

无线传感器网络中基于链路质量的路径延时分析

陈权, 高宏

(哈尔滨工业大学 计算机科学与技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150001)

摘要: 基于链路质量给出了路径满足实时性概率的上界, 并证明了计算其上界的时间复杂度为指数级。另外在考虑链路质量的基础上, 提出了一种在给定的延迟阈值下最大化端到端数据分组发送成功概率的贪心算法 (RROP)。根据给定的延迟阈值和链路质量, RROP 算法通过设置每跳链路的最大重传次数来优化端到端数据分组发送成功的概率。证明该算法能够在多项式时间内找到最优解并且通过该最优解获得路径满足实时性概率的一个近似最优的下界。实验结果表明给出的路径延迟分析上界和下界是准确的, 并且提出的 RROP 算法在节省能量和满足实时性上比传统的方法能够获得高出 10% 以上的性能。

关键词: 无线传感器网络; 路径延迟; 实时; 链路质量

中图分类号: TP393.01

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2014)06-0100-10

Link quality based path delay analysis in wireless sensor networks

CHEN Quan, GAO Hong

(Department of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin 150001, China)

Abstract: The upper bound of the probability of a path meeting the deadline was given based on link quality, of which the time complexity was proved to be exponential. Moreover, the greedy algorithm (RROP) was proposed to maximize the end-to-end packet deliver ratio under a given deadline, considering the quality of each link. The RROP algorithm optimizes the end-to-end packet deliver ratio by setting the maximum number of retransmissions of each link along the path based on the deadline and link quality. It was proved that the proposed method can find the optimal solution in a polynomial time, and with which could achieve an approximate optimal lower bound of the probability for a path meeting the deadline. Finally, the experimental results show that the upper and lower bounds are accurate, and the proposed algorithm can perform 10% better than the traditional method, in terms of energy consumption and delay.

Key words: WSN; path delay; real-time; link quality

1 引言

随着传感器技术和无线通信技术的飞速发展, 无线传感网已经被广泛应用在医疗监护、环境监测、军事侦察等领域^[1,2]。在数量众多的传感器网络应用中, 尽管网络中链路等存在很大的不确定性, 但是支持实时的通信依然是必要的^[3]。例如战场上目标检测与追踪, 医疗监测以及放射性元素检测与预防等, 都需要实时通信的支持。另外, 根据传感器节点的分布, 常常需要进行多跳传输, 这也给实时通信带来了巨大的挑战。

对于无线传感器网络中的实时应用, 当用户给定一个延迟阈值后, 经常需要判断: 1) 是否存在一条路径在给定的时间内将数据分组返回; 2) 该路径能够以多大的概率满足给定的实时性要求。特别是在周围环境比较恶劣、链路质量不稳定的情况下该概率的上界和下界, 从而为用户和应用程序的设计提供根据。本文的主要工作即是在考虑链路质量的基础上对路径延迟及其实时性进行分析。

目前, 针对路径延迟的估计^[4,5]一般采用 ETX^[6](期望传输次数)的方法, 即通过计算整条路径上发送一个数据分组期望传输的次数来估计整条

收稿日期: 2013-07-20; 修回日期: 2013-10-25

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61190115, 61033015)

Foundation Item: The National Natural Science Foundation of China (61190115, 61033015)

路径的延迟。但是由于链路质量是不可靠的, 链路重传的次数是不确定的, 整条路径的传输延迟也是不确定的。另外, 文献[7~9]则主要针对网络中数据流量特别大的情况, 采用排队理论或网络演算的方法分析拥塞对延迟的影响, 而没有考虑链路质量不可靠的情况。最近 Wang^[4]通过对 CitySee 中延迟的测量与分析, 研究发现重传和跳数是影响延迟的 2 个最重要因素。因此, 在实时协议的设计和分析中, 考虑这 2 个方面对延迟的影响是非常重要的。考虑下面的一个例子。

在图 1 中 q 表示链路的质量, $Tone$ 表示一次传输所消耗的时间。通常用 $Tone \cdot ETX$ 作为对一跳延迟的估计, 而期望传输次数 $ETX=1/q$, 则一跳延迟为 $Tone/q$ 。整条路径的传输延迟则为每跳链路的期望延迟之和, 即 $delay_p=10/0.8+10/0.7+10/0.5=46$ ms。但是如果给定的延迟阈值 $\delta=46$ ms, 通过计算发现该路径满足实时性的概率只有 0.56, 即如果用户要求数据分组必须以 80% 的概率在 46 ms 内到达, 该条路径是无法满足的。因此, 本文首次基于链路质量提出了路径满足实时性概率的概念, 并对其作了分析。

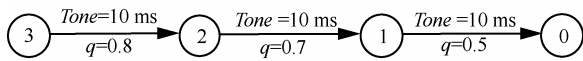


图 1 一条带有链路质量的路径

另外, 本文发现计算路径满足实时性概率的上界需要在指数时间内完成, 而且该上界在实际中难以达到。对于传统的 MAC 协议设计, 每跳链路最大的重传次数都是预先设定的且相同的, 不考虑用户给定的延迟阈值的大小和链路质量的好坏。这可能会导致由于没有考虑延迟阈值的限制使得大量的数据分组超时造成能量的浪费, 也可能会导致由于没有考虑链路质量的好坏造成比较差的链路出现大量的分组丢失。因此, 本文在考虑实时性的前提下, 根据每跳链路的质量优化其最大重传次数, 并在此基础上提出了一种贪心算法 RROP。本文证明了提出的 RROP 算法能够在多项式时间内找到最优解, 并且该最优解在节省能量的情况下能获得路径满足实时性概率一个近似最优的下界。

本文的主要贡献如下: 1) 在考虑链路质量的基础上, 给出了路径满足实时性概率的上界并且证明了计算该上界的时间复杂度为指数级; 2) 提出了一种通过调整链路的最大重传次数的 RROP 算法, 该算法能在给定的延迟阈值下最大化端到端数

