

无线 Ad Hoc 网络中高效利用能源的 QoS 路由协议^{*}

张文柱 李建东 王 炫

(综合业务网理论和关键技术国家重点实验室(西安电子科技大学),
信息科学研究所,宽带无线通信实验室 西安 710071)

摘要 本文基于无线 Ad Hoc 网络的特性,提出了适用于无线 Ad Hoc 网络的路由协议 CEQRP(Cost-Efficient QoS Routing Protocol),该协议不仅能为应用层提供 QoS 保证,而且能充分利用网络中剩余能量高的节点来中转分组,从而达到有效利用节点的电能、提高网络“寿命”的目的。在仿真研究中,我们考虑了在不同虚电路数以及不同 QoS 要求的情况下,各节点采用 CEQRP 和 QRP(QoS Routing Protocol,选择路由时除不考虑节点剩余电能,其它方面与 CE-QRP 相同)时的网络性能。结果表明,在中等业务强度下,CEQRP 与 QRP 都具有较好的网络性能,而且 CEQRP 在有效利用节点电能方面性能优越。

关键词 无线 Ad Hoc 网络,路由协议,网络性能

Cost-Efficient QoS Routing Protocol for Ad Hoc Wireless Networks

ZHANG Wen-Zhu LI Jian-Dong WANG Xuan

(Key Laboratory of Integrated Service Networks, Information Science Institute, Broadband Wireless
Communications Laboratory, Xidian Univ., Xi'an 710071)

Abstract In this paper, a novel CEQRP (Cost-Efficient QoS Routing Protocol) for mobile Ad Hoc network is proposed. CEQRP can provide QoS guarantee and is aimed at extending the battery's lifetime at each node by selecting the nodes with a long battery's remaining lifetime to forward packets. In the performance experiments, VC traffic flows with different QoS types and different VC connections are considered. Simulation results show that both CE-QRP and QRP (the same protocol as CEQRP except that it does not consider the lifetime at each node when selecting routing) have good network performance. Furthermore, CEQRP shows distinct performance advantages in using a node's electric energy efficiently.

Keywords Mobile Ad Hoc network, Routing protocol, Network performance

1 引言

无线 Ad Hoc 网络(Mobile Ad Hoc Network,简称 MANET),由于其部署灵活和迅速,在军事、救灾和搜索救援等许多方面都具有广泛的应用前景,因此受到研究人员的广泛关注。传统的有线网络中的 QoS 路由一般依赖精确的路由信息,而 MANET 动态拓扑变化导致提供的路由信息是非精确的,这就使得这些 QoS 路由协议不能直接用于 MANET。而 MANET 的许多应用环境都要求其支持多媒体通信,因此必须在 MANET 中提供 QoS 支持。综上所述,研究 MANET 中有效的 QoS 支持技术,具有重要意义。

在 MANET 中实现支持 QoS 的关键是研究相关路由协议,而目前对 MANET 中提供 QoS 路由的研究较少。文[1]提出了一种基于带宽约束的路由算法,该算法使用距离向量路由协议收集端到端 QoS 路由信息,但没有考虑非精确信息的问题;文[2]、[3]分别提出了基于带宽约束下的按需路由协议、AODV 路由协议的 QoS 路由算法,不过这些算法都没有考虑到高效利用能源问题。在 MANET 中,各节点的能量十分有限,因此对能耗问题的研究正引起广泛的关注^[4-5],但这些研究又局限于如何节约能源或高效利用能源方面,而没有考虑如何在高效利用能源的条件下的 QoS 问题。

本文在综合考虑有效利用节点电能和 QoS 的基础上,提

出了一种高效利用能源的 QoS 路由协议 CEQRP(Cost-Efficient QoS Routing Protocol)。为了评估 CEQRP 的性能,我们研究了网络中各节点运行 CEQRP 时,应用层要求不同等级 QoS 时的网络性能以及各节点的剩余能源情况,并与网络中各节点运行 QRP(QoS Routing Protocol,QRP 除了在选择路由时不考虑节点的剩余能量外,其它方面与 CEQRP 相同)路由协议时的性能相比较。结果表明,在同样支持 QoS 的前提下,CEQRP 与 QRP 的网络性能基本相同,但 CEQRP 在高效利用能源方面具有明显的优越性。

2 带宽预约

当网络能够提供 QoS 时,网络必须能够保留和控制资源。对于 MANET 来说,面临的主要的挑战是取得带宽预留的能力。为了在 MANET 中为实时业务提供 QoS 支持,我们不仅需要获得从源节点到目的节点的跳数,而且需要知道从源节点到目的节点可用带宽。我们采用虚电路的方式解决上述问题,即建立从源节点到达目的节点的虚电路,要求所建立的虚电路不仅能满足带宽要求,而且不破坏已经存在的其他虚电路。

本文对 QoS 只考虑“带宽”。这是因为对于实时业务来说,保证带宽的需求是一个最重要的条件。在时分的网络系统中,“带宽”可以用空闲的“时隙”来衡量。CEQRP 的目标是:

^{*} 基金项目:国家自然科学基金(60372048)和微软亚洲研究院的联合资助;高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划;863 计划重大课题(2001AA123031);教育部科学技术研究重点项目和高校骨干教师资助计划。张文柱 博士生,主要研究领域为无线 ad hoc 网络的协议设计和移动通信网。李建东 博士,教授,博士生导师,主要研究领域为个人通信、移动通信、分组无线网、分布式无线网络、软件无线电和移动 IP 等方面。王 炫 博士生,主要研究领域为无线 ad hoc 网络和个人通信系统。

