

## 无线传感器网络中面向紧急信息可靠传输协议

梁露露\* 高德云 秦雅娟 张宏科  
(北京交通大学电子信息工程学院 北京 100044)

**摘要:** 在无线传感器网络的监测领域, 紧急信息的可靠传输成为关键问题。该文研究了面向紧急信息可靠传输的特点, 提出一种适用于无线传感器网络的紧急信息可靠传输协议。该协议采用全新的拥塞控制方式, 将缓冲区队列长度与队列长度变化率相结合, 并引入状态机对节点的拥塞程度进行评估。节点在本地计算其拥塞度, 并以此对其工作状态进行划分, 进而采用不同的速率、带宽调整策略。仿真结果表明, 该协议保证了紧急信息的可靠传输。

**关键词:** 无线传感器网络; 紧急信息; 拥塞控制; 队列变化率; 可靠传输协议

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2012)01-0095-06

**DOI:** 10.3724/SP.J.1146.2011.00592

## A Reliable Transport Protocol for Urgent Information in Wireless Sensor Networks

Liang Lu-lu Gao De-yun Qin Ya-juan Zhang Hong-ke

(School of Electronic and Information Engineering, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China)

**Abstract:** In surveillance wireless sensor networks, the reliable transport of urgent information is a key issue for accurate reporting of events. This paper studies the characteristics of urgent information, and proposes a Reliable Transport Protocol for Urgent Information (RTP-UI) in wireless sensor network. RTP-UI uses a novel congestion control mechanism, combining the current queue length with the queue length change rate as metric of congestion degree. Each node calculates its congestion degree locally and adopts different rate adjustment (bandwidth allocation) schemes depending on their different states. Extensive simulation results show that RTP-UI provides a high reliable transport mechanism for urgent information.

**Key words:** Wireless sensor networks; Urgent information; Congestion control; Queue length change rate; Reliable transport protocol

### 1 引言

无线传感器网络技术通过将传感节点人为或者随机部署在特定区域, 以自组织、协作感知的方式将周围环境的信息进行采集、传输和汇聚, 这种大规模低成本、无人值守、无基础设施自动组网、鲁棒性和抗毁性强的网络方式, 在生态系统检测、火山活动、火灾、毒气泄漏等众多监测领域有其得天独厚的技术优势和广阔的应用前景<sup>[1]</sup>。尤其是当监测区域内发生紧急事件, 传感器网络可以实现多角度、多方位信息的综合, 通过合理的信息可靠传输机制将信息及时、可靠地汇聚到决策者, 提供紧急事件的信息来源。

同周期监测的无线传感器网络应用不同, 面向紧急事件的监测无线传感器网络采集的信息主要有以下特点:

(1)突发性 紧急事件通常在瞬间发生, 因此产

生的数据具有突发性特点<sup>[2]</sup>;

(2)及时性 在监测无线传感器网络中, 最重要的就是保证在最短的时间内可靠地通知用户紧急事件的发生, 以便及时对紧急事件采取相应措施, 因此信息传输必须保证及时性<sup>[3]</sup>;

(3)可靠需求多样性 通常情况下, 突发事件发生将产生大量多属性的数据流(温度、湿度、位置、图片等), 其中部分信息(比如事件发生的位置信息等)对用户而言显得尤为重要, 而其他信息传输可靠度则可以适当降低, 因此需要对数据流进行优先级划分以满足可靠需求的多样性<sup>[4]</sup>。

由于这些特点, 紧急事件发生时, 无线传感器网络中的拥塞不可避免。因此必须设计合理的拥塞控制机制以保证紧急信息的可靠传输。

通常情况下, 拥塞控制分为两个部分<sup>[5]</sup>: 拥塞检测, 速率调节。传统的拥塞控制机制的研究大部分是以缓冲队列长度<sup>[6]</sup>、信道负载<sup>[7]</sup>或节点服务速率与到达速率的比值<sup>[8]</sup>等作为拥塞检测的度量。然而由于拥塞对网络的危害本质是因为队列长度的溢出而