据分组发送成功概率; 3) 证明了该算法能够在多项式时间内找到最优解, 而且实验表明该算法在能量消耗和延迟上能够获得更高的性能。

2 相关工作

对于无线传感器网络中的实时分析, 目前已经存在大量的研究工作。这些研究工作主要可以分为 2 类。第一类工作采用了不同的方法来分析网络中端到端之间可能会出现延迟。例如文献[7~9]主要针对网络中数据流量特别大的情况, 分别采用排队理论或网络演算来分析端到端之间的延迟。第二类工作则提出了不同的网络延迟模型。例如文献[10]基于离散的马尔可夫模型提出了一种跨层的延迟分析模型。文献[11,12]通过将实时周期性数据流映射到多核处理器上的调度, 采用响应时间的方法分析了数据流上的延迟。另外, 文献[13,14]研究了单跳的信道访问延迟模型。但是这些工作只考虑了网络中的拥塞、流量等对网络延迟造成的影响, 而没有考虑链路质量不可靠的情况。文献[4,5]虽然考虑了链路质量, 采用计算整条路径上期望传输次数 (ETX) 的方法来估计路径的延迟, 但这种方法不能获得路径满足实时性的概率, 并不精确。因此, 本文基于链路质量对路径满足实时性的概率进行了分析。

还有一些文献则从其他的角度对无线传感器网络中的实时性进行了分析。例如 Kumar^[15]从控制的角度基于多个客户端和一个接入点的模型分析了数据流能否满足给定的吞吐量和延迟阈值限制的问题。文献[16]则从理论上分析了无线传感器网络中事件检测的延迟, 即 n 个检测到事件的数据分组都到达 sink 节点的延迟。文献[17]则考虑了 low-duty-cycle 网络中数据传输的实时性问题。

对于因特网和数据中心上的实时分析和测量, 研究人员也作了大量的工作。Pucha 在文献[18]中分析了因特网中的路由事件(如父亲节点变换)对网络延时的影响。为了测量每条数据流的延迟, Lee^[19]则在已有的工作基础上提出了一种利用参考延迟插值的方法。Wilson 在文献[20]中对数据中心的延迟分析结果则为数据中心的设计提供了依据。

3 链路模型及问题定义

在无线传感器网络中, 当周围环境比较恶劣时, 链路质量会严重影响链路的重传次数和网络的

延迟。给定源节点 s 和目的节点 d , 文献[5]和 CTP^[21] (collection tree protocol) 根据每条链路的 ETX 选择一条总期望次数最少的路径来满足实时性和可靠性, 此时如果已经超过给定的阈值, 将无法满足实时性要求。但是实际上该路径能以一定的概率来满足实时性, 而且还可以根据链路质量重新调整每跳链路的最大重传次数, 从而获得更高的路径满足实时性的概率。本文假设通过 ETX^[5,21] 中的方法找到了一条路径, 或者直接分布在石油管道中的线性网络等, 对该路径满足实时性的概率进行分析, 并且利用该结论帮助在多条路径中选择最优的路径。在本节中先介绍本文的链路模型, 然后再给出本文问题的定义。

3.1 链路模型

如果节点 A 和节点 B 之间存在一条链路, 则表示节点 A 与节点 B 可以在物理上进行正常通信。对于每条链路 AB, 均包含 3 个属性。

1) 传输时间 t , 表示节点传输一次数据所消耗的时间, 包括信号编码以及无线传输所需要的时间。

2) 链路质量 q , 表示经过该条链路数据分组传输成功的概率。

3) 最大传输次数 r , 表示发送节点最多可传输 r 次, 否则会将数据分组丢弃。可以发现 $r=r_{\max}+1$, 其中 r_{\max} 表示最大重传次数。

其中传输时间 t 和链路质量 q 可以采用文献[22]中的方法获得。如图 2 所示, 在本文后续部分用 $e=(s,d,t,q,r)$ 表示链路, 其中 s,d 表示链路的发送端和接收端。

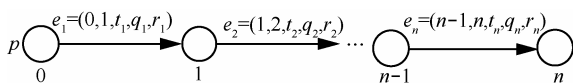


图 2 n 条链路的路径 p

对于路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$, 其中, 链路 e_i 表示第 i 跳链路, 路径 p 上的传输延迟是指数据从源节点 0 到目的节点 n 经过整条路径产生的延迟。根据上面的链路模型, 图 2 中路径 p 的传输延迟 $delay_p$ 可计算为

$$delay_p = \sum_{i=1}^n trans_i \cdot t_i \quad (1)$$

其中, $trans_i$ 表示链路 e_i 经过 $trans_i$ 次传输将数据分组成功发送到接收节点。

给定延迟阈值 δ , 路径 p 满足实时性是指路径

p 上的传输延迟 $delay_p$ 小于等于给定的阈值 δ , 即

$$delay_p = \sum_{i=1}^n trans_i \cdot t_i \leq \delta \quad (2)$$

从式(2)可以看出路径 p 上的传输延迟与每跳链路的传输时间和传输次数有关。由于每跳链路的传输次数是不确定的, 从而导致每跳链路的传输延迟也是不确定的, 继而使得整条路径的传输延迟也是不确定的。

对于路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$ 和延迟阈值 δ , 用 $P(delay_p \leq \delta)$ 表示路径 p 满足实时性的概率, 即数据分组在路径 p 上能够以多大的概率在给定延迟阈值内到达目的节点。考虑 2 种极端情况。

1) 如果每跳链路的传输次数 $trans_i$ 设成最小值 $trans_i=1$ 时, 仍不能满足实时性要求, 即 $delay_p = \sum_{i=1}^n t_i > \delta$ 时, 则路径满足实时性的概率为 0, 该条路径不可能满足给定的实时性要求。

2) 如果路径 p 上最大的传输延迟 (即每跳链路的传输次数均达到最大值 $r_{\max}+1$ 时产生的传输延迟)

$$delay_{\max} = \sum_{i=1}^n trans_i \cdot t_i = (r_{\max} + 1) \sum_{i=1}^n t_i \leq \delta, \text{ 则路径}$$

满足实时的概率达到最大为 $\prod_{i=1}^n (1 - (1 - q_i)^{r_{\max} + 1})$ 。

3.2 问题定义

从上面定义中可以看出, 对于路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$ 和延迟阈值 δ , 路径 p 上的传输延迟主要与每条链路的传输次数有关, 而且数据分组能否满足实时性是不确定的。因此本文的主要工作则是判断该路径能够以多大的概率满足实时性要求。问题形式化定义如下。

input: 路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$ 以及延迟阈值 δ , 其中 $e_i=(s_i, d_i, t_i, q_i, r_i)$, t_i , q_i 和 r_i 分别表示链路 e_i 的 3 个属性。

output: 路径 p 满足实时性的概率, 即 $P(delay_p \leq \delta)$ 。

4 路径延迟分析

为了便于分析, 假设路径 p 上每跳链路的传输时间和链路质量在一段时间内是不变的^[23], 并且可以通过逐跳的方式传输到 sink 或基站。当每条链路的传输时间和链路质量给定后, 路径 p 满足实时性的概率主要与每跳链路的传输次数有关, 而每跳链