在从源节点到目的节点的所有可能路径中,找出一条满足带宽要求而且能源利用效率最高的路径,作为从源节点到目的节点的路由。要获得从源节点到目的节点的带宽,我们不仅需要知道从源节点到目的节点的这条路径上每段链路上的可用带宽,还需要确定如何分配空闲时隙。

2.1 FDMA 与 TDMA 相结合

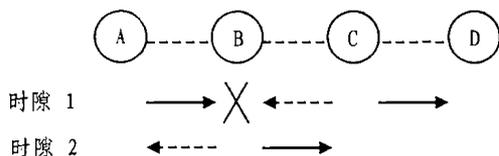


图 1 隐藏终端问题

考虑图 1 所示的采用 TDMA 技术用于数据传输的无线网络。节点 A 要向节点 D 发送数据。设 TDMA 帧的所有时隙都是空闲的。假设节点 A 使用时隙 1 用于向节点 B 传输数据,节点 B 使用时隙 2 向节点 C 转发数据。因为节点 A 和节点 C 互为隐藏节点,节点 C 可能希望使用时隙 1 向目的节点 D 发送数据,这样在节点 B 处就发生了冲突。

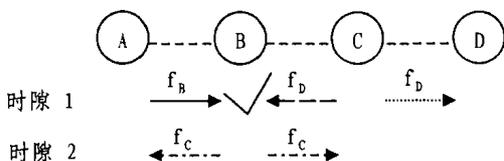


图 2 FDMA 与 TDMA 相结合,消除 B 处冲突

FDMA 技术可以用于解决上述问题。我们给网络中的每个节点分别分配一个频率,称之为守候频率(各守候频率之间有足够的保护带宽)。各个节点在自己的守候频率上接收其他节点给自己发送的数据。图 2 所示网络拓扑与图 1 相同,节点 A 要向节点 D 发送数据。节点 A 在时隙 1 使用节点 B 的守候频率 f_b 向节点 B 发送数据;节点 B 在时隙 2 使用频率 f_c 向节点 C 发送数据;节点 C 在时隙 1 使用频率 f_d 向节点 D 发送数据。这样,尽管节点 A 和节点 C 互为隐藏终端,它们在时隙 1 发送的数据同时到达节点 B,但在时隙 1 节点 A 与节点 C 发送数据的频率分别为 f_b 和 f_d ,而节点 B 此时工作在自己的守候频率 f_b 上,所以在节点 B 处不会发生冲突,从而避免了图 1 所示的隐藏终端问题。

为在 MANET 中支持 QoS,我们给每一个实时的连接分配一个虚电路。虚电路是一条从源节点到目的节点路径,这条路径上的所用节点都要为该虚电路保留所需的时隙(带宽)。由于 MANET 中节点的移动,在虚电路的生存期间,虚电路所经过的节点可能发生变化,这些节点为该虚电路保留的时隙也可能发生变化。由于网络必须保证虚电路所需要的时隙(带宽),所以虚电路经过的每个节点都要在虚电路建立时为其保留所需时隙(带宽)。

设节点工作在半双工状态,系统所用信道是时分的,并假设所有节点能否保持精确同步。相邻节点彼此获得到对方的可用带宽信息是很重要的,在选取满足 QoS 要求的路由时要用到这个信息,在确定是否允许一个连接接入网络时也要用到这个信息。为了有效管理带宽资源,我们有必要在广播路由信息的同时也广播带宽资源信息和有关节点剩余能量的信息。我们将在本文后面讨论有关节点能量问题。

2.2 带宽计算及预约

我们将时分的传输过程组织成固定长度的帧,每帧包含

固定数量的时隙。要求整个网络实现帧同步、时隙同步和位同步。网络实现同步具体机制在这里从略。如图 3 所示,一帧分为两个阶段,即:控制阶段和数据阶段。控制阶段和数据阶段所包含的时隙数都是固定的。控制阶段的时隙称为控制时隙,节点在控制时隙发送的分组称为控制分组;数据阶段的时隙称为数据时隙,节点在数据时隙发送的分组称为数据分组。控制阶段给每个节点分配一个控制时隙;数据阶段所包含的时隙数小于控制阶段所包含的时隙数,具体数值由网络规划者确定。与数据时隙相比,控制时隙的长度很小。控制时隙提供的信息包含所有控制功能,如帧同步、虚电路建立、时隙预留信息、路由表以及节点的能量代价,等等。在一帧中分配给某条虚电路的时隙数是根据 QoS 的要求来确定的。在控制阶段,各个节点轮流在属于自己的控制时隙上向邻节点广播控制信息。在这个阶段,各个节点使用同一个频率 f 发送或接收数据, f 不同于各个节点的守候频率。这样,网络的控制功能就以分布式完成了。理想地,在经过控制阶段后,每个节点就获得了数据阶段的信道保留信息。此后,节点要依据在控制阶段所获得的信息来分配空闲时隙。