2011-06-15 收到, 2011-09-09 改回

国家自然科学基金(60802016, 60972010)资助课题

\*通信作者: 梁露露 leung.bjtu@gmail.com

造成的丢包, 这些度量均不能准确反应节点队列长度溢出的可能性。另外, 现有的拥塞检测均假设拥塞是在某一瞬间发生(即超过某一门限), 忽视了拥塞是一个连续的渐变过程这一事实, 因此需要重新设计拥塞检测的方法。一旦检测到拥塞, 需要采取相应的速率调节措施以减轻拥塞<sup>[6]</sup>, 避免网络环境的恶化。传统的拥塞控制机制, 在检测到拥塞以后, 以牺牲事件报告逼真度的方式进行源速率调节, 降低注入到网络中的数据量减轻拥塞<sup>[9,10]</sup>。

PCCP<sup>[7]</sup>(Priority Congestion Control Protocol) 是一个典型的优先级控制协议。该协议为每个节点分配一个优先级, 并将其优先级附在数据流头部, 中间节点以此计算需要转发的数据流优先级之和, 并与其自身产生数据流优先级之和比较, 进而调整转发速率。然而 PCCP 把自身产生数据流与转发数据流分开处理, 仅从源节点的重要性出发对节点分优先级, 并没有考虑不同数据流的优先级。

文献[11]提出一种支持数据流优先级的拥塞控制协议 QCCP-PS(Queue based Congestion Control Protocol with Priority Support)。节点根据优先级以及拥塞程度自适应调节速率, 以满足无线传感器网络中不同 QoS(Quality of Service)应用需求。QCCP-PS 在无紧急信息情况下可以很好地利用网络资源, 然而 QCCP-PS 没有考虑紧急信息的影响, 不能及时对紧急信息进行速率响应调节。因此迫切需要重新设计一种传输协议, 不仅在正常工作状态能够很好利用网络资源, 拥塞发生时也能及时对紧急信息响应, 重新分配发送速率, 在不降低事件逼真度的情况下, 保证紧急信息的可靠传输。

本文设计的面向紧急信息可靠传输的拥塞控制机制, 采用优先级队列传输思想, 每个节点通过拥塞检测机制判断自身拥塞级别, 根据不同的拥塞级别决定其工作状态, 进而采取不同的带宽分配, 速率调节策略。仿真实验结果表明, 与传统传输协议相比, 本文提出的面向紧急信息的可靠传输协议在保持网络吞吐量稳定性的同时, 保证了紧急信息的可靠传输。

## 2 拥塞控制机制设计

### 2.1 基于优先级的队列模型

在RTP-UI中, 每个节点内部有高、中、低3个优先级的FIFO队列, 分别表示为HP, MP, LP, 并具有相同的最大长度:  $QL_{\max}$ 。每个队列按照重要性的不同分配权值:  $\omega_h, \omega_m, \omega_l$ 。如图1所示, 每一个优先级的队列有控制头部和数据域两部分组成, 其中控制头部由节点队列变化率(见2.2节)和队列长度

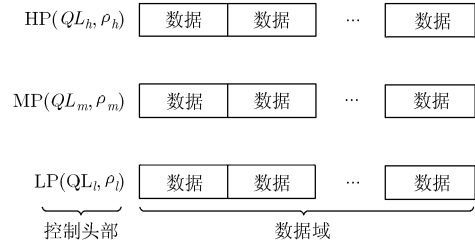


图1 优先级队列模型

组成。节点中基于优先级的队列模型, 当一个数据包到达时, 根据数据包的类型被添加至不同队列的队尾。

### 2.2 拥塞评估

前文也提到, 目前大多数的拥塞检测方法均基于当前缓冲区长度、信道占用、数据包服务速率与到达速率的比值等单一度量, 均无法准确指示当前网络的负载情况。另外传统的拥塞检测方法均假设节点仅有拥塞、非拥塞两个工作状态, 没有考虑网络拥塞的渐变特性, 这显然不符合实际情况。因此需要设计一种更为合理的拥塞检测方法。

本文引入了两个变量, 联合队列变化率  $\rho$  和联合队列长度  $QL_u$ 。不同的优先级对应不同的队列变化率。

**定义 1** 联合队列变化率定义如下:

$$\rho = \frac{\sum_i \omega_i \cdot \rho_i}{\sum_i \omega_i}, \quad i \in \{h, m, l\} \quad (1)$$