路的传输次数主要受最大重传次数的限制。因此, 最大重传次数设置的高低将直接影响路径 p 满足实时性的概率。本节将给出计算路径满足实时性的概率的方法, 以及分析该概率的上界和如何获得最优的下界。

4.1 上界分析

为了描述数据在路径上的传输, 用 $F=(trans_1, trans_2, \dots, trans_n)$ 表示数据分组在路径 p 上的一次传输, 其中 $trans_i \geq 1 (1 \leq i \leq n)$ 为数据分组在链路 e_i 上的传输次数。如果 $trans_i \leq r_{\max} + 1$, 则 F 为一次成功传输, 否则为失败传输, 即表示数据分组在链路 e_i 上因为重传次数超过 r_{\max} 而被节点抛弃。

定义 1 (满足实时性的传输): 给定路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$, p 上的成功传输 $F=(trans_1, trans_2, \dots, trans_n)$ 称为满足实时性的传输, 当且仅当 F 满足如下条件

$$\begin{cases} 1 \leq trans_i \leq r_{\max} + 1, 1 \leq i \leq n \\ delay_p = \sum_{i=1}^n trans_i \cdot t_i \leq \delta \end{cases} \quad (3)$$

显然, 根据每跳链路的传输次数和链路质量, 路径 p 上的一次传输 F 发生的概率 $P(F)$ 为

$$P(F) = \prod_{i=1}^n (1 - q_i)^{trans_i - 1} \cdot q_i \quad (4)$$

如果给定路径 p 和延迟阈值 δ , 由式(4)可知满足实时性的传输 F 的个数主要与最大重传次数和阈值 δ 有关。用 $FR = \{F | F \text{ 是 } p \text{ 上一次满足实时性的传输}\}$ 表示路径 p 上所有满足实时性传输的集合。则路径 p 满足实时性的概率 $P(delay_p \leq \delta)$ 为

$$P(delay_p \leq \delta) = \sum_{\forall F \in FR} \prod_{i=1}^n (1 - q_i)^{trans_i - 1} \cdot q_i \quad (5)$$

由式(5)可知计算概率 $P(delay_p \leq \delta)$ 需要枚举所有满足实时性的传输 F , 而这过程需要枚举 n 跳链路中每跳链路的传输次数从 1 增加到 $r_{\max} + 1$, 导致其时间复杂度达到指数级 $o((r_{\max} + 1)^n)$ 。很显然, 这对于传感器网络中的实时应用是很难承受的, 特别是当最大重传次数 r_{\max} 设置得比较高时。

另外, 可以看出 $P(delay_p \leq \delta)$ 与每条链路的最大重传次数 r_{\max} 有关。为了使 $P(delay_p \leq \delta)$ 达到最大值 (该概率的上界), 则需要将最大重传次数 r_{\max} 设置为 $\delta / \min(t_1, t_2, \dots, t_n)$ 。然而此时, 每跳链路将由于重传次数过多 (几十次或上百次), 导致节点能

量迅速被耗光。因此, 节省能量的情况下, 本文提出了一种通过调整每跳链路的最大重传次数的多项式时间算法, 为路径满足实时性概率提供一个近似最优的下界。

4.2 下界分析

在传统的 MAC 协议中, 每跳链路最大的重传次数都是预先设定的且相同的, 未考虑其与延迟阈值 δ 和链路质量 q 之间的关系。针对无线传感器网络中的实时应用, 这可能会因未考虑延迟阈值的约束而导致大量的数据分组超时, 进而造成能量的浪费, 而未考虑链路质量也可能导致比较差的链路出现大量的数据分组丢失。因此本文根据给定的延迟阈值和链路质量对链路的最大传输次数进行优化。

设每跳链路 e_i 最大传输次数限制为 r_i , 根据链路的质量 q_i , e_i 在最大传输次数 r_i 下将数据分组成功转发到邻居节点的概率为

$$pdr(e_i) = 1 - (1 - q_i)^{r_i} \quad (6)$$

则根据式(6), 给定路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$, 数据分组从源节点 0 到目的节点 n 端到端发送成功的概率 pdr_p 为

$$pdr_p = \prod_{i=1}^n pdr(e_i) = \prod_{i=1}^n (1 - (1 - q_i)^{r_i}) \quad (7)$$

很显然, 数据分组发送成功的概率 pdr_p 与每跳链路的最大传输次数 r_i 有关, 如果 r_i 设置过高则会导致节点能量消耗过大, 过低则会导致大量的数据分组被丢弃。因此, 本文的想法是通过调整每跳链路的最大传输次数 r_i , 使得数据分组在不超过给定的延迟阈值下发送成功的概率最大。即给定路径 $p=(e_1, e_2, \dots, e_n)$ 以及延迟阈值 δ , 求解一组 $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 使得

$$\begin{aligned} & \text{Maximize } \prod_{i=1}^n (1 - (1 - q_i)^{r_i}) \\ & \text{subject to } \sum_{i=1}^n t_i \cdot r_i \leq \delta \end{aligned}$$

如果通过求解上面的式子找到了一组 r_i 及对应的端到端数据分组发送成功的概率 pdr_p , 则根据该概率可以判断一条路径至少能够以多大的概率满足实时性。另外, 根据上面的分析, 还可以通过再增加链路的最大传输次数, 使得满足实时性的传输 F 的个数也会增加, 路径满足实时性的概率也会增加。此时, 数据分组超时的比例也会增加, 本文的

想法则是在减少数据分组超时的情况下为路径满足实时性的概率提供一个近似最优的下界。

4.3 贪心算法

首先假设每跳链路 e_i 传输时间 t_i 相等^[24], 因为传输时间 t_i 主要与数据分组的大小以及竞争退避的时间有关, 而竞争退避的时间相对数据传输来说则较小, 特别是在 TDMA 网络或网络冲突比较小时。这样, $t_1=t_2=\dots=t_n= Tone$, 此时问题可转化为求解一组 $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$

$$\begin{aligned} & \text{Maximize} \quad \prod_{i=1}^n (1 - (1 - q_i)^{r_i}) \\ & \text{subject to} \quad \sum_{i=1}^n r_i \leq \frac{\delta}{Tone} \end{aligned}$$