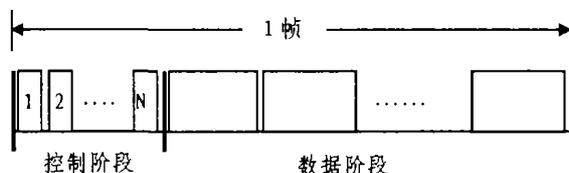


图 3 帧结构

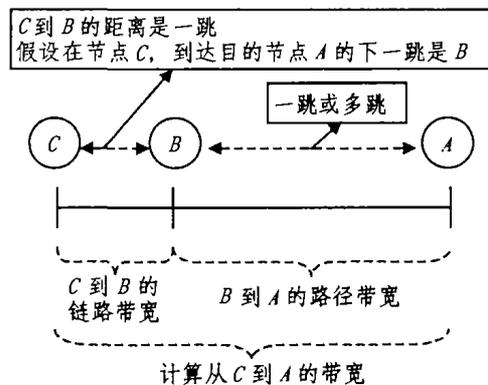


图 4 带宽信息计算

如前所述,因为只有邻节点间能够获得对方的信道预留信息,而 MANET 是多跳的,所以网络中各个节点所记录的空闲时隙可能是不同的。我们将两个相邻节点所记录的空闲时隙序列的交集定义为这两个节点之间的“链路带宽”,简记为 link-bandwidth。我们来看图 4,该图中节点 C 要计算到达节点 A 的带宽。假设从节点 C 到达节点 A 的下一跳是节点 B,如果节点 B 能够计算出从 B 到达节点 A 的可用带宽,那么节点 C 在综合分析 C 到 B 的链路带宽以及 B 到 A 的可用带宽之后,就能够计算出 C 到 A 的带宽。我们将两个节点(不必相邻)之间的可用带宽定义为两个节点之间的“路径带宽”,简记为 path-bandwidth。两个节点之间的“路径带宽”表示两个节点之间的“端到端”带宽。当两个节点相邻时,它们之间的“路径带宽”等于“链路带宽”。我们进一步假设图 4 中节点 B 与节点 A 也是相邻节点。如果节点 C 有空闲时隙 {1, 3, 4}, 节点 B 有空闲时隙 {1, 2, 3}, 则 C 与 B 之间的链路带宽为 {1, 3}。这说明节点 C 向节点 B 发送数据时只能使用时隙 1 和/或时隙 3。我们将节点 X 的空闲时隙定义为:从 X 的角度来

看, X 不使用这些时隙向邻节点发送数据, X 的任一邻节点也不使用这些时隙向 X 发送数据。 X 的空闲时隙记为 $free_slot(X)$ 。可以看到, 两个节点 B, C 之间的“链路带宽”, $link_bandwidth(B, C) = free_slot(B) \cap free_slot(C)$ 。接下来, 利用“链路带宽”来进一步计算“路径带宽”。我们可以根据“路径带宽”判断在给定的“源节点-目的节点”之间是否可以建立满足 QoS 要求的路由。图 5 给出了如何计算“路径带宽”的一个例子。

在图 5 中, 源节点 D 向目的节点 A 发送数据, 所通过的中间节点依次为 C, B 。假设每帧的数据阶段包含 10 个时隙。符号“-”表示所对应的时隙已被预约。如该图所示, 显然有:

$$\begin{aligned} free_slot(D) &= \{1, 2, 5, 6\}, \\ free_slot(C) &= \{0, 2, 3, 4, 6, 7, 8, 9\}, \\ link_bandwidth(C, D) &= path_bandwidth(C, D) = \{2, 6\} \end{aligned}$$

按照文[2]提出的带宽算法, 通过 $link_bandwidth(B, C) = \{2, 3, 6, 7, 8, 9\}$ 和我们已得到的 $path_bandwidth(C, D) = \{2, 6\}$, 可得 $path_bandwidth(B, D) = \{3, 7\}$; 继续下去, 通过 $link_bandwidth(A, B) = \{2, 5, 6, 8\}$ 和已得到的 $path_bandwidth(B, D) = \{3, 7\}$, 可以获得 $path_bandwidth(A, D) = \{2, 5\}$ 。可见, 从节点 D 到节点 A 的路径带宽是每帧 2 个时隙。如果一个需要通过上述路径的呼叫的 QoS 要求大于每帧 2 个时隙(即, $QoS > 2$), 则这个呼叫将被拒绝接入网络。

在计算完毕路径带宽后, 需要从目的节点沿着先前经过的路径向源节点回溯, 要求所经过的各节点为新的呼叫保留一帧中数据阶段的时隙。在图 5 所示的例子中, 如果 $QoS = 2$, 则节点 A 保留时隙 2 和 5, 节点 B 保留时隙 3 和 7, 等等。时隙保留一直持续到虚电路结束。在各个节点为新呼叫完成时隙保留后, 源节点 D 就可以向目的节点 A 发送分组了。

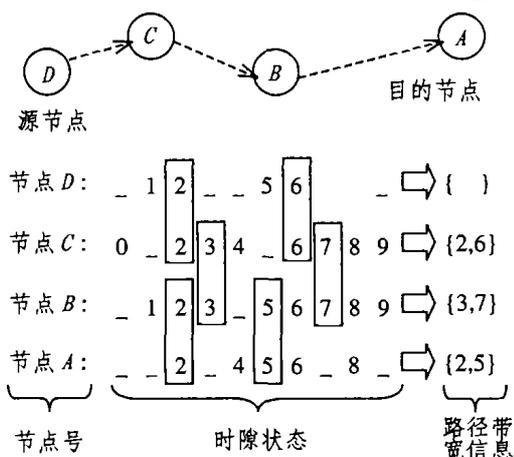


图 5 带宽计算及预约举例

3. 高效利用能源的路由协议

绝大多数基于 QoS 的路由协议并不考虑节点的能量消耗问题, 个别节点可能会为多个虚电路转发分组, 这会导致这些节点的电源过快耗尽而不能继续工作。CEQRP 协议能够解决这个问题: 为每个节点设定一个与其剩余电源能量相关的代价, 节点的剩余电源能量越少, 其代价越高, 在同样满足 QoS 要求的基础上, 尽可能选择代价小的节点转发分组, 这会有效地延长剩余电源能量少的节点的工作时间, 从而做到从宏观上延长整个网络的“寿命”。