其中  $\rho_i = \frac{QL_i^{\text{curr}} - QL_i^{\text{last}}}{QL_{\max} - QL_i^{\text{curr}}}$ ,  $QL_i^{\text{curr}} \neq QL_{\max}$ ,  $i \in \{h, m, l\}$ ,  $QL_i^{\text{curr}}, QL_i^{\text{last}}, i \in \{h, m, l\}$  分别代表当前和上个周期的队列长度。节点以 1 s 为一个统计周期。

联合队列变化率  $\rho$  反映了节点在下一时刻拥塞可能性。节点当前队列长度越大, 表明节点剩余空间越小, 因此拥塞可能性变大; 节点的队列长度在相邻时刻的增幅 ( $QL_i^{\text{curr}} - QL_i^{\text{last}}$ ) 越大, 节点队列长度下一时刻溢出的可能性也越大, 因此拥塞可能性增加;  $\rho$  值为负, 代表队列长度在减小(分母大于零), 即网络拥塞正在缓解。

**定义 2** 联合队列长度定义如下:

$$QL_u = \frac{\sum_i \omega_i \cdot QL_i}{\sum_i \omega_i}, \quad i \in \{h, m, l\} \quad (2)$$

接下来对  $QL_u$  和  $\rho$  进行区间划分得到 6 个不同条件, 对不同程度的拥塞进行评估, 从而根据不同的条件决定所处的工作状态。

(1) 状态1: 初始状态下, 节点满足条件1处于状

态1, 队列为空。

$$\text{条件 1 : } \begin{cases} QL_u = 0 \\ \rho = 0 \end{cases}$$

(2)状态2: 节点收到一个数据包后, 满足条件2立即进入状态2, 此时  $QL_u$  小于  $(1-\alpha)QL_{\max}$ ,  $\rho$  低于门限  $\Delta_{\text{thr}}$ 。

$$\text{条件 2 : } \begin{cases} 0 < QL_u \leq (1-\alpha)QL_{\max} \\ 0 < \rho < \Delta_{\text{thr}} \end{cases}$$

(3)状态3: 节点队列持续增长, 其长度保持  $(1-\alpha)QL_{\max}$  以下, 当  $\rho$  小于零, 满足条件3时, 节点从状态2进入状态3。在没有突发数据的情况下, 节点将在状态2和状态3之间进行转移。

$$\text{条件 3 : } \begin{cases} 0 < QL_u \leq (1-\alpha)QL_{\max} \\ \rho \leq 0 \end{cases}$$

(4)状态4: 当紧急事件发生时, 大量突发数据在短时间内注入网络, 节点(尤其是靠近sink的节点)的队列长度将迅速增加, 直到满足条件4进入状态4。此时标志着拥塞的发生, 紧急状态下初级速率控制机制将启动(见2.3.2节)。

$$\text{条件 4 : } \begin{cases} 0 < QL_u \leq (1-\alpha)QL_{\max} \\ \rho > \Delta_{\text{thr}} \end{cases}$$

(5)状态5: 如果队列长度继续增加直到其超过  $(1-\alpha)QL_{\max}$ , 此时忽略  $\rho$  的大小, 节点满足条件5进入状态5, 由于紧急状态下初级速率控制已经在状态4启动, 因此  $QL_u$  将在  $(1-\alpha)QL_{\max}$  和  $\alpha QL_{\max}$  之间来回波动。状态5是一个稳定状态, 当拥塞减轻时, 节点将从状态5进入状态3或4, 反之, 如果拥塞恶化, 节点将进入状态6。

$$\text{条件 5: } (1-\alpha)QL_{\max} < QL_u < \alpha QL_{\max}$$

(6)状态6: 在状态6表明节点已经遇到严重的拥塞, 其队列长度超过  $\alpha QL_{\max}$ 。由于队列溢出造成的丢包概率极大, 因此启动紧急状态下的二级速率调节机制, 直到节点的队列情况得到缓解。

$$\text{条件 6 : } QL_u \geq \alpha QL_{\max}$$

其中  $\alpha$  是一个常量,  $0.5 < \alpha < 1$ ;  $\Delta_{\text{thr}}$  是固定门限值,  $0 < \Delta_{\text{thr}} < 1$ 。

