

一种多速率移动自组网中的拓扑控制算法*

邹仕洪⁺, 程时端

(北京邮电大学 网络与交换国家重点实验室,北京 100876)

A Multi-Rate Aware Topology Control Algorithm in Mobile Ad Hoc Networks

ZOU Shi-Hong⁺, CHENG Shi-Duan

(State Key Laboratory of Networking and Switching, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-10-62283761, Fax: +86-10-62283412, E-mail: zoush@bupt.edu.cn, <http://www.bupt.edu.cn>

Received 2004-02-25; Accepted 2004-05-12

Zou SH, Cheng SD. A multi-rate aware topology control algorithm in mobile ad hoc networks. *Journal of Software*, 2004,15(12):1869-1876.

<http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/1869.htm>

Abstract: The problem of topology control in multi-rate mobile ad hoc networks is studied and a multi-rate aware topology control algorithm (MATC) is proposed in the paper. MATC fully takes the inherent multi-rate property of wireless network into account. It removes some low rate links while preserving the connectivity of the network. On the basis of MATC, on-demand routing protocols can find the optimal route in one-hop range. Extensive simulations show that MATC can significantly improve the network throughput.

Key words: topology control; multi-rate; mobile ad hoc networks; IEEE 802.11

摘要: 提出了一种移动自组网中的拓扑控制算法 MATC(multi-rate aware topology control),该算法充分考虑了无线环境中固有的多速率特性,在保证原有网络连接性的前提下删除部分低速链路,为上层的路由协议构造一个良好的拓扑,确保按需路由协议能够在一跳范围内发现最优路由.大量仿真结果表明,MATC 对网络性能有较大的提高.

关键词: 拓扑控制;多速率;移动自组网;IEEE 802.11

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

在最初的无线局域网(WLAN)标准 IEEE 802.11^[1]中,所有的帧都以单一的速率发送.而 IEEE 802.11a 和 802.11b 在物理层都提供多速率能力.所有控制帧及广播、多播帧以基本速率发送,而数据帧可以根据信道状况

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.90204003 (国家自然科学基金); the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2003CB314806 (国家重点基础研究发展规划(973)); the National Research Foundation for the Doctoral Program of Ministry of Education of China under Grant No.20010013003 (国家教育部博士点基金); the China Postdoctoral Science Foundation under Grant No.2003034111 (中国博士后科学基金)

作者简介: 邹仕洪(1978-),男,江西抚州人,博士,讲师,主要研究领域为无线局域网,移动自组网,QoS;程时端(1940-),女,教授,博士生导师,主要研究领域为网络性能评估,QoS.

选择不同的速率:当信道具有高信噪比时可以选择高速率发送数据.在 802.11b 中,允许使用的速率有 1Mbps,2Mbps,5.5Mbps 和 11Mbps;在 802.11a 中,允许使用的速率有 6Mbps,9Mbps,12Mbps,18Mbps,……,54Mbps.为了利用物理层的多速率能力,出现了不少支持多速率的媒体接入控制(media access control,简称 MAC)层机制.ARF(auto rate fallback)^[2]是第 1 个商用的实现多速率的 MAC 层机制,它是基于发送端的调整方法.发送端在连续成功发送若干个数据帧后尝试使用较高的发送速率,而一旦发送失败则降低发送速率.文献[3]提出了 RBAR(receiver based auto rate),它基于接收端进行速率调整,接收端接收到 RTS(request to send)后,根据信噪比确定随后发送数据时可以使用的速率,然后在 CTS(clear to send)中将该速率通知给发送端.

目前,802.11 WLAN 在全球范围内得到广泛部署,而 WLAN 的覆盖范围有限,从现有的 WLAN 扩展到多跳的移动自组网(mobile ad hoc networks,简称 MANET)是必然趋势,因此,目前国内外诸多关于 MANET 的研究都采用 802.11 作为 MAC 协议.网络拓扑的好坏严重影响网络的性能,特别是在无线网络中,拓扑可以随着发射功率的调整而改变.发射功率小,引起的干扰较少,但网络的连接性因此而降低,可能会造成网络分割;发射功率大,网络的连接度很高,但因此带来的干扰也会增加,使得整个网络的性能降低.通过调整功率来实现拓扑控制,已有很多文章涉及^[4-6].然而,在基于 802.11 的无线网络中功率是不可控的,因为 802.11 标准规定所有节点(站点)都必须使用最大功率,唯一可控的是发送速率.在使用同样发送功率的前提下,各节点可根据自己的信道条件选择使用最合适的发送速率.本文则在这样的背景下研究无线网络的拓扑控制问题,提出了多速率知晓的拓扑控制算法(multi-rate aware topology control,简称 MATC),该算法的主要思想是,网络中每个节点周期的发送邻居通告在收到所有的邻居通告后,节点根据到达各个邻居的速率,通过删除那些与其直接通信占用较长时间的邻居节点从邻居集合中构造出一个邻居子集,之后该节点只和该邻居子集进行直接通信,从而得到一个较好的网络拓扑.分析和仿真结果表明,采用了 MATC 的网络性能有了较大的提高.