3.1 路由代价的度量

文[4]提出用 $f(A) = 1/g(A)$ 代表节点 A 的代价, 其中 $g(A)$ 是节点 A 的剩余寿命的归一化值, 其范围在 $(0, 1)$ 之间。在此基础上, 我们提出路由代价的概念。

假设网络中的各节点发送信息的功率相同, 我们提出的路由代价综合考虑了节点代价和节点的位置信息: 节点 C 经邻节点 B 到节点 A 的路由代价记为 $cost(B)$:

$$cost(B) = \text{节点 } B \text{ 的代价 } f(B) + \text{节点 } B \text{ 到节点 } A \text{ 的路由代价的估计值}$$

设节点 C 的邻节点是 B_1, B_2, \dots, B_n , 节点 C 知道它的所有邻节点的代价 $f(B_i), 1 \leq i \leq n$, 接下来的问题就是如何确定从节点 B_i 到节点 A 的路由代价。设从节点 B_i 到节点 A 的路由代价正比于从节点 B_i 到节点 A 的跳数, 而从节点 B_i 到节点 A 的跳数与 B_i 到节点 A 的距离 $s = |B_i A|$ 成正比, 与节点的通信半径 R 成反比。于是, 从节点 B_i 到节点 A 的路由代价可表示为 $t \cdot s/R$, 其中 t 是待定的系数。 t 的一个合理取值是取 B_i 的所有邻节点的代价的平均值, 为简化, 我们取 $t = f(B_i)$, 即近似认为 B_i 的所有邻节点与 B_i 的代价相等, 于是有: $cost(B_i) = f(B_i) + f(B_i) \cdot s/R$ 。为进一步简化计算, 我们用 $f(B_i)$ 与 $f(B_i) \cdot s/R$ 两者之积代替两者之和, 于是得 $cost(B_i) = f^2(B_i) \cdot s/R$ 。设节点 B 满足 $cost(B) = \text{minimum}\{cost(B_i), 1 \leq i \leq n\}$, 则节点 C 应优先考虑通过节点 B 向目的节点 A 转发分组。可见, 节点代价是决定路由代价的重要因素。显然, 我们希望选择到目的节点的路由代价小的邻节点转发分组, 这样有利于延长剩余电能少的节点的寿命。为计算节点的剩余寿命并进一步得出节点代价, 我们需要研究无线能量消耗模型。

3.2 能量消耗模型

本文采用文[6]提出的能量消耗模型。设 $E_{elec} = 50nJ/bit$, $E_{amp} = 100pJ/bit/m^2$, 收、发信息的节点之间的距离为 d , 发射机发送每比特信息消耗的能量为 $E_{elec} + E_{amp} \cdot d^2$, 本文设定各节点发射功率恒定, 通信半径是 R , 得发射机发送每比特信息消耗的能量为 $E_{elec} + E_{amp} \cdot R^2$; 接收机接收每比特信息消耗的能量为 E_{elec} 。设节点 A 电能的最大值是 E_{max} , 已经消耗的电能为 $E_{consume}$, 则节点的剩余寿命归一化值是 $g(A) = (E_{max} - E_{consume})/E_{max}$, 相应的节点的代价是 $f(A) = 1/g(A) = E_{max}/(E_{max} - E_{consume})$ 。从上可知, 随着节点发射、接收信息的进行, 节点消耗的能量增加, 节点的代价增大。

3.3 高效利用能源的路由协议 CEQRP

给定源节点 $source$, 目的节点 $destination$, 和 QoS 要求, 高效利用能源的路由协议 CEQRP 的目标就是找到一条从 $source$ 到 $destination$ 的路径 $path$, 其中 $path$ 应满足: (1) $path_bandwidth(destination, source)$ 满足 QoS 要求; (2) 所选择的中间节点(如果 $source$ 和 $destination$ 之间的距离大于一跳)的路由代价尽可能地小。我们知道^[7], 如果 QoS 至少包含两种属性需求, 则对应的 QoS 路由是一个 NP 完全问题, 一般需要采用试探法近似求解这种多约束的 QoS 路由问题。

在给出 CEQRP 具体执行过程之前, 下面首先给出一些必要的假设条件:

- 1) 假定各节点(可通过 GPS 卫星定位或其它定位设备)知道与网内任意目的节点之间的近似距离信息;
- 2) 全网实现同步, 包括帧同步、时隙同步和位同步;
- 3) 节点通过接收邻节点在一帧的控制阶段广播的控制信息, 可以获得邻节点的路由表、能量代价、时隙预留等信息, 同时, 节点也要在属于自己的控制时隙中将本节点的上述信息向邻节点广播;
- 4) 节点的发射功率恒定, 采用 3.2 节描述的能量消耗模型。

基于上述描述, 下面我们给出 CEQRP 具体执行过程。会话的 QoS 要求是 $slot_request$ (每帧时隙数)。网络为该

会话建立从 *source* 到 *destination* 的虚电路,虚电路号是 *vc-id*。节点在控制时隙发送的控制分组分为两类:一类是公共控制分组,用于向邻节点广播路由表、节点的代价以及时隙预留情况等信息;另一类是功能控制分组,为建立、维护和拆除虚电路服务。功能控制分组的格式是(*packet-type, source, destination, vc-id, slot-request, route-list, slot-array-list*),其中 *packet-type* 表示功能控制分组类型,CEQRP 的功能控制分组类型及其相应的功能如表 1 所示;*source* 是源节点标识;*destination* 是目的节点标识;*vc-id* 是虚电路号标识;*slot-request* 是虚电路的 QoS 要求;*route-list* 记录虚电路经过的节点;*slot-array-list* 记录虚电路所经过的各节点为该虚电路保留的时隙。