图 2 为节点的状态转移图, 其中“S1”和“C1”分别代表“状态 1”和“条件 1”, 依此类推。节点根据自身所处的不同的状态进行相应的速率调整。下面将详细介绍节点的速率调整机制。

### 2.3 速率调节

由2.2节可知, 节点通过基于队列变化率的拥塞检测方法判断自身所在的状态, 进而采取不同的速率控制机制。本文提出的速率控制方法根据节点工作状态分为正常速率调节(Normal Rate Adjustment, NRA)和紧急速率调节(Emergent Rate Adjustment, ERA)两部分。其中紧急速率调节又分为初级和高级两个阶段。

**2.3.1 正常速率调节(NRA)** 当无紧急事件发生时, 网络处于周期性的数据采集中, 节点处于正常工作状态, 在状态 2 和状态 3 之间进行转移。为了有效地利用网络资源, 节点应该根据优先级自适应地调整其速率, 同时考虑不同数据类型的权值不同, 分配不同的服务速率。文献[11]提出一种基于节点优先级的速率控制机制, 在正常工作状态下, RTP-UI 采用与其类似的速率控制方法。

假定目的节点(sink 节点)的服务速率服从均值为 0.001 的指数分布, 用指数加权平均(Exponentially Weighted Moving Average, EWMA)的方式能得到 sink 节点的平均服务时间:

$$T_{\text{sink}} = (1-\beta)T'_{\text{sink}} + \beta T''_{\text{sink}} \quad (3)$$

其中  $\beta(0 < \beta < 1)$  是一个常量,  $T'_{\text{sink}}$  和  $T''_{\text{sink}}$  分别是 sink 节点当前和上次周期的平均服务时间。因此我们可以得到 sink 节点的平均服务速率为

$$R_{\text{sink}} = 1/T_{\text{sink}} \quad (4)$$

接着, 从 sink 节点开始, 每个节点  $i$  基于其自

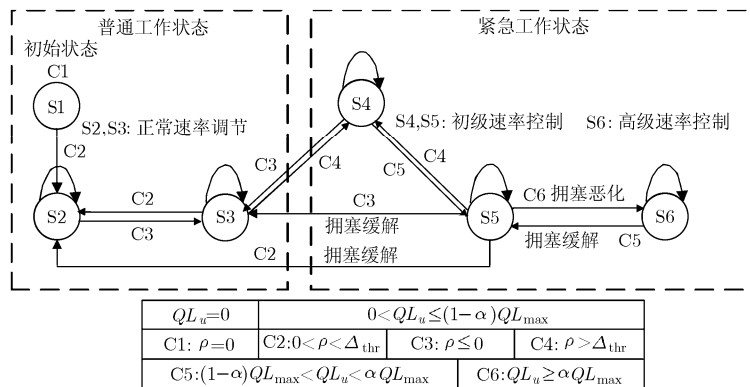


图 2 节点状态转移图

身以及子节点的全局优先级计算并广播每个子节点  $j$  的最大传输速率  $R_{\max}^j$  :

$$R_i^{\max} = R_{\text{sink}} \frac{P_i^G}{P_{\text{sink}}^G} \quad (5)$$

其中  $P_{\text{sink}}^G, P_i^G$  分别是 sink 节点及其子节点  $i$  的全局优先级。并有如下关系:

$$P_{\text{sink}}^G = \sum_{j \in C_{\text{sink}}} P_j^G \quad (6)$$

其中  $C_{\text{sink}}$  是 sink 节点的子节点集合。节点全局优先级由其产生的数据类型累加计算得到, 如某节点  $i$  只产生高 ( $\omega_h = 10$ )、低 ( $\omega_l = 1$ ) 两种优先级的数据, 则其全局优先级为 11。

