

# 基于虚拟时钟的 MANET 端到端性能分析模型

黄 洋, 余镇危, 张 勇, 代万洲

(中国矿业大学计算机系, 北京 100083)

**摘 要:** 在 MANET 中, 节点移动对端到端性能产生消极影响。为了量化此影响, 结合链路可用度的概念, 将分组发送至下一跳的平均时间作为虚拟时钟节拍, 提出一种基于虚拟时钟的 MANET 性能分析模型。通过此模型可以较准确地求出路径吞吐量和分组平均端到端时延等性能指标, 并分析出节点速度、传输半径、分布密度等环境配置参数对这 2 个性能指标的影响。

**关键词:** 移动 Ad Hoc; 虚拟时钟; 端到端; 性能分析

## MANET End-to-end Performance Analysis Model Based on Virtual Clock

HUANG Yang, YU Zhen-wei, ZHANG Yong, DAI Wan-zhou

(Dept. of Computer, China University of Mining and Technology, Beijing 100083)

**【Abstract】** In mobile Ad Hoc networks, the mobility of nodes has negative impact on end-to-end performance. To quantify this impact, this paper proposes a MANET performance analyzing model based on virtual clock with link availability theory, which defines the time period from a packet generation to its successful transmission to the next hop as the virtual clock. Through this model, path throughput and average packet end-to-end delay can be accurately obtained. And how speed and transmission range and density of nodes affect the measurements of end-to-end performance can be analyzed.

**【Key words】** mobile Ad Hoc; virtual clock; end-to-end; performance analysis

### 1 概述

移动自组网(Mobile Ad Hoc Network, MANET)是由一组带有无线收发装置的移动终端(本文一律称之为节点, node)组成的一个多跳的临时性自治系统<sup>[1]</sup>。这种网络以无中心方式通过每个节点自身作为路由器实现分布式路由, 不依赖于固定的网络基础设施(如基站、交换机等)。整个网络不需要依靠一个或几个关键的节点来组织或控制。自组网在前方战场、数字化作战系统、抗灾抢险、会议、科考探险等领域有着重要的地位和作用。

随着 MANET 应用和研究工作的增多, MANET 的性能问题受到越来越多的关注。MANET 性能评价, 不论对于设计网络还是选用网络, 都是十分重要的。大量的研究工作都是针对网络各层的协议设计及协议之间的性能比较, 然而从用户的角度看, 端到端性能才是最为关注的。在 MANET 中, 源端到目的端之间的路径随着节点的移动、拓扑的变化而变化, 这必然影响端到端吞吐量和时延。近年来, 研究者提出了不少 MANET 的移动模型<sup>[2]</sup>, 并在此基础上对典型的路由协议(如 AODV, DSR 等)进行仿真, 说明移动性对系统性能的影响。但是大部分的性能评估工作都建立在仿真的基础上, 只有少数研究者用分析的方法求解出静态 Ad Hoc 网络的归一化吞吐量和路径容量。

本文提出一种基于虚拟时钟的 MANET 性能分析模型, 用以求解端到端的路径吞吐量和传输时延, 并通过这 2 个性能指标, 分析说明移动性等环境因素对 MANET 端到端性能的影响。节点移动导致链路失效, 该模型引入链路可用度的概念, 并利用此参数, 求解动态拓扑状态下的 Ad Hoc 网络

性能指标。

### 2 MANET 端到端性能分析模型

在不失一般性的情况下, 模型假设节点间的通信信道是理想的, 噪声干扰和信号衰减暂时不予考虑。

#### 2.1 模型的基本思想

模型以从源到目的端的整条路径为研究对象。因为一个数据包由源节点发送, 经由中间节点一跳跳地转发至目的节点, 所以可将数据包从源到目的端的传输时间分割成一个个时钟节拍。忽略不计中间转发节点接收数据包转为发送数据包的时延, 每个时钟节拍可近似地等于节点将数据包发送到下一跳所用的时间, 包括发送前的等待、冲突产生的后退以及传输所用的时间。以此作为时钟的节拍, 记为  $T_{suc}$ , 模型的分析以  $T_{suc}$  为时间单位。每到一个时钟节拍开始时, 源节点发送出数据包, 如果此时的链路可用, 则认为时钟一拍结束时包会成功发送到下一跳; 如果此时链路失效, 则源节点发送失败。

#### 2.2 虚拟时钟周期

本模型的第 1 个重要参数是虚拟时钟周期, 即一个节拍的时间长度。它是分组由发送节点成功发送至下一跳所需的平均时间。

图 1 所示为一个包经过若干次竞争信道、冲突后退后被成功发送的过程。由此图可知, 虚拟时钟由 3 个部分组成:

**作者简介:** 黄 洋(1983 - ), 女, 硕士研究生, 主研方向: Ad Hoc 网络, 移动 IPv6; 余镇危, 教授、博士生导师; 张 勇、代万洲, 硕士研究生

**收稿日期:** 2008-06-30 **E-mail:** amanda8317@163.com

(1) $(N_c + 1)$ 次后退过程；(2) $N_c$ 次竞争；(3)成功传输。

$$T_{suc} = E[N_c T_c + T_b + T] \quad (1)$$

其中， $T_b$ 为后退等待时间； $T_c$ 为竞争时间； $N_c$ 为竞争信道次数； $T$ 为成功传输时间。

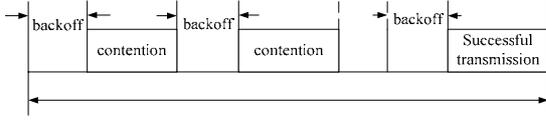


图1 包传输过程

### 2.2.1 求解成功传输时间

根据图2所示的数据包发送时序图<sup>[3]</sup>，可以写出 $T$ 的表达式

$$T = DIFS + T_{RTS} + T_{CTS} + T_{DATA} + T_{ACK} + 3SIFS + 4\delta \quad (2)$$

其中， $\delta$ 为传播延迟(propagation delay)。各参数取值将在实验部分给出。



图2 一次成功传输时序图

### 2.2.2 求解竞争时间

任何时刻，信道只能有3种情况：空闲，冲突和成功传输。设有 $n$ 个节点竞争信道，所有节点在每个时隙的发射概率都为 $\tau$ ，对每个节点来说，不管重传多少次，每个包以恒定的概率 $p$ 发生冲突 $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$ ，因此竞争次数 $N_c$ 服从几何分布。于是得到节点平均竞争次数

$$E[N_c] = \frac{p}{1-p} \quad (3)$$

每次竞争时间长度为

$$T_c = DIFS + SIFS + RTS + \delta \quad (4)$$

这样，式(3)与式(4)相乘即得平均竞争时间。

### 2.2.3 求解后退等待时间

根据二进制指数后退算法，节点在第 $i$ 次冲突后，须等待 $W_i$ 个时隙， $W_i$ 为竞争窗口的大小<sup>[4]</sup>。令 $\alpha$ 表示平均时隙的长度，这样后退等待时间长度如下：

$$T_b = \sum_{i=0}^{N_c} W_i \alpha \quad (5)$$

首先求平均时隙的长度。根据上节的假设，节点在每个时隙的发射概率都为 $\tau$ ，则信道空闲的概率 $P_i = (1 - \tau)^n$ ，成功传输的概率 $P_s = n\tau(1 - \tau)^{n-1}$ ，冲突的概率 $P_c = 1 - P_i - P_s$ 。令 $\sigma$ 表示空时隙，则

$$\alpha = P_i \sigma + P_c T_c + P_s T_s \quad (6)$$

然后求竞争窗口的大小。规定源端发送 $m+2$ 次仍未收到ACK就丢弃分组， $m$ 用来决定最大竞争窗口的大小。 $CW_{max} = 2^m W$  ( $W$ 是最小竞争窗口的大小)。在第 $i$ 个后退阶段，竞争窗口的大小

$$W_i = \min(2^i W, CW_{max}) \quad i = 0, 1, 2, \dots$$

由于很难求出竞争窗口大小在严格概率意义上的均值，因此可用算术平均值近似地代替：

$$W^{avg} = \frac{CW_{min} + CW_{max}}{2}$$

于是，有

$$T_b^{avg} = (N_c + 1)W^{avg}\alpha = \frac{(N_c + 1)(1 + 2^m)W\alpha}{2} \quad (7)$$

至此，虚拟时钟周期可得。

## 2.3 链路可用度

文中引入链路可用度<sup>[5]</sup>(Link Availability)的概念，用以量化网络配置和节点移动等客观环境对网络造成的影响。它定义为：若在 $T_0$ 时刻，2个可以直接通信的活动节点之间存在一条有效链路，在 $T_0+t$ 时刻该链路仍有效的概率。

链路可用度的求解建立在随机行走模型(Random Walk-based Mobility Model)的基础上。该运动模型具有以下特点：每个节点的运动都由一系列随机长度的运动间隔组成，在每个运动间隔上节点的运动速度和方向都保持不变。在时间 $t$ 上，运动间隔的数目 $N(t)$ 是一个独立的随机过程。