本文第 1 节简单介绍了背景知识和相关工作.第 2 节引入了多速率知晓的拓扑控制算法 MATC.第 3 节是仿真结果和分析.第 4 节对全文进行了总结.

1 背景及相关工作介绍

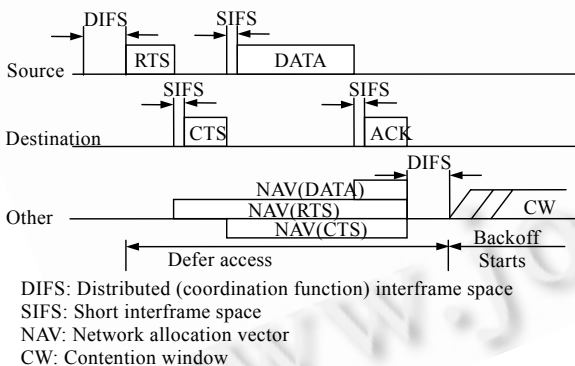


Fig.1 RTS/CTS access mechanism in DCF
图 1 DCF 的 RTS/CTS 接入机制

DCF(分布式协调功能)是以一种尽力而为的机制来支持突发的数据传送,它是 IEEE 802.11 MAC 层的基本功能.标准规定,一个基本服务集(basic service set,简称 BSS)中的所有节点都必须支持 DCF.DCF 中分组的传送可以使用两种方法.缺省的是 2 次握手机制,即基本接入方法,目的节点接收到分组后,发送一个 MAC 层的肯定确认以确认分组的成功发送.另一种可选方法是 4 次握手机制,使用请求发送/清除发送(RTS/CTS)技术在数据发送之前预留信道.图 1 描述了 RTS/CTS 方法.该机制用来减少由于隐藏终端带来的性能降低.然而,使用 RTS/CTS 机制的缺点是增加了短数据帧的开销.

DCF 协议基于载波监听多址接入/碰撞避免(CSMA/CA)机制.在 IEEE 802.11 中,载波监听同时在物理层(物理载波监听)和链路层(虚拟载波监听)进行.碰撞避免的目的是为了避免在载波空闲 DIFS 之后所有有数据发送的节点同时发送数据,导致产生碰撞.有数据发送的节点在等待载波空闲 DIFS 之后,额外等待一个退避时间(Backoff_time).Backoff_time 当信道空闲一个时隙时减 1,而当信道忙时暂停递减.只有在 Backoff_time 减为 0 时,节点才允许发送数据.

文献[7]实现了一种多速率知晓的子层(multi-rate aware sublayer,简称 MAS),该层位于 IP 层和 MAC 层之间,当 MAS 发现下一跳为低速链路时,如果存在一个中继节点,使得可以高速率达到下一跳时,则 MAS 对 IP 层透明的实现从该节点中继.MAS 与本文的拓扑控制算法所处地位一样,但实现方式完全不同.采用 MAS 后,每个发送

的分组中都必须添加 5 个字节的 MAS 头部,增加了网络的负担.而本文从拓扑控制的角度出发,未引入任何包头,所有操作完全可以在 MAC 层实现.

文献[8]首先指出传统的最小跳数路由度量在很多情况下都选择使用低速链路,而这将大大降低网络的吞吐量,之后提出了一种新的多速率移动自组网中的路由度量——媒体占用时间(media time metric,简称 MTM).一条路由的度量为形成该路由的所有链路的 MTM 之和.采用该度量之后,路由协议将尽量选用由高速链路组成的路由,因为它占用媒体的时间短.首先从协议层次上来说,文献[8]是有关多速率的路由协议,本文的拓扑控制算法位于路由协议之下,它为路由协议提供服务,对原有的网络拓扑进行相应控制(删除能够用多跳高速链路替换的低速链路),在我们的拓扑控制算法之上,可以运行任何路由协议.其次,由于自组网中按需路由协议^[9-11]的根本缺陷(第 2.3 节有详细讨论),不论其使用何种度量,在存在可替代的多跳高速链路情况下,仍然有可能选择低速链路.

