由请求泛洪出去.如果某一节点在已经广播过这样的路由请求后,又收到同样的路由请求,它将采用公式(1)判断该路径是否有效,如果答案是肯定的,则将其缓冲在自己的路由路径缓冲中(图 4 中节点旁边的列表记录的就是这样的信息).在 $\Delta delay$ 时间后,它将这冗余的路由路径信息反馈给源节点,如图 5 所示(其中,折线表示反馈所经历的路径,折线上数据表示该反馈包含的路由路径信息,dir 表示直接连接).最终在源节点 1 建立起如图 6 所示的网络拓扑状态图.

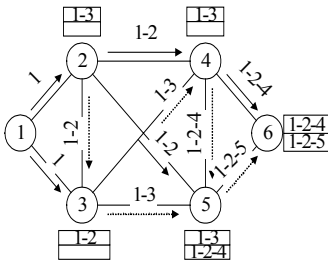


Fig.4 AMR RREQ and reserved paths
图 4 AMR 中的路由请求和路径保留

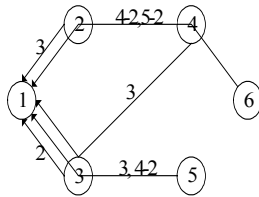


Fig.5 AMR I route reply
图 5 AMR I 中的路由反馈

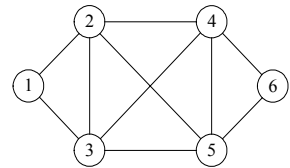


Fig.6 AMR I network topology
图 6 AMR I 建立的网络拓扑状态图

2.2 AMR II

与 AMR I 相比,AMR II 提供了更有针对性的网络拓扑状态.如上所述,AMR I 网络中的任何一个节点,无论是否对之后的数据发送有用,如果有额外的有效路由请求到达,都会将其反馈给源节点.为此,我们希望能对其进行剪枝,只留下对之后的数据发送有效的路由状态信息.于是产生了 AMR II.

AMR II 中的目的节点收到第 1 条路由请求后,等待 $\Delta delay$ 时间,然后启动反馈机制.该延迟时间有助于接受新的路由请求,采纳新的路由路径.反馈时,目的节点将采用最短路径返回路由信息,之后还要通知相邻的有效邻节点.所谓邻节点就是满足下面式(2)的节点,因为只有这样的节点才可能拥有有效路径.

$$Hops_{path} + \min Hops_{s \rightarrow dest} \leq \min Hops_{src \rightarrow dest} + \Delta hops \tag{2}$$

下面举例说明 AMR II 的路由请求和反馈.在如图 7 所示的例子中(其中,实箭头线表示路由请求,虚箭头线表示路由反馈,各节点旁的表表示各节点所收集的额外路径信息),如果 $\Delta hops=1$,源节点 1 找寻目的节点 3 的路由请求,最后在网络中的 2,3,4,5 各节点都构造出了超过 1 条的路由路径,这些路由路径都被保留在路由路径表中.当目的节点 3 经历了短的延迟尽可能地吸收足够的信息后,由它开始发起反馈.它将自己获取的 3 条路由路径信息打包,发送给节点 2;并且,它提醒节点 4 和节点 8 反馈它们各自或取得更多合理信息.节点 8 没有除了 1→7→8→3 之外其他的路由路径了,因此不发送反馈.AMR II 建立的网络拓扑状态图如图 8 所示.

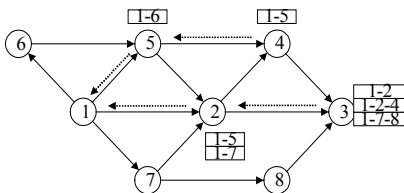


Fig.7 AMR II route request
图 7 AMR II 路由路径请求

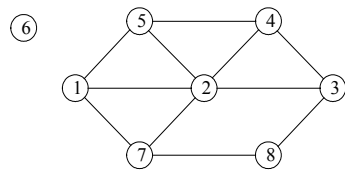


Fig.8 AMR II network topology
图 8 AMR II 建立的网络拓扑状态图

节点 4 拥有 1→5→4 的额外路径,而且 4 到目的节点的最短路径是 4→3,所以经过该额外路径到目的节点

的总跳数为 3. 因为 $3 \leq 2+1=2+\Delta hops$, 所以该路径可以被反馈. 反馈经由节点 5 发送. 而节点 5 接到反馈时, 它首先查询自己所记录路由路径, 除了已经广播的 $1 \rightarrow 5$ 的路径以外, 还存在着 $1 \rightarrow 6 \rightarrow 5$ 的路径. 但是因为 $1 \rightarrow 6 \rightarrow 5 \rightarrow 4 \rightarrow 3$ 的跳数 4 大于源节点 1 到目的节点 3 所需要的最短的跳数 2 加上可以容许的跳数差量 $\Delta hops$, 因此该路径不被反馈.