接着 sink 节点的子节点按照上述相同的方法向下分配速率, 直到每一个节点  $i$  都有一个初始最大数据发送速率:

$$R_i^{\max} = R_j \frac{P_i^G}{P_j^G}, \quad i \in C_j \quad (7)$$

接下来的每个调度周期, 节点  $i$  计算其输入速率  $R_i^{\text{in}} : R_i^{\text{in}} = \sum_{j \in C_i} r_j^i$ , 然后计算速率差值  $\Delta r^i : \Delta r^i = \xi r^i - r_i^{\text{in}}$ , 其中  $\xi$  是一个常量。以此为基础, 节点  $i$  的子节点  $j$  根据  $\Delta r^i$  重新调整其自身速率:

$$r_j = r_j + \Delta r^i \frac{P_j^G}{P_i^G}, \quad j \in C_i \quad (8)$$

其中  $C_i$  为节点  $i$  的子节点集合。

**2.3.2 紧急速率调节(ERA)** 当节点从状态 3 转移到状态 4,  $\rho > \Delta_{\text{thr}}$ , 节点的队列长度增长率增大, 溢出而产生丢包的概率增加, 因此需要采取相应的速率控制, 以降低队列增加速度。根据节点的不同状态, 在紧急工作状态下, 我们采用多级速率控制方式。

(1)初级速率控制 一旦节点进入状态 4, 此时预测网络流量增大, 为了避免拥塞的出现, 节点的速率(注意此处速率不是源速率而是服务速率也即父节点分配的带宽)将随着  $\rho$  的增加而增加, 启动一级速率控制机制。

$$r_i = \max\{r_i + \lambda \cdot \rho, r_i^{\text{parent}}\} \quad (9)$$

其中  $\lambda$  为速率控制的常数因子,  $r_i^{\text{parent}}$  为节点  $i$  父节点的速率, 任何节点的速率不能超过其父节点的速率。节点  $i$  的兄弟节点中的非拥塞节点按照式(10)调整速率。

$$r_j = \left( r_i^{\text{parent}} - r_i \right) \frac{P_j^G}{\sum_{j \in C_i^{\text{parent}}, j \neq i} P_j^G} \quad (10)$$

节点在状态 4, 速率随着  $\rho$  的增大而增大,  $\rho$  越大, 代表网络拥塞越恶劣, 因此该节点从父节点应

该分配更多的带宽, 以减轻拥塞, 而其兄弟节点中非拥塞节点则更具优先级分配父节点的剩余速率。在状态 4 的节点随着时间的推移根据网络实际情况进入不同的状态, 通常情况下, 节点将进入一个相对稳定的状态 5。

(2)高级速率控制 初级速率控制从一定程度上可以减轻或避免拥塞, 然而当队列长度一直增加直到  $\alpha QL_{\max}$  时, 节点将从稳定状态 5 进入状态 6, 拥塞变严重, 如果不采取更为严厉的措施, 很有可能由于队列溢出而丢包。此时节点采取高级速率控制机制:

$$r_i = r_i + r_i \cdot \min(\lambda \cdot \rho, 1) \quad (11)$$

其中  $\lambda$  的定义同如式(9)。值得注意的是, 在拥塞缓解以后, 一旦节点重新返回正常工作状态(状态2和状态3), 此时节点速率按照公式(7)重新计算。

### 3 实例仿真分析

在这一节里, 对协议进行了仿真分析。仿真过程中, 我们不考虑MAC层的具体细节, 仅考虑节点队列溢出拥塞。基于C语言开发一个离散事件仿真软件, 测试了协议的吞吐量、时延以及丢包率等性能指标, 并与PCCP<sup>[7]</sup>和QCCP-PS<sup>[11]</sup>进行比较。

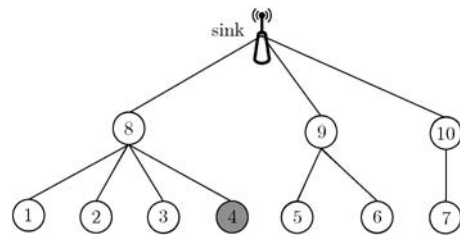


图3 仿真拓扑图

为了更好的评估协议对空闲资源的利用率以及突发事件时的传输性能。我们假设节点4在10-40 s 关闭, 也即源速率变为零; 而在60-90 s 期间节点4检测到突发事件, 因此产生持续性大规模的突发数据。仿真时间为100 s。

表1 仿真参数表

参数	数值
$QL_{\max}$	100
$\alpha$	0.6
$\beta$	0.1
$\lambda$	3.0
$\Delta_{\text{thr}}$	0.1
$\xi$	0.98
权值分配 $\omega$	[10, 6, 1]
仿真时间	100 s