表 1 功能控制分组类型及其功能

设源节点为	功能
ROUTE-REQUEST	寻找路由
ROUTE-REPLY	成功找到路由,预留时隙
ROUTE-BROKEN	路由中断
ROUTE-CLEAR	清除路由
NO-ROUTE	寻找路由失败

1) $A = source$;

2) $B = A$;分析节点 *B* 到各邻节点 *X* 的链路带宽 *link-bandwidth(X, B)*,根据会话的 QoS 要求 *slot-request*,此时有两种情况:(1)存在满足 *link-bandwidth(X, B) > slot-request* 的邻节点 *X*,这时在满足条件的邻节点中选择到达目的节点的路由代价最小的节点,设该节点是 *A*,然后功能控制分组的 *route-list* 记录节点 *A*,在 *slot-array-list* 域记录节点 *A* 为虚电路 *vc-id* 分配的时隙。如果 *destination* 是节点 *B* 的邻节点,则 *B* 向 *destination* 发送 ROUTE-REQUEST,否则 *B* 向节点 *A* 发送 ROUTE-REQUEST。(2)不存在满足 *link-bandwidth(X, B) > slot-request* 的邻节点,此时节点 *B* 按照 ROUTE-REQUEST 的 *route-list* 域记录的节点向源节点发送 NO-ROUTE 分组;

3)继续执行步骤 2,直至 ROUTE-REQUEST 到达 *destination* 或中间节点向源节点 *source* 发送 NO-ROUTE 分组;

4)如果源节点 *source* 在发送 ROUTE-REQUEST 后收到 NO-ROUTE 分组,则源节点执行步骤 2,但要修正:设上一次选择的邻节点的路由代价为 *cost*,那么这一次要在满足带宽条件的邻节点中,选择到目的节点的路由代价比 *cost* 大、但与 *cost* 差值最小的邻节点;如果源节点在尝试通过所有满足带宽的邻节点向目的节点发送 ROUTE-REQUEST 后均收到 NO-ROUTE 分组,则源节点拒绝请求接入的虚电路;

5)目的节点 *destination* 收到 ROUTE-REQUEST 后,向源节点发送 ROUTE-REPLY 分组。ROUTE-REPLY 分组根据 ROUTE-REQUEST 的 *route-list* 域记录的中间节点信息,向源节点 *source* 回溯,直至到达源节点。ROUTE-REPLY 经过的节点都要为相应的虚电路保留时隙。源节点 *source* 接收到 ROUTE-REPLY 分组后,就可以向目的节点 *destination* 发送数据分组了;

6)当从源节点到达目的节点的虚电路 *vc-id* 中断时,检测到中断的节点首先清理自己的现场,回收为 *vc-id* 保留的时隙,丢弃不能到达目的节点的分组;在虚电路 *vc-id* 上仍然与上游节点有相通链路的节点要向源节点发送 ROUTE-BROKEN 分组,而仍然与下游节点有相通链路的节点要向目的节点发送 ROUTE-BROKEN 分组。收到 ROUTE-

BROKEN 分组的所有节点都要回收为该 *vc-id* 保留的时隙,丢弃不能到达目的节点的分组,然后,源节点 *source* 重新建立到达目的节点 *destination* 的虚电路;

7)当虚电路 *vc-id* 正常结束时,源节点 *source* 向目的节点 *destination* 发送 ROUTE-CLEAR 分组,虚电路 *vc-id* 经过的所有中间节点收到 ROUTE-CLEAR 分组后,均要回收为该虚电路保留的时隙。

4 仿真与性能分析

4.1 仿真条件

仿真中将 20 个节点随机分布在 $1000 \times 1000m^2$ 的区域内,节点的运动模型采用一步马尔可夫运动模型:在初始化时每个节点选取一个起始点 (X_0, Y_0) ,运动速度 *V* 和运动方向 θ ,其中 X_0, Y_0 都在 $(0, 1000)$ 内均匀分布,*V* 在 $(0, V_{max})$ 内均匀分布, θ 在 $(0, 2\pi)$ 内均匀分布,再在运动方向上选择一个目标点 (X, Y) ;仿真开始后,各节点从自己的起始点以速度 *V* 向目标点运动;到达目标点后,在 $(0, V_{max})$ 内选择一个新的运动速度 *V'*,按照图 6 所示的一步马尔可夫运动模型选择一个新的运动方向 θ' ,再在新的方向上选择一个目标点 (X', Y') ,向新的目标点运动,如此反复,直到仿真结束。仿真中采用的路由协议分别是 CEQRP 和 QRP,更具体的仿真参数见表 2。表中的 *min-power* 和 *max-power* 分别指初始化时节点能量的最小值和最大值,初始化时各节点的能量数值在 $(min-power, max-power)$ 内均匀分布;QoS 等级为 1 要求每帧 1 个时隙,简记为 QoS1;QoS 等级为 2 要求每帧 2 个时隙,简记为 QoS2。