其中, $Tone$ 表示链路一次传输消耗的时间。由于实际中链路的传输时间会有略微的差别, 因此本文的方法将提供一个近似最优的下界, 最后实验也证明本文的方法是合理有效的。

对于上面的问题, 很显然需要找到一组最优的 $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 使得路径在满足实时性的前提下最大化路径发送成功的概率。下面将介绍一种贪心的方法找出最优解。

定义 2 (贡献): 给定链路 e_i , $pdr(e_i)$ 表示链路 e_i 以最大传输次数 r_i 发送成功的概率, $pdr(e_i)'$ 表示链路 e_i 以最大传输次数 r_i+1 发送成功的概率, 则把 $(pdr(e_i)' - pdr(e_i))/pdr(e_i)$ 称为链路 e_i 的贡献, 记为 $\Delta p_i^{r_i}$ 。由式(6)容易得到

$$\begin{aligned} \Delta p_i^{r_i} &= \frac{pdr(e_i)' - pdr(e_i)}{pdr(e_i)} \\ &= \frac{(1 - q_i)^{r_i} - (1 - q_i)^{r_i+1}}{1 - (1 - q_i)^{r_i}} = \frac{u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1}}{1 - u_i^{r_i}} \end{aligned} \quad (8)$$

其中, $u_i = 1 - q_i$ 表示链路 e_i 发送失败的概率。

根据每一跳链路 e_i 的贡献 $\Delta p_i^{r_i}$, 定理 1 证明了如果在每一轮中选择贡献最大的链路 e_i , 并且使其 r_i 增加 1, 则在每一轮选择后路径发送成功的概率最大。

定理 1 给定路径 $p = (e_1, e_2, \dots, e_n)$, 对于 $\forall e_i, e_j$ ($0 \leq i, j \leq n, i \neq j$), pdr_p 表示将 e_i 最大传输次数 r_i 增加 1 后的路径发送成功概率, pdr_p'' 表示 e_j 最大传输次数 r_j 增加 1 后的路径发送成功概率, 如果 $\Delta p_i^{r_i} > \Delta p_j^{r_j}$, 则 $pdr_p' > pdr_p''$ 。

证明 由式(6)和式(7)可知

$$\begin{aligned} pdr_p' &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n pdr(e_k) \right) \times (1 - u_i^{r_i+1}) \\ &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n pdr(e_k) \right) \times (1 - u_i^{r_i} + u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1}) \\ &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n pdr(e_k) \right) \times (pdr(e_i) + u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1}) \\ pdr_p'' &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n pdr(e_k) \right) \times (1 - u_j^{r_j+1}) \\ &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n pdr(e_k) \right) \times (1 - u_j^{r_j} + u_j^{r_j} - u_j^{r_j+1}) \\ &= \left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n pdr(e_k) \right) \times (pdr(e_j) + u_j^{r_j} - u_j^{r_j+1}) \\ \frac{pdr_p'}{pdr_p''} &= \frac{\left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n pdr(e_k) \right) \times (pdr(e_i) + u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1})}{\left(\prod_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n pdr(e_k) \right) \times (pdr(e_j) + u_j^{r_j} - u_j^{r_j+1})} \\ &= \frac{(pdr(e_i) + u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1}) \times pdr(e_j)}{(pdr(e_j) + u_j^{r_j} - u_j^{r_j+1}) \times pdr(e_i)} \\ &= \frac{\left(1 + \frac{u_i^{r_i} - u_i^{r_i+1}}{pdr(e_i)}\right)}{\left(1 + \frac{u_j^{r_j} - u_j^{r_j+1}}{pdr(e_j)}\right)} = \frac{(1 + \Delta p_i^{r_i})}{(1 + \Delta p_j^{r_j})} \geq 1 \end{aligned}$$

证毕。

根据定理 1, 算法的基本思想是: 首先将每一跳链路的最大传输次数 r_i ($1 \leq i \leq n$) 初始化为 1。当 $r_i=1$ 时仍无法满足实时性要求, 算法将直接退出。接着, 迭代选择链路 e_i , 增加其最大传输次数 r_i 。在每一步迭代中, 根据式(8)计算每跳链路 e_i ($1 \leq i \leq n$) 的贡献 $\Delta p_i^{r_i}$, 从中选择具有最大贡献的链路 e_i , 使其 r_i 增加 1, 同时更新路径 p 的传输延迟。直至路径 p 上的传输延迟大于 δ 。算法最后返回一组 $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 和路径 p 发送成功的概率 pdr_p 。算法描述如下。

input: 路径 $p = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$, 延迟阈值 δ 以及链路 e_i 的链路质量 q_i 和传输时间 t_i 。

output: 一组 $R = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 使路径 p 在满足实

时性的情况下数据发送成功的概率 pdr_p 最大。

```

begin procedure
1) for  $i=1$  to  $N$  do
2)   初始化  $r[i]=1$ ;
3)   初始化路径延迟  $delay+=t_i$ ;
4) if  $delay \geq \delta$  then
5)   程序直接退出;
6) while  $delay \leq \delta$  do
7)   for 链路  $e_i$  in  $p$  do
8)     根据式(7)计算  $\Delta p_i^{r_i}$ ;
9)     选择贡献最大的链路  $k=\text{argmax}(\Delta p_i^{r_i})$ ;
10)    更新链路  $e_k$  最大传输次数  $r[k]$ ;
11)    更新路径延迟  $delay$ ;
12) end while;
13) 根据式(7)计算  $pdr_p$ ;
14) return  $R$  and  $pdr_p$ 
end procedure

```

4.3.1 贪心算法正确性分析

算法 RROP 在每一轮迭代中贪心选择贡献最大的链路来增加其最大传输次数。对于链路 $e_i (1 \leq i \leq n)$, 算法在运行过程中, 经过某一轮迭代后, 其最大传输次数将不会再增加。当算法结束时, 所有链路的最大传输次数不再发生变化, 从而生成一组 $R=\{r_1, \dots, r_i, \dots, r_n\}$ 。下面将证明该算法具有贪心选择性和最优子结构, 算法 RROP 计算出 $R=\{r_1, \dots, r_i, \dots, r_n\}$ 即是最优解。

引理 1 假定 Δp_j^n 表示链路 e_j 在当前最大传输的次数为 n 时链路 e_j 的贡献, 则 $\Delta p_j^n > \Delta p_j^{n+k}$, 其中 $k \geq 1$ 。