图4是3种协议的吞吐量对比图。从图4可以看出, PCCP性能最差, 在整个仿真区间内剧烈波动, 吞吐量均值也明显低于RTP-UI和QCCP-PS。RTP-UI性能最好, 能够很好地利用网络资源, 并且在两个异常时间区间内(10-40 s和60-90 s)波动不大, 性能稳定。

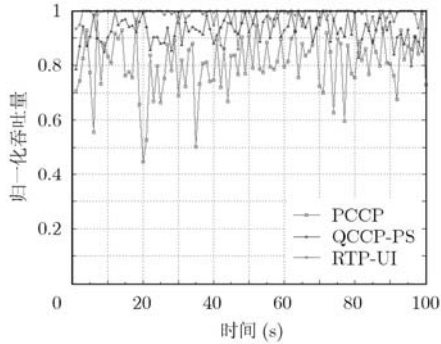


图4 归一化吞吐量

图5是对节点4的HP队列长度分析。定义节点的归一化负载(Normalized Load, NL)为当前队列长度与最大队列长度的比值, 并以此衡量节点的负载情况。由图5(a), 5(b)可以看出在60 s以前, PCCP和QCCP-PS都可以很好地工作, 均处于低负荷状态; 然而在60 s以后, PCCP和QCCP-PS的节点队列迅速增加, 由于不能快速对突发数据进行有效处理, 因此数据包在节点4积压, 从而在60 s以后迅速进入满负荷工作状态(NL=1), 丢包率增加, 直到90 s突发数据结束以后才有所缓解。由图5(c)可以看出RTP-UI应对突发数据的良好性能, 节点4中队列长度在突发事件发生后增加速度很快变缓慢(NL=

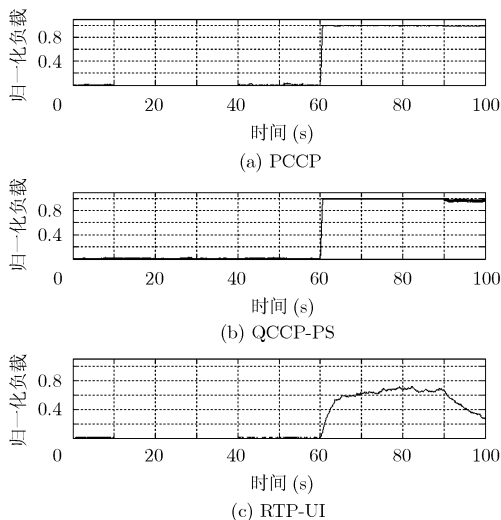


图5 节点4的队列长度

0.52), 速率控制机制开始起作用, 进入稳定工作状态(NL<0.7), 在90 s突发数据结束以后, 队列长度很快降低, 负载减轻。

在正常工作状态下, RTP-UI和QCCP-PS运行正常速率调节机制NRA, 充分利用网络剩余资源。然而QCCP-PS仅采用队列长度检测拥塞, 并没有对节点工作状态进行分类, 也没有紧急速率调节机制ERA对拥塞的紧急处理。图6显出不同协议丢包率的变化。其中图6(a)是QCCP-PS和PCCP的丢包率变化对比图, 由图可以看出, 在突发事件产生以前(<60 s)QCCP-PS的3种优先级数据流的丢包率均低于PCCP, 其中HP的丢包率是零。然而在60 s突发事件产生后, 大量数据(包含HP和MP数据流)注入网络, 因此HP和MP的丢包率迅速增加。注意, 为对比方便, 本文假设节点4检测的突发事件只产生HP和MP的数据流。

为更好地体现 RTP-UI 协议中紧急速率调节机制(Emergent Rate Adjustment, ERA)对系统整体性能的影响, 将进行对比试验, 一组启动 ERA, 一组关闭 ERA。由图 6(b)和 6(c)可以看出, RTP-UI 根据节点拥塞程度进行状态分类, 根据不同工作状态进行速率调节, 网络在很短的时间之内收敛, 并且 MP 和 LP 的丢包率降低至 0.02 以下, HP 的丢包率降至零。RTP-UI 能够很好地处理紧急信息对网络性能的影响(>60 s), 保证了紧急信息传输的低丢包率。