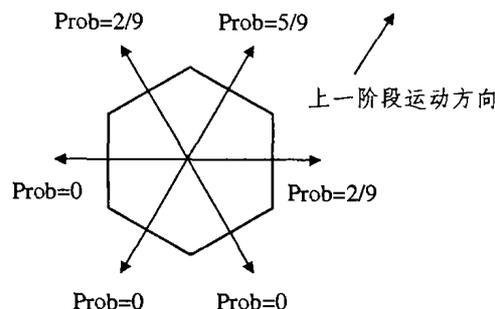


图 6 一步马尔可夫运动模型

表 2 仿真参数值

节点数量	20	节点分布区域长度/m	1000
节点最大运动速度/ $m \cdot s^{-1}$	0, 4, 8, 12, 16, 20	节点分布区域宽度/m	1000
节点运动模型	一步 Markov 运动模型	节点通信半径/m	450
控制时隙数	20	控制时隙长度/ms	0.1
数据时隙数	16	数据时隙长度/ms	5
采用的路由协议	CEQRP; QRP	虚电路数	4, 8
QoS 等级	1, 2	分组到达的概率分布	指数分布
分组到达平均间隔/ms	100/QoS 等级	信道速率/ $Mbit \cdot s^{-1}$	2
仿真时间/s	500	分组生存时间长度/ms	492
min-Power/J	3000	max-power/J	3500

4.2 结果与性能分析

我们得到的通过量与节点运动速度的关系曲线如图 7a 和图 7b 所示。从图 7a 可以看出,对于 CEQRP 来讲,对于不同的 QoS 等级(QoS1 或 QoS2)和虚电路数(*connections* = 4 或

8),随着节点运动速度的增加,每条虚电路成功传送的分组数在平稳中略有下降,但下降的幅度很小。当网络的负荷不是很大时(本文中研究中建立的虚电路数分别为4和8),网络建立的虚电路数对每条虚电路成功传送的分组数影响不大:当QoS等级取QoS1时,对于connections=4或8,每条虚电路成功传送的分组数近似相等,其数值在4850左右;当QoS等级取QoS2时,对于connections=4或8,每条虚电路成功传送的分组数仍然近似相等,其数值在4850左右。采用QRP路由协