2 多速率知晓的拓扑控制算法 MATC

2.1 概述

令 $T(data_rate)$ 表示在多速率 DCF 中以速率 $data_rate$ 发送一个分组实际占用信道的时间(不含空闲时间和碰撞时间),则有:

$$T(data_rate)=T_{overhead}(data_rate)+\frac{L}{data_rate} \tag{1}$$

$$T_{overhead}(data_rate)=T_{RTS}+T_{CTS}+\frac{H_{PHY}}{basic_rate}+\frac{H_{MAC}}{data_rate}+3SIFS \tag{2}$$

其中, $data_rate$ 为数据的发送速率,根据通信时的信噪比(signal to noise ratio,简称 SNR)而定, L 为分组长度. $basic_rate$ 为 802.11 标准中规定的基本速率,RTS/CTS,ACK 都必须以此速率发送,一般为 1Mbps.SIFS(short interframe slot)为短帧间间隔, H_{PHY},H_{MAC} 分别为物理头和 MAC 头的长度.

首先,我们定义间接通信的条件:对于任意两个能够直接通信的节点 A,B ,当存在一个中间节点 C ,使得从 A 到 B 直接通信所占用的时间大于通过中间节点 C 转发的间接通信所占用的时间时,也即 $T(r_{ac})+T(r_{cb})<T(r_{ab})$,则称这两个节点满足间接通信的条件(如图 2 所示),其中, r_{ab},r_{ac},r_{cb} 分别为 A 和 B,A 和 C,C 和 B 通信时的速率,下面将 $T(r_{ac})$ 简记为 T_{ac} .

在单一速率环境下,任意两个节点都不可能满足间接通信条件.而在多速率环境下,由于节点之间距离的不同,能够采用的通信速率也不相同,对于相距较远的只能以较低速率通信的节点来说,该间接通信条件是很容易满足的.下面分析满足间接通信条件的可能性.为讨论方便,以下都以 802.11b 为例,但 MATC 同样适用于 802.11a.采用直序扩频(direct sequence spread spectrum,简称 DSSS)物理层参数进行计算,并假定分组长度为 1500 字节,可得 802.11b 各个速率下分组的发送时间,见表 1.

Table 1 Sending time with different rates in 802.11b

表 1 802.11b 中各速率下发送一个分组占用信道的时间

T (ms)	11Mbps	5.5Mbps	2Mbps	1Mbps
	2.322	3.462	7.454	13.726

在同样的误码率要求下,无线链路可使用的速率与 SNR 有关,SNR 越大,可使用的速率就越高.由于无线信号的衰落与距离的 $\beta(\beta \geq 2)$ 次方成正比,在采用同样的发送功率并具有同样的噪声水平时,距离越近的节点能够使用的速率将越高.间接通信就相当于用两跳高速链路替换一跳低速链路.表 2 是目前工业界无线网卡的性能参数.

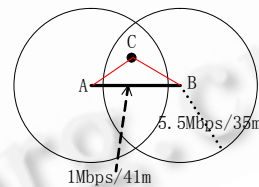


Fig.2 The probability of one 1Mbps link to be replaced with two 5Mbps links

图 2 两跳 5.5Mbps 替换 1 跳 1Mbps 的可能性

Table 2 Typical ranges at different ranges (BER<10⁻⁵)
表 2 wavelan 802.11 网卡的不同速率的性能参数(BER<10⁻⁵)

Range(meters)	11Mbps	5.5Mbps	2Mbps	1Mbps
Open	160	270	400	550
Semi-Open	50	70	90	115
Closed	25	35	40	50

从表 1 可以看出,用两跳 5.5Mbps 替换 1 跳 1Mbps 将满足间接通信条件.图 2 是参照表 2 中室内环境的参数进行绘制的,只要有节点 C 位于两个圆的相交区域,A 和 B 节点就满足间接通信条件.从图 2 中可直观地看出,对于相距较远的只能以较低速率通信的节点 A 和 B 来说,满足间接通信条件的概率是很大的.