证明 根据定义 2 有

$$\begin{aligned}
 \Delta p_j^n &= \frac{u_j^n - u_j^{n+1}}{1 - u_j^n} \\
 \Delta p_j^{n+k} &= \frac{(u_j^{n+k} - u_j^{n+k+1})}{1 - u_j^{n+k+1}} \\
 &= u_j^k \cdot \frac{(u_j^n - u_j^{n+1})}{1 - u_j^{n+k+1}} \\
 &= \frac{\Delta p_j^n \cdot (1 - u_j^{n+1}) \cdot u_j^k}{1 - u_j^{n+k+1}} \\
 &= \Delta p_j^n \cdot \frac{(u_j^k - u_j^{n+k+1})}{1 - u_j^{n+k+1}} < \Delta p_j^n
 \end{aligned}$$

引理 2 给定路径 $p=(e_1 \dots e_i \dots e_n)$ 和延迟阈值 δ , 算法 RROP 在每一轮中选择增加的链路序列为 $C=(c_1, c_2, \dots, c_d)$, 其中 $c_j \in \{e_1 \dots e_i \dots e_n\}$ 。当到达某一轮 l_i 后, 链路 e_i 的最大传输次数 r_i 不再增加, 则 r_i 一定在最优解中, 即要使路径 p 在满足实时性的前提下数据分组发送成功的概率最大, 则链路 e_i 的最大传输次数一定就是 r_i 。

反证法证明 设 $R=\{r_1, \dots, r_i', \dots, r_j, \dots, r_n\}$ 是最优解, 即表示以 R 中的元素作为路径 p 上每条链路的最大传输次数时, 数据分组发送成功概率 pdr_p 达到最大, 其中 $r_i' \neq r_i$ 。

首先在 R 中找到链路 e_j , 使得 r_j 大于根据算法 RROP 计算的链路 e_j 最大传输次数 w 。构造 $R'=\{r_1, \dots, r_i, \dots, r_j', \dots, r_n\}$, 其中 $r_j'=r_j-(r_i-r_i')$, 使其整条路径的传输延迟相等, pdr_p' 表示以 R' 作为路径 p 上每条链路的最大传输次数时的数据分组发送成功概率。下面将证明 pdr_p 一定小于 pdr_p' 。

不妨设 $r_i' < r_i$, 先证明 $r_i=r_i'+1$ 时, $pdr_p < pdr_p'$ 。此时, 可看出 R 中链路 e_i 和 e_j 最大传输次数分别为 r_i-1 和 r_j , 对应的发送成功概率分别为 $pdr(e_i)$ 和 $pdr(e_j)$, R' 中链路 e_i 和 e_j 最大传输次数分别为 r_i 和 r_j-1 , 对应的发送成功概率分别为 $pdr(e_i)'$ 和 $pdr(e_j)'$, 根据式(6)有

$$\begin{aligned}
 pdr(e_i) \cdot pdr(e_j) &= (1 - u_i^{r_i-1})(1 - u_j^{r_j}) \\
 pdr(e_i)' \cdot pdr(e_j)' &= (1 - u_i^{r_i})(1 - u_j^{r_j-1}) \\
 \frac{pdr(e_i) \cdot pdr(e_j)}{pdr(e_i)' \cdot pdr(e_j)'} &= \frac{(1 - u_i^{r_i-1})(1 - u_j^{r_j})}{(1 - u_i^{r_i})(1 - u_j^{r_j-1})} = \frac{1 + \Delta p_j^{r_j-1}}{1 + \Delta p_i^{r_i-1}}
 \end{aligned}$$

根据算法 RROP, 当运行到 l_i 步时, 链路 e_i 最大传输的次数增加到 r_i-1 , 链路 e_j 的最大传输次数增加到 m 。根据算法 RROP, 显然有 $\Delta p_i^{r_i-1} > \Delta p_j^m$, 再由引理 1, 根据 $m \leq w \leq r_j-1$, 可得 $\Delta p_i^{r_i-1} \leq \Delta p_j^w \leq \Delta p_j^m$, 即 $\Delta p_i^{r_i-1} > \Delta p_j^{r_j-1}$ 。因此, 有 $pdr(e_i)pdr(e_j) < pdr(e_i)'pdr(e_j)'$ 。对于其他链路 e_k , 其最大传输的次数没变, 则 $pdr(e_k) = pdr(e_k)'$ 。而 $pdr_p = pdr(e_i) \cdot$

$pdr(e_j) \prod_{\substack{k=1 \\ k \neq i, j}}^n pdr(e_k)$, 则很显然有 $pdr_p < pdr_p'$ 。

下面证明当 $r_i=r_i'+k$, $k \geq 2$ 时, 引理 2 仍成立。设将链路 e_i 进行 k 次用链路 e_j ($j \neq i$) 替换后, 整条路径数据发送成功的概率为 pdr_p^k 。由上面的证明可

知, $pd_r_p' > pd_r_p^1$ 。按照上面的方法进行一次置换后, l_i' 是序列中最后一次出现 e_i 的地方。此时仍可以找到一条链路 e_a , 使得 r_a 大于根据算法 RROP 找到的链路 e_a 最大传输次数。设当算法 RROP 运行到 l_i' 步时, 链路 e_a 最大传输的次数为 t 。根据算法 RROP, 仍有 $\Delta p_i^{t-2} > \Delta p_a^t$ 。再根据上面的方法, 显然有 $pd_r_p^1 > pd_r_p^2$, 依此类推则有 $pd_r_p = pd_r_p^k < \dots < pd_r_p^2 < pd_r_p^1 < pd_r_p'$ 。

当 $r_i' > r_i$ 时, 同样根据上面的方法仍然有 $pd_r_p < pd_r_p'$ 。因此, 对于链路 e_i , 根据算法 RROP 计算出的最大传输次数 r_i 一定在最优解中。

得证。

引理 3 给定路径 $p=(e_1 \dots e_{i-1}, e_i, e_{i+1} \dots e_n)$ 和延迟阈值 δ , $R=\{r_1, \dots, r_{i-1}, r_i, r_{i+1}, \dots, r_n\}$ 是最优解, 其中 r_i 是根据贪心算法 RROP 最先确定的值。则对于路径 $p'=(e_1 \dots e_{i-1}, e_{i+1} \dots e_n) (1 \leq i \leq n)$ 和延迟阈值 $\delta - r_i \cdot \text{Tone}$, $R'=\{r_1, \dots, r_{i-1}, r_{i+1}, \dots, r_n\}$ 也是最优解。