节点 2 也需要与节点 4 一样的方式来处理目的节点发给它的反馈包, 因为它还需要将两条有效路径 $1 \rightarrow 5$ 和 $1 \rightarrow 7$ 添加到反馈包中. 同样地, 它也需要提醒节点 5 和节点 7. 这样, 节点 5 在本例中就接受了两次提醒. 一个节点可以接受多次提醒, 只要其中有一次提醒可以为它的冗余路径提供到达目的节点的有效路径, 它就必须要将该有效路径反馈. 有效路径反馈了之后就应该被注销, 以免多次重复地反馈.

事实上, 采用提醒的方式, 比采用广播的方式要耗费更多的控制包, 因为在移动自组网络中, 广播所用的代价与一次有向的数据传输类似. 但是因为广播造成冲突的可能性比有向传输大, 例如如图 7 中如果节点 5 和节点 3 同时广播, 那么节点 2 和节点 4 在接受广播时势必会产生冲突, 但是如果是 $5 \rightarrow 4$ 和 $3 \rightarrow 2$ 两个传输, 那么它们可以不造成冲突. 为了保证反馈信息尽可能快地到达源节点, 我们采用先将反馈信息发送回去, 然后提醒相关相邻节点的方法, 而不是广播反馈数据包.

另外, AMR I 中每个节点所采用的延迟时间, 在 AMR II 中也隐性地体现了. 因为在 AMR II 中, 除了目的节点外, 其他的每一个节点都不能发起反馈, 只能被动地等待其他节点启动它们的反馈机制. 而目的节点至少也要等待与 AMR I 相同的延迟时间才发起反馈, 因为它需要构造尽可能完整的网络拓扑状态. 因此, 节点 x 发送反馈和接收到第 1 个路由请求之间的时间差为 $2 \times Hops_{x \rightarrow dest} \times delay_perhop + \Delta delay$. 这隐性地保证了每个节点反馈延迟不小于先前 AMR I 所定义的 $\Delta delay$, 仍然可以有足够的时间搜集重复的路由请求.

2.3 AMR III

AMR III 与 AMR II 的区别主要就在于同时使用多条路径传输数据. 其中如何获取多条不相交路径是其关键部分.

AMR III 中构造多条路径的方法采用的是文献[15]中介绍的最大流的内容. 因为我们的算法不要求每次都求出最大数目的流, 而只要求获得满足要求的 k 条路径, 因此我们的算法复杂度有别于最大流的算法复杂度, 仅仅是 $O(VE)$. 这是因为使用 Edmonds-Karp 算法, 每次求得一条增广路径所花费的时间是 $O(VE)$. 而且, 根据附录中的证明, 我们知道通过 k 次该算法的执行即可以求得 k 条不相交路径.

具体在已经存在流的情况下, 我们将以这样的方法添加新的增广路径: 如图 9 所示, 当图中已经存在 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ 这样的流时, 如果找到 $1 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 4$ 这样的增广路径, 那么可以构造出 $1 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ 和 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4$ 两条互不相交的路径. 其中, $x \rightarrow y$ 仅仅描述一种形式, 并不一定是图中的一条边, 一条路径也可以. 具体选择路径的算法正确性证明详见附录.

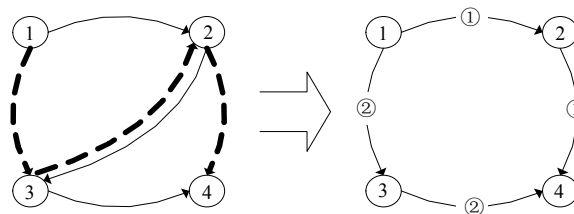


Fig.9 Construct two disjoint paths in the flow network

图 9 由一条路径构造两条路径方法示例

获得了多条路径之后, AMR III 采用轮流发送的方式来发送数据包. 假设 AMR III 设 $k=3$, 并假设我们将求得的 3 条路径编号为 1 号、2 号和 3 号路径 (当求得路径数目小于 3 时, 同样可以生效), 那么将第 1 个数据包通过 1 号路径发送, 第 2 个数据包通过 2 号路径发送, ..., 第 $3x+y$ 个数据包用第 y 号路径发送... 采用这样的方式, 可以简单地模拟 n 个数据包同时使用 k 条流进行数据传输.