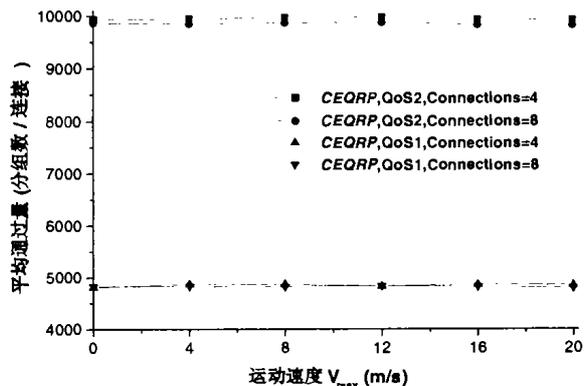


图 7a CEQRP 的通过量与运动速度关系曲线

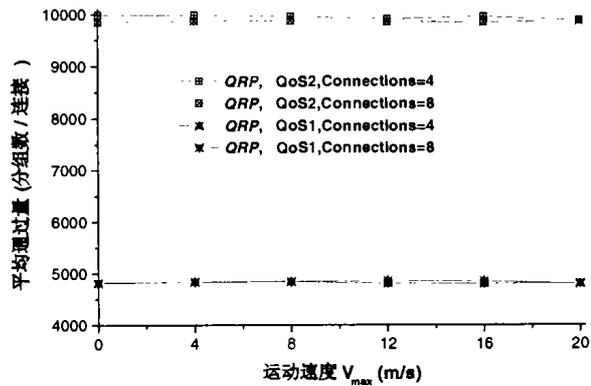


图 7b QRP 的通过量与运动速度关系曲线

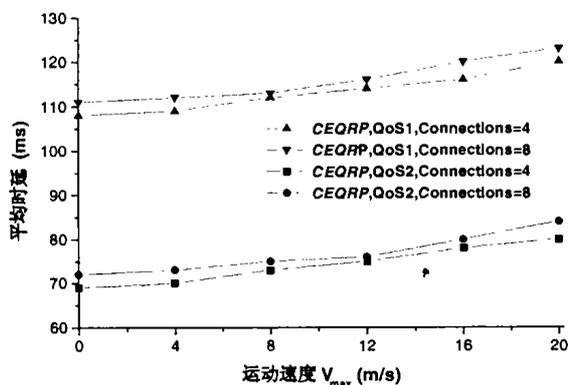


图 8a CEQRP 平均每跳的分组传输时延

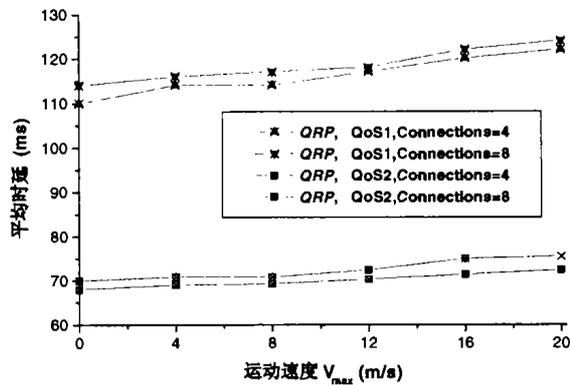


图 8b QRP 平均每跳的分组传输时延

图 8a 是采用 CEQRP 时平均每跳的分组传输时延与节点运动速度的关系曲线,图 8b 是采用 QRP 时平均每跳的分组传输时延与节点运动速度的关系曲线。平均每跳的分组传输时延由分组的端到端传输时延除以分组所经过的跳数得到。从图 8a 能看出,对于不同的 QoS 等级和网络中存在不同的虚电路情况,均有平均每跳的分组传输时延随着节点运动速度的增加而增大。对于相同的节点速度和 QoS 等级,虚电路数等于 8 时对应的平均每跳的分组传输时延略大于虚电路数等于 4 时的值。纵观全图,当 QoS 等级为 QoS1 时(不论虚电路数是 4 还是 8),平均每跳的分组传输时延约为 115ms 左右;当 QoS 等级为 QoS2 时平均每跳的分组传输时延约为 75ms 左右。可见,QoS 等级为 QoS2 时的平均每跳的分组传输时延明显小于 QoS1 时的值。这是因为 QoS2 在一帧中预约的时隙数是 QoS1 的两倍,分组能被及时发送出去的概率增大。从 M/M/1 排队系统的角度来看, $T = 1/(\mu - \lambda)$, 式中 T 是分组在一个节点中的等待时延, μ 是系统的服务速率, λ 是分组的到达率,如果 $\mu' = 2\mu$ 而 $\lambda' = 2\lambda$, 有 $T' = T/2$, 因此, QoS2 的系统等待时延只是 QoS1 的一半。仿真数据结果表明, QoS2 与 QoS1 的平均每跳的分组传输时延的比值约为 $75/115 \approx 0.65$, 可见仿真结果与理论分析是很接近的。

图 8b 与图 8a 很相似,因此可知同等条件下,采用 QRP

时,每个日的节点成功接收到的分组数与节点运动速度的关系曲线如图 7b 所示。容易看出,图 7b 与图 7a 很相似,因此可知,同等条件下,采用 QRP 与采用 CEQRP 的通过量基本相等(应该指出,当节点运动速度接近于 0 时,QRP 的通过量略优于 CEQRP,因为差距很小,所以通过比较图 7a 和图 7b 不易看出这一点),上述有关采用 CEQRP 时的通过量的论述同样适用于 QRP,在此不再赘述。

与采用 CEQRP 的平均每跳的分组传输时延基本相同,上述有关采用 CEQRP 时的平均每跳的分组传输时延的分析同样适用于 QRP,在此不再赘述。

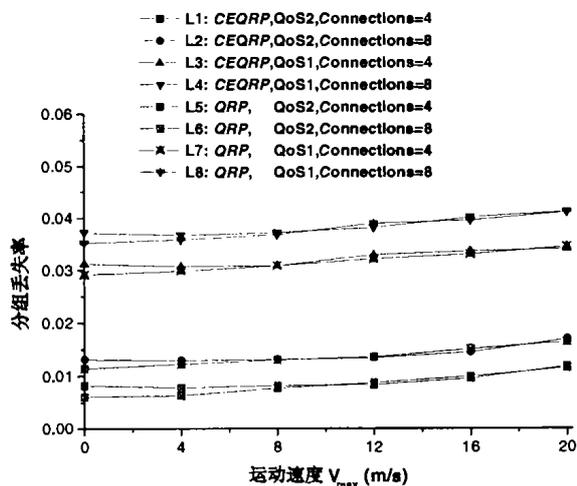


图 9 平均分组丢失率与运动速度的关系

图 9 是平均分组丢失率与节点运动速度的关系曲线。在仿真参数中,我们设定分组生存时间长度是 492ms (6 个帧

长),当一个分组从产生至到达目的节点所用的时间超过这个时间长度时,这个分组将被丢弃。此外,当虚电路所经过的中间节点发生变化时,不能被正确传送到目的节点的分组将被丢弃。对于 CEQRP 来说(图 9 中 L1~L4),对于不同的 QoS 等级(QoS1 或 QoS2)和虚电路数(connections=4 或 8),随着节点运动速度的增加,平均分组丢失率的变化趋势有相似的特点:当节点的运动速度在 $0 \leq V_{max} \leq 4$ 时,分组丢失率随着运动速度的增加而略有下降;当节点的运动速度在 $4 \leq V_{max} \leq 20$ 时,分组丢失率随着运动速度的增加而增加;在节点的运动速度 V_{max} 从 0 增加 20m/s 的整个范围内,分组丢失率的变化幅度不大。为什么分组丢失率会有上述变化趋势呢?一般来讲,节点运动速度增加会导致网络拓扑变化速率加快,相应地,一条虚电路所经过的中间节点发生变化的概率增加,从而导致分组丢失率增加。在仿真中,节点运动速度 V_{max} 从 4 增加到 20 这个范围可以体现这一点。可当节点运动速度 V_{max} 从 0 增大到 4 这个范围时,分组丢失率却体现出与上述一般性结论相反的变化趋势,为什么?事实是这样,当节点运动速度为 0 或很小时,网络的拓扑不发生变化或变化速度很慢,可是,CEQRP 在建立和维护虚电路时要考虑节点的能量代价,网络拓扑不发生变化不意味着虚电路不发生变化,对于一条虚电路的源节点来说,它的邻节点是固定的,当源节点有两个(或多个以上)邻节点能够提供足够的带宽向目的节点转发分组时,那么这两个(或两个以上)节点很可能轮流出现在从源节点到目的节点的虚电路上,在这种情况下,虚电路的变化频率也很快,甚至超过了在较小速度($V_{max}=4$)引起的虚电路变化,所以这时的分组丢失率比 $V_{max}=4$ 时的分组丢失率高。再看曲线 L1~L4,我们还可得出一些结论:对于相同的节点运动速度,QoS 等级相同时,虚电路数多时对应的分组丢失率高于虚电路少时对应的分组丢失率;虚电路数相同时,QoS 等级高对应的分组丢失率明显低于 QoS 等级低时的分组丢失率。