反证法 很显然, p' 表示路径 p 去掉链路 e_i 之后的路径, 而其他链路没有发生变化。设 pd_r_p 和 pd_r_p' 表示分别以 $R=\{r_1, \dots, r_{i-1}, r_i, r_{i+1}, \dots, r_n\}$ 和 $R'=\{r_1, \dots, r_{i-1}, r_{i+1}, \dots, r_n\}$ 作为路径 p 和路径 p' 上每跳链路最大传输次数时的数据分组发送成功概率。

假设 R' 不是路径 p' 的最优解, 则存在 $R''=\{r_1', \dots, r_{i-1}', r_{i+1}', \dots, r_n'\}$ 是最优解。令 pd_r_p'' 表示以 R'' 作为路径 p' 上每跳链路最大传输次数时的数据分组发送成功概率, 则有 $pd_r_p'' > pd_r_p'$ 。

但是对于路径 $p=(e_1 \dots e_{i-1}, e_i, e_{i+1} \dots e_n)$, 如果以 $R'' \cup \{r_i\}$ 作为路径 p 上每跳链路最大传输次数时, 很显然有 $pd_r_p'' \cdot pd_r_p(e_i) > pd_r_p$ 。另外, 整条路径的传输延迟 $\delta - r_i \cdot \text{Tone} + r_i \cdot \text{Tone} \leq \delta$ 。因此 $R'' \cup \{r_i\}$ 是最优解, 与 R 是最优解矛盾。

定理 2 给定路径 $p=(e_1 \dots e_{i-1}, e_i, e_{i+1} \dots e_n)$ 和延迟阈值 δ , 算法 RROP 产生一组 $R=\{r_1, \dots, r_i, \dots, r_n\}$ 是最优解。

证明 由引理 2 和引理 3 可得。

4.3.2 贪心算法时间复杂性分析

在算法 RROP 中的初始化阶段, 需要初始化每跳链路的最大传输次数, 所需要的时间复杂度为 $o(n)$ 。在算法的第 6)~12) 行中, 计算每跳链路的贡献值需要 $o(n)$ 的时间, 找出最大的贡献值也需要 $o(n)$ 的时间, 整个过程需要执行 $o(\delta/\text{Tone})$ 次, 因此第 6)~12) 行所需要的时间为 $o(n \cdot \delta/\text{Tone})$ 。最后, 第 13)~14) 行所消耗的时间为 $o(n)$ 。根据上面的分析可

得出算法 RROP 的时间复杂度即为 $o(n \cdot \delta/\text{Tone})$ 。由于 δ 和 Tone 是一个常数, 因此算法 RROP 能够在多项式时间内计算出最优解。

5 实验结果与评价

本文基于网络模拟器 NS2^[25] 对实验进行了模拟。实验环境中通信参数的设置主要是根据 Berkeley mote 的标准来设定。在实验中, 将 100 个节点均匀地布置到 200 m×200 m 的场景中。每次随机地从场景左边缘挑选节点作为源节点, 再从右边缘选择节点作为目的节点。每次源节点生成一个 CBR 数据流, 数据分组的大小设为 512 byte, 生成的速率为 2.0 packet/s。

本文主要从未满足实时性要求的数据分组所占的比例 (DMR, deadline miss ratio) 对源节点到目的节点整条路径的实时性进行了分析。在实时分析中, DMR 是一个非常重要的衡量标准。实验首先对路径满足实时性概率的上界和下界进行了分析, 并且分别从理论上和模拟实验对 DMR 进行了比较。另外, 本文对 RROP 算法在满足实时性和节省能量上的性能进行了分析, 并且与其他 2 种算法进行了对比。

5.1 上界分析

在实验中, 先生成一条从源节点到目的节点的路径并且根据文献[22]中的方法记录路径上每跳链路的链路质量和传输时间, 然后根据式(5)计算出整条路径满足实时性概率的上界并将其与模拟的实验结果进行对比。在本次实验中, 为了获得路径满足实时性概率的上界, 将 MAC 层中每跳链路的最大重传次数设置为无穷大。

图 3 和图 4 比较了在不同的延迟阈值下, 实验模拟和理论计算 2 种情况下数据分组的 MDR。从图 3 中可以看出理论计算的结果和实验模拟的结果都是随着延迟阈值的增加, 数据分组的 MDR 也显著地减少。因为随着延迟阈值的增加, 链路最大传输的次数也增加, 从而使得整条路径满足实时性的概率增加。另外, 两者的趋势基本相同, 实验模拟的结果只比理论计算的结果相差 5% 左右, 这说明本文的模型是合理的, 分析的上界也是准确的。而且可以发现实验模拟的结果略低于理论计算的结果, 这说明如果将链路的重传次数设得过高, 将导致冲突的加剧, 从而可能会导致数据分组超时的情况增加。图 4 比较了在不同的跳数下理论和实验模拟的结果。从图 4 中可以看出两者的 DMR 基本上

都随着跳数的增加而线性增加，并且两者增加的幅度基本相同。

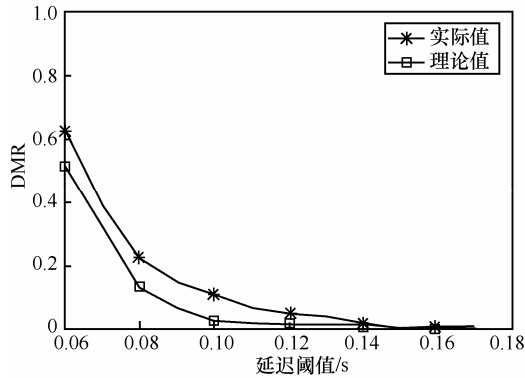


图 3 不同延迟阈值下的 DMR

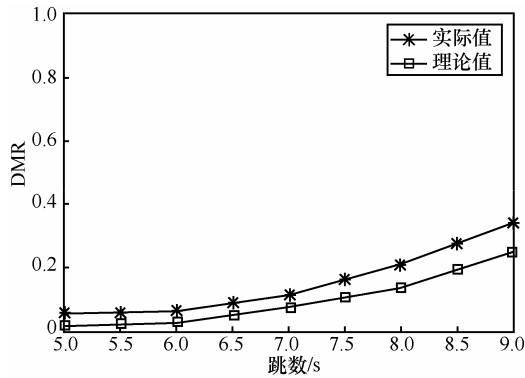


图 4 不同跳数下的 DMR

5.2 下界分析

为了实现 RROP 算法，本文在 802.11 基于 CSMA 基制的 MAC 协议上实现了一种能够改变最大重传次数的 MAC 协议。首先根据路径上每跳链路的链路质量和传输时间以及延迟阈值，利用 RROP 算法计算出每一跳链路的最大传输次数，从而使得路径在满足实时性的前提下数据分组发送成功的概率最大。接着，以数据分组携带的方式，将每跳链路最优的最大传输次数下发到路径上的每个节点中，节点再根据收到的数据在 MAC 层中设置每跳的重传次数。