至于网络状态的维护方面, AMR III 采用与 AMR II 一样的方式, 在此不再赘述.

2.4 AMR策略的存储分析

AMR 策略采用网络图来保留路由状态信息.理论上而言,复杂度应该是 $O(n^2)$;而原来使用路径方式其复杂度应该是 $O(n)$.但是,因为在移动自组网中,每个节点的相邻节点数目远小于 n ,所以,采用邻接表方式保存的网络状态图所使用的存储开销是随着网络节点数目的增加、网络规模的增大而线性增长的,因此这样的存储方式也是可以接受的.文献[4]对这两种存储方式有详尽的叙述.

3 性能分析

3.1 模拟环境

我们使用 GloMoSim 作为模拟的平台,并在其上实现了 AMR.表 1 即为我们模拟的参数,通过这些参数,我们将 AMR 和 DSR 作了比较全面的比较.我们使用 15 条从一开始就一直存在的 CBR 流,每个流中每秒发送 5 个 64 字节的包.我们不使用 TCP 流,因为 TCP 流中提供的拥塞控制、重传特性在我们的模拟中并不需要,而且会导致各流发送的数据包数目不一,为结果分析增加难度.在移动特性的描述方面,如前所述,我们采用了传统的停顿时间来定义模型的移动特性.停顿时间的因子分别采用 0,30,60,120 和 300s.节点到达指定位置后,停滞时间越长,表示该情况下节点的移动特性越不明显.本文以此来观察在各种移动情况下,各协议的性能特点.

Table 1 Simulation parameters

表 1 模拟中使用的参数列表

Parameter	Value
Radio propagation distance (m)	≈250 (251.820)
Radio bandwidth (bit)	2M
Simulation time (s)	300
Number of nodes	50
Terrain dimensions	800×700m ²
Type of data flow	CBR (constant bit rate)
Packet ratio	5packets/s
Packet size (bytes)	64
Number of flow	15
MAC protocol	802.11

3.2 结果及分析

我们仅选用 DSR 作为我们比较的对象.因为相对于其他按需路由策略,DSR 具有较好的性能;而且相对于 SMR 而言,DSR 拥有详细的实现标准可以参考.下面的图 10~图 13 通过实验结果比较了 DSR 和 AMR 的各方面效率.

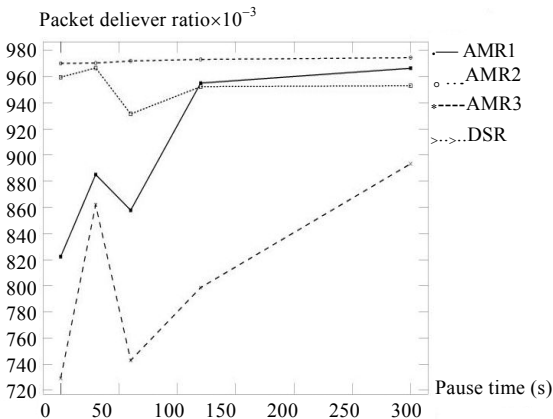


Fig.10 Packet deliver ratio
图 10 传输率性能比较图

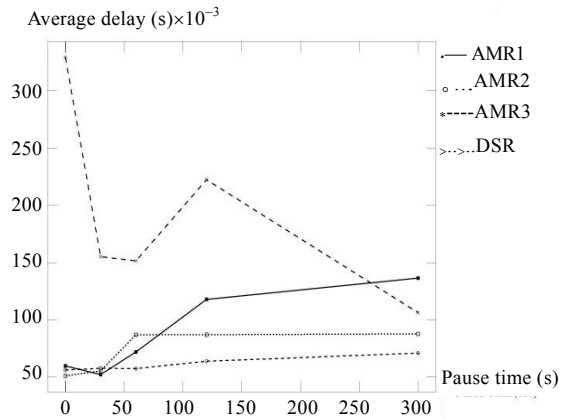


Fig.11 End-to-End average delay
图 11 平均延迟性能比较图

如图 10 所示,我们看到,随着移动的减少,节点链路断开的几率下降,源-目的节点对之间的路由失效次数随

之减少,因此,传输率不断上升.AMR III 的传输率已经接近没有数据包丢失.而 AMR I/II 相对于 DSR 传输的成功率和稳定性也大有提高.这是因为 AMR 协议可以拥有更充分、更有效的网络状态,而 DSR 由于其他节点可以根据自己的缓冲反馈信息,因此有可能造成不能准确获知网络状态信息的问题.