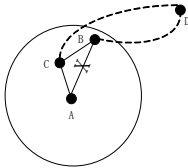


Fig.3 The basic idea of MATC

图 3 MATC 的基本思想

MATC 算法的基本思想(如图 3 所示)就是当两个节点满足间接通信条件时,它们不直接进行通信.

上面的分析没有考虑间接通信带来的竞争增加.由于间接通信会导致竞争增加,因此将间接通信的条件修正为 $T_{ac}+T_{cb}+\eta < T_{ab}$,其中 η 为开销补偿.

下面首先分析由于竞争增加带来的时延开销较小,即开销补偿 η 也较小,从而满足修正后的间接通信条件的概率仍然很大;然后详细描述 MATC 算法.

2.2 由于竞争增加带来的时延开销较小

将直接通信变为间接通信时,原来的一次发送变为两次发送,这样将增加竞争的次数,另外也很可能增加竞争的站点数(如果中间的节点本来没有数据要发送的话),从而带来额外的时延开销.下面从理论上量化分析由于竞争增加带来的时延开销.

假设 WLAN 中节点数为 n ,一个时隙中每个节点发送分组的概率均为 τ ,并令 $p_{idle}, p_{col}, p_{suc}$ 分别表示 WLAN 中时隙空闲的概率、分组碰撞的概率以及分组传送成功的概率,则有^[12]

$$p_{idle}=(1-\tau)^n \tag{3}$$

$$p_{col}=1-(1-\tau)^n-n\tau(1-\tau)^{n-1} \tag{4}$$

$$p_{suc}=n\tau(1-\tau)^{n-1} \tag{5}$$

图 4 为 WLAN 中一次成功发送的过程.令具有 n 个节点的 WLAN 中以速率 r 平均成功发送一个帧所占用的时间为 $T_{r,n}$,它由 3 部分组成:空闲时隙、碰撞所占用的时间和成功发送占用信道的时间 $T(r)$,则有

$$T_{r,n}=\left(T_{col}\frac{p_{col}}{p_{suc}}+T_{slot}\frac{p_{idle}}{p_{suc}}\right)_n+T(r) \tag{6}$$

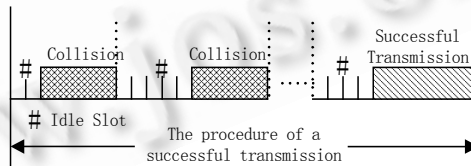


Fig.4 The procedure of a successful transmission in WLAN

图 4 WLAN 中一次成功发送的过程

令 s, h_1, h_2 分别表示低速链路的速率和替换后的两跳高速链路的速率,则对于一跳低速链路来说,一个帧的平均发送时间为 $T_{s,n}$.当采用两跳高速链路替换一跳低速链路时,我们考虑最坏情况,参加竞争的节点数变为原来的两倍,此时一个帧成功发送(从原发送节点到原接收节点)平均占用信道的时间 $T_{h_1, h_2, n}$ 为

$$T_{h_1, h_2, n}=2\times\left(T_{col}\frac{p_{col}}{p_{suc}}+T_{slot}\frac{p_{idle}}{p_{suc}}\right)_{2n}+T(h_1)+T(h_2) \tag{7}$$

由式(6)、式(7)可知,由竞争带来的开销 T_{co} 为

$$T_{co} = 2 \times \left(T_{col} \frac{P_{col}}{P_{suc}} + T_{slot} \frac{P_{idle}}{P_{suc}} \right)_{2 \times n} - \left(T_{col} \frac{P_{col}}{P_{suc}} + T_{slot} \frac{P_{idle}}{P_{suc}} \right)_n \quad (8)$$

文献[12]利用 Markov 链对 DCF 建模分析其饱和吞吐量,利用该文献的结果可求得 τ, p 的数值解.假定所有控制报文都以 1Mbps 的速率发送,按 DSSS 的参数值计算,并将 τ, p 的数值解代入式(8),可得 T_{co} 的数值解,如图 5 所示.从图 5 可以看出,由竞争增加而带来的开销较小,小于 0.7ms,在实际应用中 η 可取 1ms.