L5~L8 是对应于协议 QRP 的分组丢失率曲线。从 L5~L8 可看出,对于不同的 QoS 等级(QoS1 或 QoS2)和虚电路数(connections=4 或 8),随着节点运动速度的增加,平均分组丢失略有增加,但增加的幅度很小。L5~L8 几乎都是单调递增的。对于相同的节点运动速度,QoS 等级相同时,虚电路数多时对应的分组丢失率高于虚电路少时对应的分组丢失率;虚电路数相同时,QoS 等级高对应的分组丢失率明显低于 QoS 等级低时的分组丢失率。

通过比较 L5~L8 与 L1~L4 两组曲线可见,QoS 等级和虚电路数相同的情况下,当节点运动速度 $6 \leq V_{max} \leq 20$ 时,QRP 的分组丢失率曲线与 CEQRP 的分组丢失率曲线几乎重合,说明在此范围内 QRP 的分组丢失率与 CEQRP 的分组丢失率近似相等;当节点运动速度在 $0 \leq V_{max} \leq 6$ 时,QRP 的分组丢失率比 CEQRP 的分组丢失率略低,说明此时 QRP 性能略优。

图 10 是节点剩余能量的均方差与运动速度的关系曲线。图中曲线 L0 是初始化时各节点能量的均方差。采用 CEQRP 时(对应曲线 L1、L3、L5 和 L7),对于确定的 QoS 等级和虚电路连接数,节点运动速度对节点剩余能量的均方差影响不大。采用 QRP 时(对应曲线 L2、L4、L6 和 L8),节点剩余能量的均方差与节点的运动速度没有明显关系。不论采用 CEQRP 还是 QRP,节点剩余能量的均方差有共同规律:QoS 等级相同时,虚电路数多时的节点剩余能量均方差要大;虚电路数相同时,QoS 等级高时的节点剩余能量均方差要大。同等条件

下(QoS 等级相同,虚电路数相同),采用 CEQRP 时节点剩余能量的均方差明显低于采用 QRP 时节点剩余能量的均方差,而且几乎不受节点运动速度的影响,这说明 CEQRP 在选择路由时会尽可能利用剩余能量高的节点来中转分组,从而能更有效地利用节点的电能。

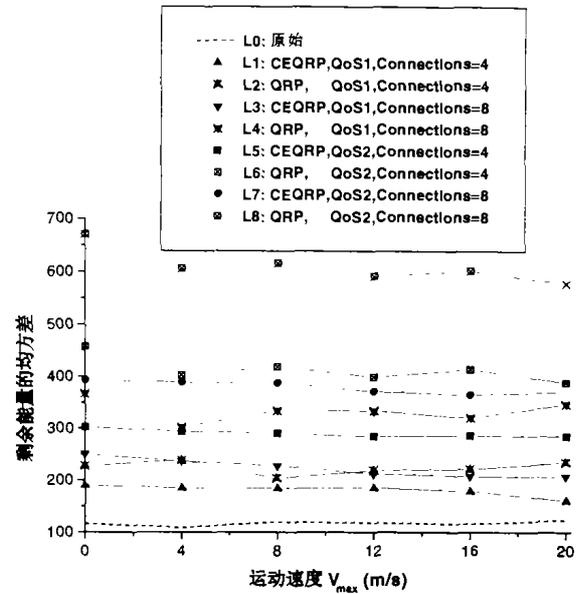


图 10 节点剩余能量的均方差与运动速度的关系

结论 本文基于 MANET 的特性,提出了适用于 MANET 的路由协议 CEQRP,该协议不仅能为应用层提供 QoS 保证,而且能充分利用网络中剩余能量高的节点来中转分组,从而达到有效利用节点的电能、提高网络“寿命”的目的。在仿真研究中,我们考虑了在不同虚电路数以及不同 QoS 要求的情况下,各节点采用 CEQRP 时以及 QRP 的网络性能。结果表明,在中等业务强度下,CEQRP 与 QRP 都具有较好的网络性能,另外,CEQRP 在有效利用节点的电能方面性能优越。

参考文献

- 1 Chen T-W, Tsai J T, Gerla M. QoS Routing Performance in multihop, multimedia, wireless networks. In: Proc IEEE ICUPC '97, Coronado San Diego, CA, USA, Vol2. Oct. 1997. 557~561
- 2 Lin Chunhung Richard, Liu Jain-Shing, QoS Routing in Ad Hoc Wireless Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17(8):1426~1438
- 3 Zhu Chenxi, Corson M S. QoS routing for mobile ad hoc networks. In INFOCOM 2002, New York, NY, June, 2002. 958~967
- 4 Singh S, Woo M, Raghavendra C S. Power-Aware Routing in Mobile Ad Hoc Networks. In: Conf. Mobile Computing MOBICOM'98, Dallas, Texas, USA, Oct. 1998. 181~190
- 5 Ye Wei, Heidemann J, Estrin D. An energy-efficient mac protocol for wireless networks. In INFOCOM 2002, New York, NY, June, 2002. 1567~1576
- 6 Heinzelman W R, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks. In: Proc. of the 33rd Annual Hawaii Intl. Conf. on System Sciences, Jan. 2000. 3005~3014
- 7 Lin C R, Gerla M, Adaptive clustering for mobile wireless networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(7): 1265~1275