由图 11 我们可以看到,多路径同时传输可以带来延迟性能的提高.AMR III 的延迟性能比其他 3 种路由策略都要好.数据发送的延迟主要是各个路由器之间的队列缓冲造成的.而多路径同时传输数据可以减小这样的队列缓冲,从而在很大程度上减小数据发送延迟.其他 3 种路由策略的延迟比较,很明显地,AMR I/II 都要比 DSR 好.这主要是由于 DSR 中数据发送时,采用过于单一的路径发送导致延迟较大.而且当路径出错时,重新寻路法使得缓冲数据包等待时间加大.

从丢失包角度看,如图 12 所示,DSR 丢失的包远大于 AMR II 和 AMR III,仅比 AMR I 在节点移动频繁情况下略好一点.AMR I 在网络不稳定的情况下,丢失的数据包数目较多,这是因为 AMR I 获得了比较全的网络拓扑信息,而其中离源-目的节点对距离较远的节点,在特殊情况下也有可能被作为中间节点使用.使用这些节点转发数据时,转发成功率会大大降低.因此,越全的网络拓扑信息在某种条件下,可能性能比目的明确的网络拓扑信息效率要低.但是到了网络性能稳定时,AMR I 所丢失的包数目就得到了极大的控制,并且由于它了解网络的完整性,其获得的性能可能比 AMR II 和 AMR III 都好.相比较而言,AMR II/III 所丢失包的数目就比较稳定.而 DSR 因为拥有的信息局限性太大,而且缓冲的限制使其不能获得完整的信息,因此其出错包数目也就相应地最多了.

DSR 所使用的控制包数目远比我们的 AMR 要多,如图 13 所示.这里的控制包,包括请求包、反馈包以及报告路径错误的出错包.AMR II/III 所用控制包数目比 AMR I 要小,这是容易理解的,因为我们使用了限制反馈的方法.而且,这两种协议控制包数目受网络稳定性的影响最小,至于 DSR,其控制包数目太大,主要源于其缓冲机制导致的路径中链路失效次数太多,从而产生过多的路由出错信息.

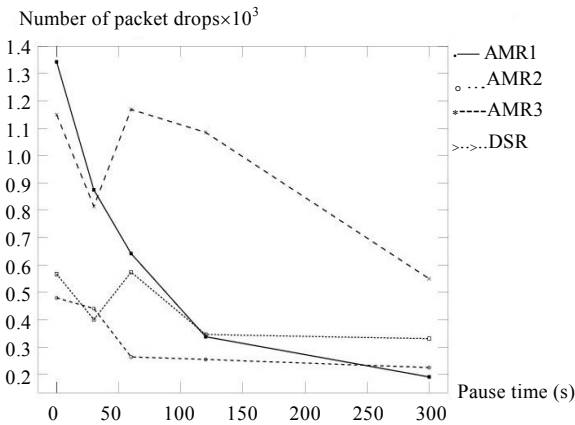


Fig. 12 Number of packet drops
图 12 丢失包数目比较图

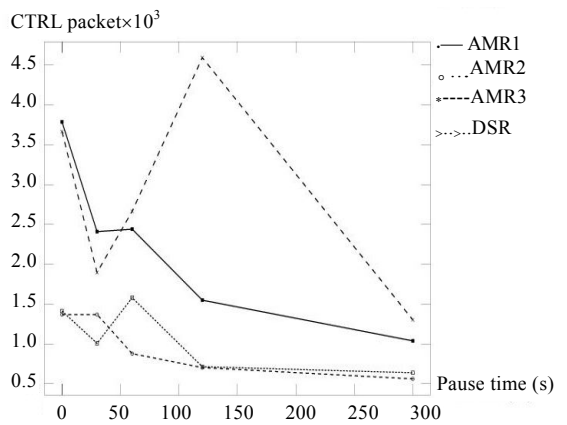


Fig. 13 Routing overhead
图 13 控制开支包数目比较图

根据文献[16]的原则,对于移动自组网络影响最大的两个参数是“端到端的吞吐量”和“端到端的网络延迟”.由上面的模拟结果我们可以获知,AMR 路由策略在限制控制包、减少丢失包的情况下,有效地获得了较高的传输率和网络延迟.另外,与几种 AMR 子策略相比较可以看出,在大部分情况下,多路径并发传输的方法可以获得更加稳定的效果.