图 5 比较了在不同的延迟阈值下 RROP 算法理论计算和实验模拟的结果。从图中可以看出理论计算的结果和实验模拟的结果都是随着延迟阈值的增加，数据分组的 DMR 也显著地减少，而且两者变化的趋势基本相同，而且可以发现实验中的 DMR 与理论计算的结果相差很小，这说明本分析的下界也是合理的。另外，可以发现 RROP 算法提供的下界比上节中分析的上界基本上只差 10% 左右，说

明本文的算法能够为路径满足实时性的概率提供一个很好的下界。

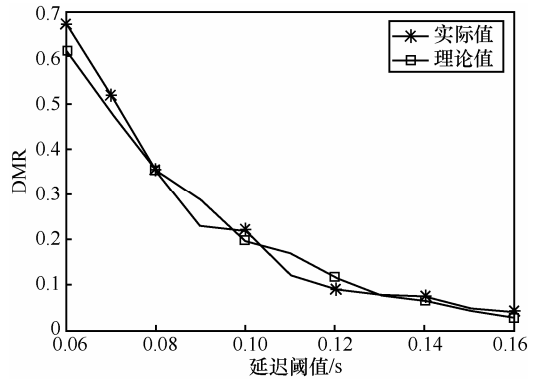


图 5 不同延迟阈值下的 DMR

图 6 比较了在不同的跳数下理论和实验模拟的结果。从图 6 中可以看出 2 种情况下数据分组的 DMR 也是随着跳数的增加而增加，并且趋势基本吻合。

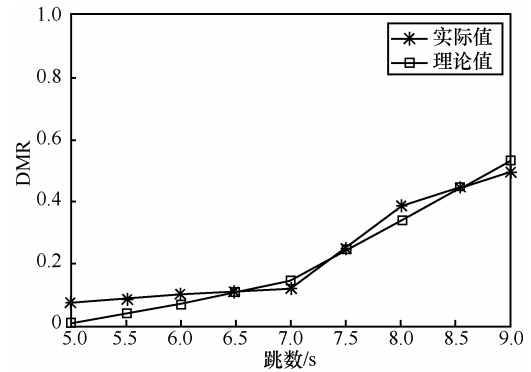


图 6 不同跳数下的 DMR

5.3 RROP 性能分析

下面为了证明 RROP 算法能在能量消耗和延迟上能够获得更高的性能，本文与一种启发式的 BASELINE 方法和普通的 NORMAL 方法进行了对比。在 BASELINE 方法中，根据用户给定的延迟阈值 δ ，将最大重传的次数平均到每跳链路中。即每跳链路的最大传输次数为 $\delta / (Tone \cdot n)$ ， n 表示链路个数，则最大重传次数为 $\delta / (Tone \cdot n) - 1$ 。在 NORMAL 方法中，本文采用最简单的 802.11 MAC 协议，即不改变每跳链路的最大重传次数。

表 1 和表 2 给出了 RROP 方法、BASELINE 方法和 NORMAL 方在不同的延迟阈值下 DMR 和 DR(delay ratio) 的比较。其中 DR 表示数据分组到达目的节点但超过延迟阈值的比例，本文将根据这个来分析网络中浪费的能量。从表 1 中可以看出，通

过 RROP 算法计算出的 DMR 要优于 NORMAL 方法和 BASELINE 方法, 而且随着延迟阈值的增加, 优势越明显。这说明本文的算法能够优化整条路径满足实时性的性能, 提高了质量比较差的链路的重传次数。

表 1 不同延迟阈值下 DMR 的比较

延迟阈值/s	DMR		
	RROP	BASELINE	NORMAL
0.096 000	0.513 020	0.562 700	0.517 588
0.108 000	0.387 056	0.493 729	0.422 111
0.120 000	0.300 552	0.404 868	0.351 759
0.132 000	0.223 204	0.389 111	0.316 583
0.144 000	0.167 481	0.279 317	0.296 482
0.156 000	0.127 911	0.236 564	0.291 457

表 2 中分析了 3 种方法的 DR, 可以看出 NORMAL 方法中有大量的数据分组延迟, 一般是 RROP 的 2 倍, 特别是当延迟阈值比较小时, NORMAL 方法中有 20%左右的数据分组超时, 而本文的方法和 BASELINE 方法基本上都维持在 5%以下。这说明本文通过限制重传的方法限制了数据分组超时的比例而节省了大量的能量。另外还可以看出 BASELINE 方法的 DR 要优于本文的方法。只是本文的算法提高了质量比较差链路的传输次数, 可能会造成数据分组竞争延迟的增加, 导致数据分组超时比例略微的增加。但是增加比例非常小, 本文算法的 DMR 仍比 BASELINE 方法减少 10%左右。

表 2 不同延迟阈值下 DR 的比较

延迟阈值/s	DR		
	RROP	BASELINE	NORMAL
0.096 000	0.069 651	0.020 100	0.236 180
0.108 000	0.060 913	0.015 075	0.170 854
0.120 000	0.039 800	0.025 380	0.100 502
0.132 000	0.030 927	0.039 408	0.065 326
0.144 000	0.035 532	0.010 362	0.045 226
0.156 000	0.024 752	0.0	0.040 201

表 3 和表 4 则从不同的跳数下比较了 3 种方法在能量消耗和实时性上的性能。从表 3 中, 可以看出, 在不同的跳数下本文算法的 DMR 都要优于 NORMAL 方法和 BASELINE 方法, DMR 基本上要减少 10%。从表 4 比较 DR 可知, NORMAL 方

法造成的数据分组延迟的比例基本上是本文方法的 2 倍, 极大地浪费了网络中节点的能量。

表 3 不同跳数下 DMR 的比较

跳数	DMR		
	RROP	BASELINE	NORMAL
5	0.196 028	0.292 575	0.289 340
6	0.160 125	0.204 331	0.292 308
7	0.144 190	0.203 449	0.205 128
8	0.223 204	0.389 111	0.316 583
9	0.208 746	0.391 092	0.295 000