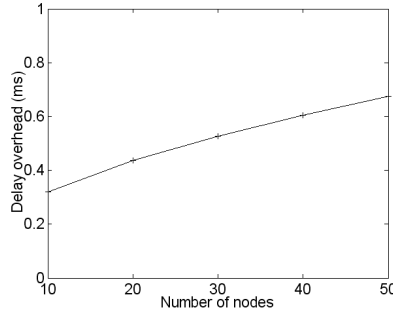


Fig.5 Delay overhead due to increasing contention

图 5 由于竞争增加带来的时延开销

2.3 多速率环境下按需路由协议的根本缺陷

由于移动自组网中的带宽和能量都十分宝贵,而由表驱动的路由协议引起的开销太大,因此在移动自组网中广泛应用的是按需路由协议^[11].按需路由协议包括 DSR^[9],AODV^[10]等.

在按需路由协议的路由发现过程中,当一个节点收到一个路由请求(route REQuest,简称 RREQ)的广播时,首先根据(发起节点地址,请求标示号)来判断该 RREQ 是否已经收到过,如果是,则简单丢弃新收到的 RREQ.这便是按需路由协议在多速率环境下缺陷的根源所在.如图 3 所示, A 为发起路由发现的源节点,由于 C 节点的存在, A, B 节点满足间接通信条件.假设到某目的节点 D 的最优路由是 $A \rightarrow C \rightarrow B \rightarrow \dots \rightarrow D$.采用按需路由之后,当 A 广播 RREQ 时, C 节点和 B 节点同时收到.之后,即使 C 节点先执行再广播, B 节点收到 C 节点转发的 RREQ 时只是简单丢弃,因此也就无法发现最优路由 $A \rightarrow C \rightarrow B$,而很可能最后发现的是 $A \rightarrow B \rightarrow \dots \rightarrow D$,亦即将满足间接通信条件的低速链路作为路由的一部分.这是路由协议的按需本质所带来的问题,也是仅仅采用路由度量无法解决的问题.而本文提出的 MATC 算法通过对拓扑进行控制,删除此类低速链路,使按需路由协议能够在一跳范围内发现最优路由.

2.4 MATC算法的详细描述

在详述多速率拓扑控制算法之前,首先定义连接集的概念.

连接集(connectivity set):一个节点的连接集,就是由那些与其直接通信比间接通信占用更少时间的邻居节点构成的集合.亦即,考虑源节点 A ,对于一个节点 B ,如果存在节点 C ,使得满足间接通信的条件 $T_{ac} + T_{cb} + \eta < T_{ab}$,则节点 B 不属于 A 的连接集.

连接集具有以下两个性质:

a) 连接性:令 $G=(V,E)$ 表示所有节点使用最大功率后形成的无向图, $H=(V,E')$ 表示源节点只与连接集内节点通信所获得的无向图.如果 G 为连接图,则 H 也为连接图.

证明:令 X_i, X_{i+1} 为图 G 中的一条路径上的任意一跳,我们只要证明 X_i 和 X_{i+1} 在图 H 中可达,则原命题获证.

考虑以下两种情况:

X_{i+1} 在 X_i 的连接集中:显然成立.

X_{i+1} 不在 X_i 的连接集中:因为 X_i, X_{i+1} 为图 G 中的一条路径上的任意一跳, X_{i+1} 在 X_i 的一跳范围之内.又由连接集的定义可知,必定存在节点 X_u (在 X_i 的连接集中),使得 $T_{iu} + T_{u(i+1)} + \eta < T_{i(i+1)}$.因此,我们的问题变为证明在图 H 中存在从 X_u 到 X_{i+1} 的一条路径.

显然, $T_{u(i+1)} < T_{i(i+1)}$, 因此, X_u 和 X_{i+1} 在图 G 中相邻.

将 X_u 看作 X_i , 重复上面的证明过程, 我们可知不是 X_{i+1} 在 X_u 的连接集中, 就是 X_u 能够通过另一个节点(时间更短)到达 X_{i+1} .

这个过程一直持续到找到一个节点离 X_{i+1} 足够近(在 X_{i+1} 的连接集中)时, 我们的证明结束. \square

b) 对称性: 如果节点 j 在节点 i 的连接集中, 则节点 i 也在节点 j 的连接集中.