由上述实验数据我们可以看出,AMR I 在低速网络,其性能比较好,但在高速动态网络中,其性能急剧下降,而且 AMR II/III 在高速和低速网络都有比较好的性能.

4 结论及今后的工作

本文描述了一种 AMR 路由策略.该策略试图通过广泛收集各链路信息构造相对完备的网络状态拓扑图.

在该路由策略中,我们描述了3个子策略.其中第1个子策略试图获得尽可能完整的网络状态拓扑,第2个子策略希望受限地获得尽可能全的对自己数据发送有帮助的网络状态信息,第3个子策略采用第2种策略获得的网络信息构造多条路径,同时进行数据发送.

通过将模拟的结果与经典的移动自组网络路由策略 DSR 的比较得知,我们的协议可以获得更高的吞吐量、较小的延迟以及其他一些优于 DSR 的性能.由此得知,在一定情况下,我们的协议可以满足移动自组路由协议对有效且效率高的要求.

在以后的工作中,首先我们希望在路由反馈中加入基于概率模型的缓冲机制,以减少路由请求中重复的信息和过长的等待.该缓冲机制将在文献[4]中所描述的几种缓冲结构的基础上通过添加概率信息来对缓冲的决策产生影响.我们还希望建立路由路径的可靠性模型,进一步减小文献[17]提出的可靠路径计算复杂度.

并且,在文献[18]中,已经尝试利用探测的方法获得满足 QoS 要求的移动自组网络路由路径.我们希望在以后的研究中,不仅能够提供多条分别满足 QoS 要求的移动自组网络路由路径,而且在无法找到单一路径的情况下,能够使用复合路径满足 QoS 的请求.

在负载均衡和拥塞控制等方面,也需要有进一步的讨论.比如,如何构造一个合理的数学模型来模拟、讨论路由策略对网络负载造成的影响;如何构造新型的拥塞控制机制控制有别于传统单路径的多路径同时传输.更多地,基于多路径路由的多播策略、安全性支持以及无线节点间的互操作性问题,也需要更深入的讨论.

References:

- [1] Perkins CE, Bhagwat P. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing for mobile computers. In: ACM SIGCOMM Symp. on Communication, Architectures and Protocols. New York: ACM Press, 1994. 234~244.
- [2] Murthy S, Garcia-Luna-Aceves JJ. An efficient routing protocol for wireless networks. ACM Mobile Networks and App. J., Special Issue on Routing in Mobile Communication Networks, 1996,1(2):183~197.
- [3] Johnson DB, Maltz DA. Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks. New York: Kluwer Academic Publishers, 1996. 153~181.
- [4] Hu Y-C, Johnson DB. Caching strategies in on-demand routing protocols for wireless ad hoc networks. In: Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MOBICOM). New York: ACM Press, 2000. 231~242.
- [5] Perkins CE, Royer EM. Ad-Hoc on demand distance vector routing. In: IEEE Work-Shop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA). New Orleans, 1999. 90~100.
- [6] Park VD, Corson MS. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. In: Proc. of the IEEE INFOCOM'97. Washington DC: IEEE Computer Society, 1997. 1405~1413.
- [7] Broch J, Johnson DB, Maltz DA. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks. Internet-Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt, April 2003.
- [8] Lee SJ, Gerla M. AODV-BR: Backup routing in ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE WCNC 2000. Chicago, 2000. 1311~1316.
- [9] Marina MK, Das SR. On-Demand multipath distance vector routing for ad hoc networks. In: Proc. of the Int'l Conf. for Network Protocols (ICNP). Riverside, 2001. 14~23.
- [10] Nasipuri A, Das SR. On-Demand multipath routing for mobile ad hoc networks. In: Proc. of the 8th Int'l Conf. on Computer Communications and Networks (IC3N). Boston, 1999. 64~70.
- [11] Zhang LF, Zhao ZH, Shu YT, Wang L, Yang OWW. Load balancing of multipath source routing in ad hoc Networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications (ICC 2002). 2002. 3197~3201.
- [12] Wang L, Shu YT, Dong M, Zhang L, Yang OWW. Adaptive multipath source routing in ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications. 2001. 867~871.
- [13] Lee SJ, Gerla M. Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE ICC 2001. Helsinki, 2001. 3201~3205.
- [14] Pearlman MR, Haas ZJ, Sholander P, Tabrizi SS. On the impact of alternate path routing for load balancing in mobile ad hoc network. In: Mobile and Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc). 2000. 3~10.
- [15] Cormen TH, Leiserson CE, Rivest RL. Introduction to Algorithms. MIT Press, 2001.
- [16] Corson S, Macker J. Mobile ad hoc networking (MANET): Routing protocol performance issues and evaluation considerations. RFC 2501, 1999.