节点 $n$ 的运动用 $\langle \lambda_n, \mu_n, \sigma_n^2 \rangle$ 来表示：运动间隔的长度服从 $\lambda_{n-1}$ 的IID的指数分布；速度服从均值为 $\mu_n$ ，方差为 $\sigma_n^2$ 的IID的随机分布；方向是在 $[0, 2\pi]$ 上的IID的均匀分布；节点的传输半径用 $R_{eq}$ 表示。

链路可用度 $P_{la}$ 可以表示为

$$P_{la} \approx 1 - \Phi\left(\frac{1}{2}, 2, \frac{-4R_{eq}^2}{\alpha_{m,n}}\right), \alpha_{m,n} = 2t\left(\frac{\sigma_m^2 + \mu_m^2}{\lambda_m} + \frac{\sigma_n^2 + \mu_n^2}{\lambda_n}\right) \quad (8)$$

其中， $\Phi(a, b, z)$ 是Kummer-Confluent超几何函数。

## 3 性能指标的求解

### 3.1 端到端路径吞吐量

求解思路：先求解节点静止状态下的端到端路径吞吐量 $S$ ，移动状态下的吞吐量 $S' \approx S \cdot P_{pa} = S \cdot P_{la}^{N_p}$ 。其中， $P_{pa}$ 表示路径可用度； $N_p$ 表示路径跳数。

当没有空间重用现象时，有

$$S = \frac{nE[P]}{nT_{suc}N_p} = \frac{E[P]}{N_p T_{suc}} \quad (9)$$

其中， $E[P]$ 为分组平均负荷。

当空间重用度大于1时，目的端收到数据包的最小时间间隔为 $(N_r + 1) \cdot T_{suc}$ ， $N_r$ 为处于发送端载波监听范围内的跳数。

$$S = \frac{nE[P]}{(N_r + 1) \cdot T_{suc} \cdot n + (N_p - N_r - 1)T_{suc}}$$

当 $n \gg N_r$ 时，可近似地表示为

$$S \approx \frac{E[P]}{(N_r + 1)T_{suc}} \quad (10)$$

将上2式综合，得到更一般的表达式

$$S = \frac{E[P]}{\min(N_r + 1, N_p)T_{suc}} \quad (11)$$

这样，移动Ad Hoc网络端到端路径吞吐量可表示成

$$S' = \frac{E[P]P_{la}^{N_p}}{\min(N_r + 1, N_p)T_{suc}} \quad (12)$$

### 3.2 数据分组端到端时延

求解思路：每个分组从发送端成功到达目的端的概率是路径可用度 $P_{pa}$ ，设发送端发送 $x$ 个分组出现一次成功传输，则 $x$ 服从几何分布：

$$P\{x = n\} = (1 - P_{pa})^{n-1} P_{pa}, E[x] = \frac{1}{P_{pa}}$$

这样，设目的端成功收到 $N$ 个分组，发送端所需发送的组数为 $N \cdot E[x]$ ，则平均每个分组的端到端传输时延为

$$T' = \frac{M \cdot T_{suc} \cdot N_p}{N} = \frac{T_{suc} N_p}{P_{pa}} = \frac{T_{suc} N_p}{P_{la}^{N_p}} \quad (13)$$

## 4 仿真实验

笔者采用NS-2进行模拟实验来验证模型的正确性。实验中各参数取值见表1。实验生成30个节点，分布在1000 m ×

1 000 m 的区域中。节点移动遵循随机行走模型，传输范围为 250 m，载波监听范围为 550 m。源端发送 CBR 数据流。

表 1 模拟实验中设置的参数值

仿真参数名称	参数值
Average packet payload	1 024 Byte
MAC header	272 bit
PHY header	128 bit
ACK	112 bit + PHY header
RTS	160 bit + PHY header
CTS	112 bit + PHY header
Channel Bit Rate	1 Mb/s
Propagation Delay	1 $\mu$ s
Slot Time	50 $\mu$ s
SIFS	28 $\mu$ s
DIFS	128 $\mu$ s
ACK_Timeout	300 $\mu$ s
CTS_Timeout	300 $\mu$ s

实验 1 测试的是当节点速度为 1.5 m/s 时端到端性能指标与路径跳数的关系，如图 3 和图 4 所示。结果表明，依据本模型计算的理论与实际值的平均误差在 10% 以内，具有较高的准确性。同时可以看出，目的端在源端传输范围内时可以获得最大吞吐量。随着跳数的增加，吞吐量急剧下降，但在 3 跳以后下降趋势稳定而缓慢，这是因为空间重用现象的存在。而端到端时延则随着跳数的增加呈近乎线性增长，这是因为该指标与路径可用度成反比。