证明: 假设 i 不在 j 的连接集中, 则存在 u , 使得 $T_{ju} + T_{ui} + \eta < T_{ji}$. 该不等式等价于 $T_{iu} + T_{uj} + \eta < T_{ij}$, 而这与 j 在 i 的连接集中矛盾. 因此, 原命题得证. \square

连接集的构造: 每个节点定期地广播自己的邻居集合和到各个邻居的速率. 到邻居的速率可以根据监听到的来自该邻居的分组(包括数据分组和连接集广播)的功率大小来进行估算. 广播的周期可视网络中节点的运动速度而定. 当节点 s 收到节点 i 广播的连接集之后, 执行下面的伪代码:

```

for each node  $j \in CS_s$  do
{
  if  $(T_{sj} + T_{ji} + \eta < T_{si})$  then exit;
}
 $CS_s = CS_s + \{i\}$ 
for each node  $j \in CS_s \cap CS_i$  do
{
  if  $(T_{si} + T_{ij} + \eta < T_{sj})$  then  $\{CS_s = CS_s - \{j\}\}$ 
}

```

在 MATC 算法中, 所有的节点都分布式地构造自己的连接集, 每个节点都只与自己的连接集内的节点直接通信, 这样就实现了不与满足间接通信条件的节点直接通信的目的. 因此, MATC 算法的实现包含以下 3 个部分:

1) 各节点周期地广播自己的连接集(包含节点及与其通信的速率). 连接集的初始值为空集.

2) 节点收到邻居的广播之后, 按上述方法构造连接集.

3) 各节点只转发来自自己连接集中节点的路由控制广播报文(包括路由请求, 路由错误等等), 这样可以只与连接集中的节点直接通信, 从而实现拓扑控制.

3 仿真结果和分析

本文使用的仿真工具是由伯克利大学开发的 NS2.26^[13]. 我们在 NS2.26 的基础上实现了 MATC 算法. 首先, 我们在局域网范围内对 MATC 的性能进行了评估. 然后, 我们在多跳自组网下考察采用 MATC 带来的性能提高.

在下面的仿真中, 路由协议为 AODV 协议, MAC 层为 802.11 DCF, 接入方式为 RTS/CTS 4 次握手机制, 物理层采用 DSSS. 仿真时长为 100s. 速率 1Mbps 的发送范围为 250m, 其他各速率(2Mbps, 5.5Mbps, 11Mbps)的发送范围参照表 1 中的封闭环境的比例分别为 200m, 175m, 125m. MATC 中节点发送连接集广播的周期为 2s. 下面图中的所有结果都是 10 次仿真的平均值.

当递归使用间接通信条件时, 可能会出现原来一跳的链路被 3 条高速链路替换. 因此, 考虑最坏和最好的情况, 我们仿真了以下 4 种 WLAN 场景. 场景 1: 11M+11M+5.5M 替换一条 1M 链路; 场景 2: 11M+11M+11M 替换一条 1M 链路; 场景 3: 11M+11M 替换一条 1M 链路; 场景 4: 5.5M+5.5M 替换一条 2M 链路. 仿真中只有一个业务流. 考察 UDP 时使用的是 CBR 业务, 分组产生间隔为 0.002s, 考察 TCP 时使用的是 FTP 业务. 分组大小都为 1500 bytes. 仿真结果如图 6 和图 7 所示, 其中 W/O Control 代表未采用 MATC 算法的网络性能, 即只使用 AODV 路由协议和 DCF 接入方式时的性能, MATC 代表采用了 MATC 算法后的网络性能.

从图 6 和图 7 中可以看出, 采用 MATC 将一跳低速链路替换为多跳高速链路后吞吐量都得到了明显的提高, 只有当用 5.5M+5.5M 替换一个 2M 时使用的 TCP 时, 吞吐量相对下降了, 这是因为 TCP 的应答机制, 产生大量的 ACK 报文, 而 ACK 报文长度较小(40bytes), 这时 RTS/CTS 4 次握手机制带来的开销 $T_{overhead}$ 相对较大, 从而使 $T(5.5Mbps) + T(5.5Mbps) > T(2Mbps)$. 对该问题的解决方法是根据统计平均后的分组长度计算间接通信条件.

在多跳自组网的仿真中, 仿真的网络范围为 670m×670m, 业务流为 CBR, 业务流的个数为 10, MAC 层为 IEEE 802.11 DCF, 仿真的节点数从 20~70, 分组大小为 1500bytes, 分组产生间隔为 0.08s. η 取值 1ms.