- [17] Papadimitratos P, Haas ZJ, Sifer EG. Path set selection in mobile ad hoc networks. In: Proc. of the 3rd ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking & Computing. New York: ACM Press, 2002. 1~11.
- [18] Chen SG, Nahrstedt K. Distributed quality-of-service routing in ad-hoc networks. IEEE Journal on Special Areas in Communications, 1999,17(8):1488~1505.

附录:构造 k 条不相交路径的方法.

(1) k 条链路不相交路径构造方法

A. 算法

- i. 以当前网络状态图作为一个流网络,每条边的权值均设置为 1.
- ii. 从流网络中寻找源节点到目的节点的最短路径作为增广路径.
- iii. 将该增广路径添加到原来的流网络中,构造新的流网络.添加的方法详见文献[15].
- iv. 重复第 ii 步和第 iii 步 k 次,或者直到不能再获得新的增广路径为止(假设此时已经重复上面两个步骤 k' 次),此时获得一个网络流.

下面根据该网络流构造 k 条(当未能重复 k 次时,获得的是 k' 条)路径.设 $t=k$;仅有当未能重复 k 次时, $t=k'$.

- v. 我们沿源节点根据获得的网络流寻找路径.设当前访问节点为 x ,则此时 x 为源节点.
- vi. 从网络流任寻一条由 x 点出发的边,设为 $x \rightarrow y$.删去该边, x 赋值为 y .
- vii. 重复第 vi 步,直至 x 为目的节点为止.
- viii. 重复第 vi 步~第 vii 步 t 次,构造出 t 条路径.

B. 证明

下面证明由第 v 步~第 viii 步的构造过程必可构造 t 条路径,而且此 t 条路径必为链路不相交路径.

假设无法构造 t 条路径,那么必定是在第 vi 步中无法找到一条边由 x 出发,且 x 不为目的节点.

若 x 为源节点,因为每条边权值为 1,既然我们可以在流网络中 t 次找到增广路径,那么源节点的出度必为 t (由文献[15]定理 26.5 可知,由源节点出发的边的权值之和为网络流量.因为每条增广路径中的人-链路权值均为 1,因此 t 次添加增广路径后网络流量必为 t ,故得源节点出度为 t).因此,在 t 次的寻找路径中,源节点不会在第 vi 步出错.

如 x 为中间节点.根据流的特性,对所有 $u \in V - \{s, t\}$,有 $\sum f(u, v) = 0$ (见文献[15]第 26.1 节),即任意中间节点其流入流量必与流出流量相等.因为每边权为 1,所以在第 v 步,任意中间节点不会出错.

因此,在 t 次循环中,第 vi 步必可顺利进行,即可以找到 t 条路径.因此此 t 条路径中所有路径权值为 1,因此不可能被使用 1 次以上,因此求得的此 t 条路径必为链路不相交路径. \square

C. 复杂度分析

若节点数目为 $|V|$,那么第 i 步花费的时间复杂度为 $O(|V|^2)$,第 ii 步为 $O(|V|^2)$,第 iii 步为 $O(|E|)$.所以第 i 步~第 iv 步的复杂度为 $O(k(|V|^2 + |E|))$.又因为 $|E| \leq |V|^2$,所以第 i 步~第 iv 步的复杂度为 $O(|V|^2)$.

另外,第 v 步~第 viii 步的复杂度为 $O(k|E|) \leq O(|V|^2)$.因此,整个算法的复杂度为 $O(|V|^2)$.