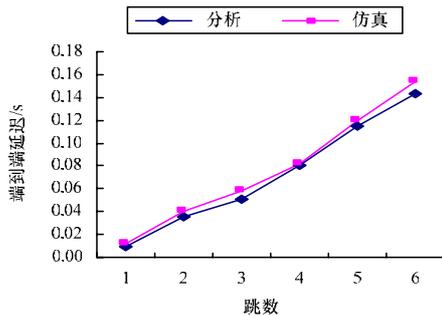


图 3 路径吞吐量与跳数的关系

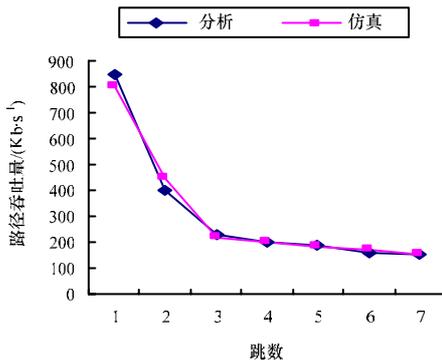


图 4 端到端延迟与跳数的关系

在此基础上，进一步分析网络配置环境因素对端到端性能的影响。如图 5 所示为分析所得不同跳数情况下，节点移动速度与路径吞吐量和端到端时延的关系。笔者选取了 4 种典型应用场景的速度：步行 1 m/s，自行车速 10 m/s，较慢车速 20 m/s，较快车速 30 m/s。在这 4 种场景下对应的链路可用度  $P_{la}$  取值分别为 0.99, 0.9, 0.8, 0.7。结果表明，当源端与目的端距离较近时，速度对吞吐量的影响较大。随着跳数的增加，路径吞吐量处于低水平，对速度的敏感度也降低。而速度对端到端时延的影响没有因跳数的不同产生差异，当节

点由 1 m/s 增速至 30 m/s，不同跳数时延均近似地增加 0.5 倍。

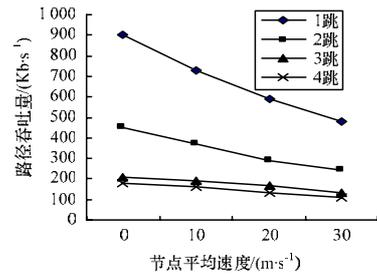


图 5 路径吞吐量与节点平均速度的关系

容易知道，目的端在源节点传输范围内时获得最大吞吐量和最小传输时延。但如果发送节点通过加大发射功率手段来扩大传输范围，却会造成报文丢失、重传以及移动节点的功耗增加。于是有必要考察不同传输半径和不同速度下网络的端到端性能。分析所得不同传输半径、不同速度下的两跳路径吞吐量如图 6 所示。

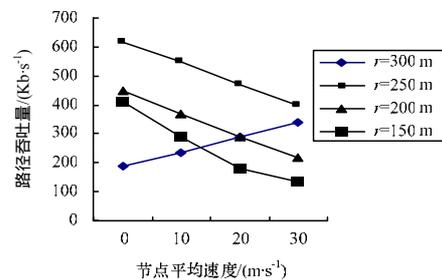


图 6 传输半径对路径吞吐量的影响

结果表明，当网络其他配置环境参数固定时，节点传输半径过小不利于包的传输，此时节点移动速度的增大反而使端到端性能提高。当传输半径逐渐增大，存在某个值使系统端到端性能达到最优化，若传输半径大于此值，半径越大随节点速度的增大性能将下降越快。

从上面分析结果中可以预知，对于网络节点密度，理论上必定也存在一个最优值，使网络性能最大化。可以通过不改变节点移动区域面积，只改变节点个数的方法控制节点密度。实验所得不同节点个数、不同速度下的端到端时延如图 7 所示。

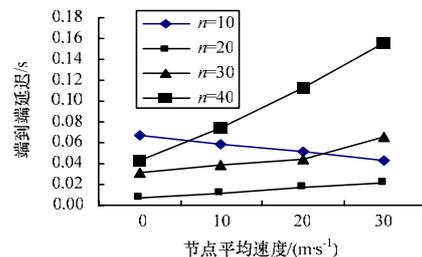


图 7 节点密度对端到端延迟的影响

运用本文理论方法，根据实验所设其他环境参数值所求得的最佳节点个数是 19.1，实验中节点个数 20 最接近此数，其端到端性能也最优，与分析结果一致。

## 5 结束语

本文给出了一种求解 MANET 端到端性能指标的分析模型。模型以端到端路径为研究对象，在已有链路可用度概念的基础上，提出虚拟时钟的思想，使复杂多变的自组网环境得以被简单抽象地描述。依据模型计算所得结果准确性较高。

(下转第 118 页)