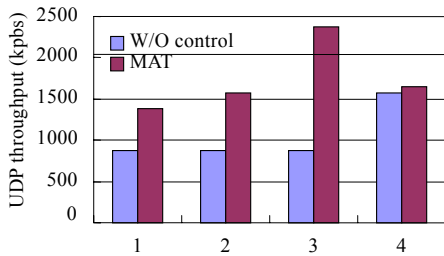


Fig.6 UDP throughput comparison

图 6 UDP 吞吐量对比

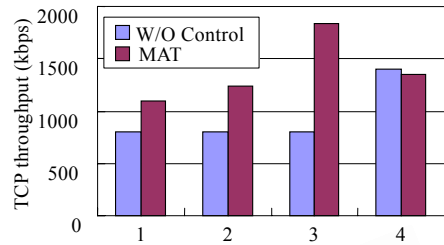


Fig.7 TCP throughput comparison

图 7 TCP 吞吐量对比

我们分别对静止场景和运动场景中 MATC 的性能进行了考察.性能考察指标为总吞吐量,即 10 个业务流的吞吐量之和.静止场景下采用 MATC 与不采用 MATC 的总吞吐量比较如图 8 所示.由图 8 可见,MATC 在吞吐量上有较大提高,当网络中节点数变大时,提高更为明显,当节点数为 70 时,吞吐量提高了 46.4%.这是因为随着节点数的增多,低速链路被替换的可能性大大增加,当更多的低速链路被替换后,吞吐量的提高就更为显著.另外,我们还对两种方案中业务流之间的公平性进行了比较.我们采用公平性指数^[14]来评估各业务流吞吐量之间的公平性.公平性指数 f 的定义如下:假定目前网络中有 n 个流,每个流 i 的吞吐量为 $x_i, 1 \leq i \leq n$,有

$$f = \frac{\left(\sum_{i=1}^n x_i\right)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (9)$$

公平性指数 f 总是一个介于 0 和 1 之间的非负数,该值越接近 1,表示公平性越好.图 9 是公平性指数比较的结果.可见,采用 MATC 后各流之间的公平性有所提高.这是由于低速链路被多跳高速链路替换后,分组从源到目的地将经历更多次的竞争,而 DCF 的公平性是长期公平性,其公平性在经历更多次的竞争后能够体现得更为充分.

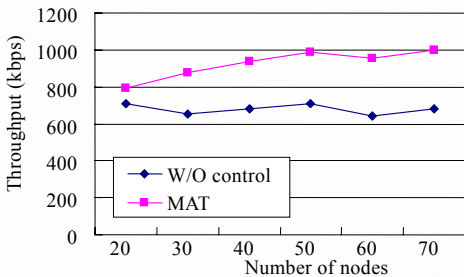


Fig.8 Throughput comparison in static scenario

图 8 节点静止时的吞吐量比较

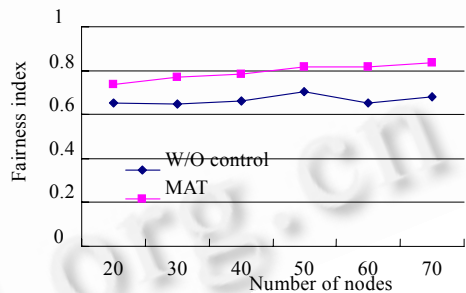


Fig.9 Fairness index comparison in static scenario

图 9 节点静止时的公平性指数比较

运动场景中的节点运动模型采用随机停靠点(random waypoint)模型^[15].节点的最大运动速度为 5m/s,暂停时间为 0s.仿真结果如图 10 和图 11 所示.从图 10 可以看出,MATC 相对于不采用 MATC 的网络在吞吐量上仍有明显的提高.然而,相对于静止场景,运动场景中的 MATC 在吞吐量上的提高相对要少.这两个方面的原因.首先由于节点的运动,使得连接集的构造不能准确反映网络当时的状况.其次,由于随机停靠点模型自身的问题,随机停靠点模型的节点在空间上不是均匀分布,而是位于网络中心的节点密度较大^[16],导致出现长距离低速链路的概率减少.另外,与静止场景一样,业务流之间的公平性也有所提高,如图 11 所示.