(2) k 条节点不相交路径构造方法

A. 寻路算法

与方法(1)类似.但是这里涉及到拆点的问题,即需要将除源节点和目的节点外的所有节点都拆成两个节点:入点和出点.所有到该点的有向边,都改为指向该入点的有向边;而所有由该点指出的有向边,都改为由出点指出的有向边.并且,在入点和出点间以一条权值为 1 的有向边相连,以保证每个节点只使用一次.如图 14 所示.我们将以该图作为流网络以(1)中所述方法构造 k 条节点不相交路径.

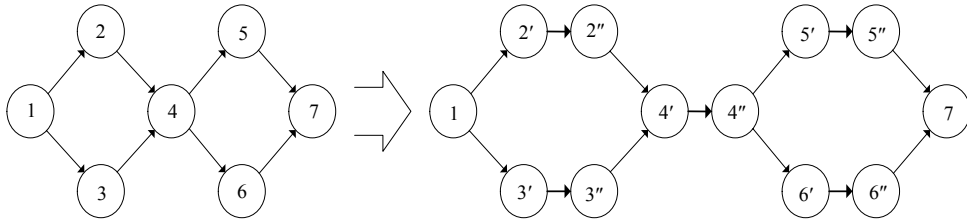


Fig.14 Sample of one node to to nodes
图 14 拆点方法示例

B. 证明

易证该方法构造出来的路径相互间为节点不相交.因为如果其中任意两条路径中有相交节点,那么该节点所拆开的两个节点间流量必 ≥ 2 ,与条件相悖.因此构造出来的必是节点不相交路径.

而且,根据(1)可知,可以构造出 t 条路径.因此,根据此法必可构造出 k 条节点不相交路径. □

C. 复杂度分析

同时,因为拆点后,图中节点数目增加了 1 倍,但是因为 $O(2|V|)=O(|V|)$.所以(2)所采用的算法仅需加入构造网络的时间复杂度即可.因为网络中节点数目为 $|V|$,边数目为 $|E|$,因此该过程时间复杂度为 $O(|V|+|E|)\leq O(|V|^2)$.故整个算法的时间复杂度仍为 $O(|V|^2)$.

第 13 届全国信息存储技术学术会议

征文通知

为促进和加强存储技术的学术交流和产品展示,中国计算机学会信息存储技术专业委员会决定于 2004 年 10 月中旬在西安召开第 13 届全国信息存储技术学术会议.本次会议由中国计算机学会信息存储技术专业委员会主办,西北工业大学计算机学院承办.会议将通过学术报告、专题讨论、产品展示等多种形式,就信息存储的最新研究进展和发展趋势开展深入、广泛的学术交流,并特邀著名专家学者作专题报告.

一、征文范围

欢迎从事信息技术研究、开发、应用的各界人士,就下列领域(但不限于)所涉及的信息存储技术方面的内容踊跃来稿:国内外存储技术的发展现状及趋势、信息存储理论与研究与信息存储新技术研究;计算机主存体系结构研究及实现、海量信息存储技术、网络存储技术;存储领域中的核心技术及实现研究、存储相关芯片的设计与应用、智能存储技术;多媒体信息存储技术、数据仓库、数据挖掘;信息存储系统的安全性和可靠性;存储系统解决方案、存储技术及产品的标准.

二、征文要求

应征学术论文应是未正式发表过的研究成果,字数(含中英文摘要、关键字与参考文献)不超过 8000 字.请注明作者的通信地址、邮政编码、电话和 E-mail 地址.论文格式请参照《计算机研究与发展》格式.

投稿方式:电子投稿.稿件请采用 Word、PDF 文档格式.

电子投稿的 E-mail 地址: zhangyy@nwpu.edu.cn

征文截止: 2004 年 07 月 15 日 录用通知: 2004 年 08 月 31 日

被本次会议录用的学术论文将收录在会议论文集内,优秀论文将在《计算机研究与发展》(增刊)上发表.有关会议的动态信息可通过拨打(029)8493772 或通过 E-mail 询问.

三、参展范围

为了加强产业界、学术界和应用领域间的交流和联系,本次会议将举办信息存储技术交流会及产品展示会.凡与存储相关的产品和技术均欢迎参会参展,有意参展的单位请联系:

联系人: 张延国 教授 电话: (029)8493772 传真: (029) 8495772 E-mail: zhangyy@nwpu.edu.cn

四、中国计算机学会信息存储技术专业委员会联系方式

联系人: 方粮 博士 通讯地址: 410073 湖南长沙国防科技大学计算机学院

电话: (0731)4575962-801 传真: (0731)4510109 E-mail: Lfang@163.net