表 4 不同跳数下 DR 的比较

跳数	DR		
	RROP	BASELINE	NORMAL
5	0.059 405	0.029 268	0.101 522
6	0.055 837	0.034 482	0.082 051
7	0.040 816	0.020 100	0.071 794
8	0.030 927	0.040 609	0.065 326
9	0.035 532	0.008 849	0.055

6 结束语

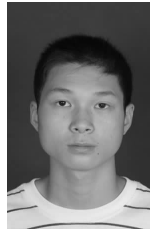
针对无线传感器网络中的路径延迟, 本文基于链路质量给出了路径满足实时性概率的上界, 并证明了计算该概率的时间复杂度为指数级。另外, 本文提出了一种通过调整每跳链路的最大重传次数的 RROP 算法来最大化路径在满足实时性前提下数据分组发送成功的概率。本文证明了该算法能够在多项式时间内找到最优解。在以后的工作中, 考虑到无线传感器网络环境复杂, 本文将结合链路状态时变的特点考虑如何快速地计算以及针对多条路径时如何找到问题的最优解。

参考文献:

- [1] AKYILDIZ I F, SU W, SANKARASUBRAMANIAM Y, *et al.* Wireless sensor networks: a survey[J]. *Computer Networks*, 2002,38(4): 393-422.
- [2] 孙利民, 李建中, 陈渝. 无线传感器网络[M]. 北京:清华大学出版社,2005.
SUN L M, LI J Z, CHEN Y. *Wireless Sensor Networks*[M]. Beijing: Tsinghua University Press, 2005.
- [3] STANKOVIC J A, T E ABDELZAHER, LU C, *et al.* Real-time communication and coordination in embedded sensor networks[J]. *Proceedings of the IEEE*, 2003, 91(7):1002-1022.
- [4] WANG J L, DONG W, CAO Z C, *et al.* On the delay performance analysis in a large-scale wireless sensor network[A]. *Proceedings of*

- IEEE RTSS[C]. San Juan, Puerto Rico, 2012.
- [5] WANG J L, LIU Y H, HE Y, *et al.* QoF: towards comprehensive path quality measurement in wireless sensor networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2014, 25(4):1003-1013.
- [6] COUTO D, AGUAYO D, BICKET J, *et al.* A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing[A]. Proceedings of ACM MobiCom[C]. San Diego, California, USA, 2003.134-146.
- [7] BURCHARD A, LIEBEHERR J, PATEK S. A min-plus calculus for end to end statistical service guarantees[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2006,52(9): 4105-4114.
- [8] QIU T, XIA F, FENG L, *et al.* Queueing theory-based path delay analysis of wireless sensor networks[J]. Advances in Electrical and Computer Engineering, 2011, 11(2): 3-8.
- [9] LEHOCZKY J P. Real-time queueing network theory[A]. Proceedings of IEEE RTSS[C]. San Francisco, USA, 1997. 58-67.
- [10] WANG Y, VURAN M C, GODDARD S. Cross-layer analysis of the end-to-end delay distribution in wireless sensor networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2012, 20(1):305-318.
- [11] SAIFULLAH A, XU Y, LU C Y, *et al.* End-to-end delay analysis for fixed priority scheduling in wirelessHART networks[A]. Proceedings of Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS)[C]. Chicago, USA, 2011.11-14.
- [12] SAIFULLAH A, XU Y, LU C Y, *et al.* Real-time scheduling for wirelessHART networks[A]. Proceedings of IEEE RTSS[C]. San Diego, CA, 2010. 150-159.
- [13] SAKURAI T, VU H. Mac access delay of IEEE 802.11 DCF[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2007, 6(5):1702-1710.
- [14] TICKOO O, SIKDAR B. Modeling queueing and channel access delay in unsaturated IEEE 802.11 random access mac based wireless networks[J]. ACM/IEEE Transactions on Networking, 2008, 16(4): 878-891.
- [15] HOU I, KUMAR P R. A survey of recent results on real-time wireless networking[A]. Proceedings of Real-time Wireless for Industrial Applications[C]. CPS Week, Chicago, 2011.
- [16] WANG Y, VURAN M C, GODDARD S. Analysis of event detection delay in wireless sensor networks[A]. Proceedings of IEEE INFOCOM[C]. Shanghai, China, 2011. 1296-1304.
- [17] GU Y, HE T, LIN M G, *et al.* Spatiotemporal delay control for low-duty-cycle sensor networks[A]. Proceedings of IEEE RTSS[C]. Washington, USA, 2009. 127-137.
- [18] PUCHA H, ZHANG Y, MAO Z M, *et al.* Understanding network delay changes caused by routing events[A]. Proceedings of ACM SIGMETRICS[C]. New York, NY, USA, 2007. 73-84.
- [19] LEE M, DUFFIELD N G, KOMPELLA R R. Not all microseconds are equal: fine-grained per-flow measurements with reference latency interpolation[A]. Proceedings of ACM SIGCOMM[C]. New Delhi, India, 2010.
- [20] WILSON C, BALLANI C H, KARGIANNIS T, *et al.* Better never than late: Meeting deadlines in data center networks[A]. Proceedings of ACM SIGCOMM[C]. Toronto, Ontario, Canada, 2011.
- [21] CTP[EB/OL]. <http://www.tinyos.net/tinyos-2.x/doc/html/tep123.html>, 2007.
- [22] 陈权, 高宏. RSPEED: 无线传感器网络中基于不确定延迟的可靠实时路由[J].通信学报,2013,34(8):110-119.
CHEN Q, GAO H. RSPEED: the reliability and real-time routing based on uncertain delay in wireless sensor network[J]. Journal on Communications, 2013,34(8):110-119
- [23] LIN S, ZHOU G, WHITEHOUSE K, *et al.* Towards stable network performance in wireless sensor networks[A]. Proceedings of SenSys[C]. New York, NY, USA, 2006.
- [24] KROGMANN M, HEIDRICH M, BICHLER D, *et al.* Reliable real-time routing in wireless sensor and actuator networks[J]. ISRN Communications and Networking, 2011, 2011(10): 1-8.
- [25] Network simulator[EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, 2009.

作者简介:



陈权(1989-), 男, 湖北洪湖人, 哈尔滨工业大学博士生, 主要研究方向为无线传感器网络实时查询。



高宏(1966-), 女, 黑龙江哈尔滨人, 哈尔滨工业大学教授、博士生导师, 主要研究方向为并行数据库、并行压缩数据仓库、数据流、传感器网络数据处理等。