4 结束语

本文在多速率环境下研究拓扑控制问题.首先,分析了以 DCF 为 MAC 层协议时,当满足间接通信条件时,进行间接通信占用信道时间少,有利于提高整体网络吞吐量.其次,由于在自组网中广泛使用的按需路由协议的本质缺陷,不论采用何种路由度量,按需路由协议都有可能选取满足间接通信条件的低速链路.然后,本文提出

了多速率知晓的拓扑控制算法 MATC.在 MATC 中,每个节点分布式的根据间接通信条件构造连接集,之后只与连接集内的节点进行通信,从而删除那些满足间接通信条件的低速链路,能够完全克服按需路由协议的本质缺陷,确保在一跳范围内路由协议能够找到最优路由.

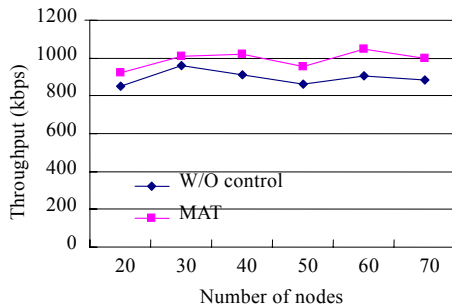


Fig.10 Throughput comparison in mobile scenario

图 10 节点运动时的吞吐量比较

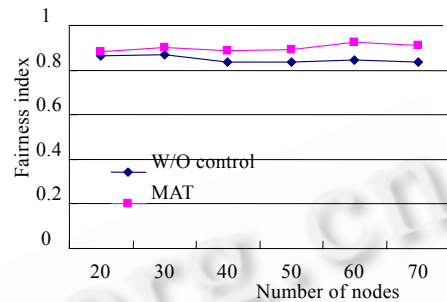


Fig.11 Fairness index comparison in mobile scenario

图 11 节点运动时的公平性指数比较

References:

- [1] IEEE 802.11. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. 1999.
- [2] Kamerman A, Monteban L. WaveLAN II: A high-performance wireless LAN for the unlicensed band. *Bell Labs Technical Journal*, 1997,2(2):118~133.
- [3] Holland G, Vaidya N, Bahl P. A rate-adaptive MAC protocol for multi-hop wireless networks. In: *Proc. of the ACM MOBICOM*. Rome: ACM Press, 2001. 236~251.
- [4] Ramanathan R, Rosales-Hain R. Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment. In: *Proc. of the IEEE INFOCOM*. Tel-Aviv: IEEE, 2000. 404~413.
- [5] Wattenhofer R, Li L, Bahl P, Wang YM. Distributed topology control for power efficient operation in multihop wireless ad hoc networks. In: *Proc. of the IEEE INFOCOM*. Anchorage: IEEE, 2001. 1388~1397.
- [6] Alaa M, Marwan K. Power controlled dual channel (PCDC) medium access protocol for wireless ad hoc networks. In: *Proc. of the IEEE INFOCOM*. San Francisco: IEEE, 2003. 470~480.
- [7] Yongho S, Jaewoo P, Yanghee C. Multi-Rate aware routing protocol for mobile ad hoc networks. In: *Proc. of the IEEE VTC*. Florida:IEEE, 2003. 1749~1753.
- [8] Baruch A, David H, Herbert R. High throughput route selection in multi-rate ad hoc wireless networks. In: R. Battiti, M. Conti, R. Lo Cigno, eds., *Proc. of the Workshop on Wireless on-Demand Network Systems*. Madonna di Campiglio: Springer-Verlag, 2004. 569~576.
- [9] Johnson D, Maltz D, Hu YC, Jetcheva J. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR). Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-07.txt, 2002.
- [10] Perkins C, Royer E, Das S. Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing. Internet Draft, draft-ietf-manet-aodv-12.txt, 2002.
- [11] Elizabeth MR, Santa B, Chai-Keong T. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks. *IEEE Personal Communications*, 1999,6(2):46~55.
- [12] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Area in Communication*, 2000,18(3):535~547.
- [13] NS2. URL <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [14] R Jain. *The Art of Computer Systems Performance Analysis*. New York: John Wiley and Sons, 1991. 55~56.
- [15] Tracy C, Jeff B, Vanessa D. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wiley Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC)*, 2002,2(5):483~502.
- [16] Christian B, Christian W. The spatial node distribution of the random waypoint mobility model. In: *Proc. of the 1st German Workshop on Mobile Ad Hoc Networks (WMAN)*. Ulm: Springer-Verlag. 2002. 1526~1535.