紧急信息的传输不仅需要保证可靠性, 还需保证低时延。图7给出了3种优先级数据流的时延, 可以看出, RTP-UI和QCCP-PS 3个优先级HP, MP, LP的时延始终小于PCCP, 并且HP的时延小于MP, LP两个优先级的时延。从图7(a)可以看出, 突发事件发生后, QCCP-PS的3种优先级的数据流时延均变大; 而RTP-UI在ERA启动前(图7(b))和启动后(图7(c))的性能均优于QCCP-PS和PCCP。3种优先级的数据流尤其是HP的时延在紧急事件发生后得到有效的降低, 不受网络中大量突发数据流的影响, 保证了紧急信息传输的低时延。

#### 4 结束语

本文设计并实现了一种适用于无线传感器网络面向紧急信息的可靠传输协议。综合考虑监测网络中紧急信息特点, 设计了基于队列以及队列变化率的拥塞检测方法, 并根据拥塞程度将节点划分为不同工作状态, 进而采取不同的速率控制机制, 保证了无线传感器网络中紧急信息的可靠传输。

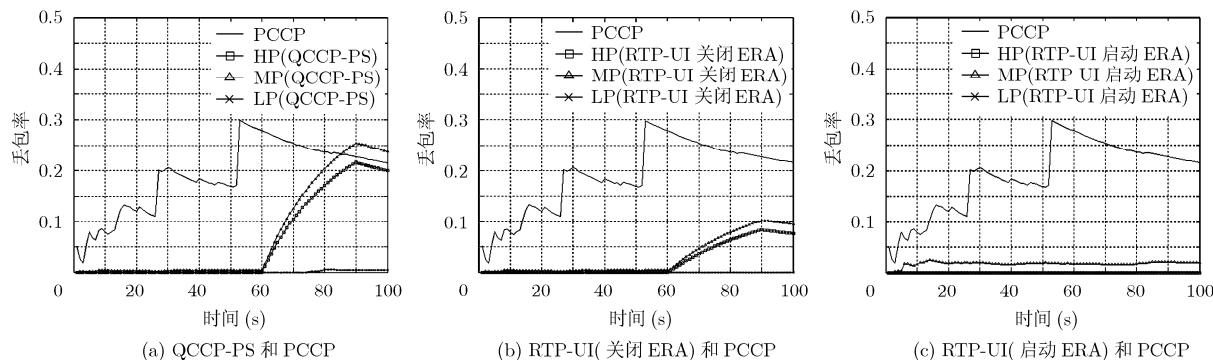


图6 丢包率

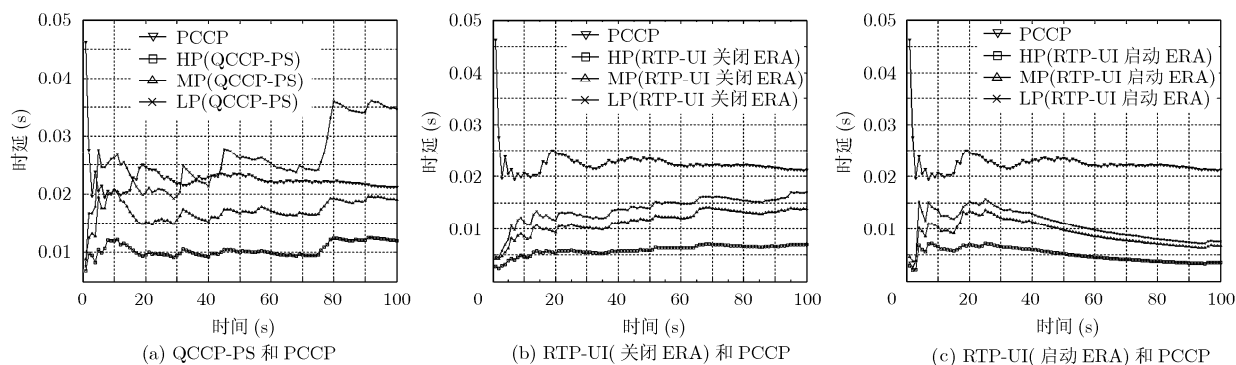


图7 队列时延

## 参考文献

- [1] Yick J, Mukherjee B, and Ghosal D. Wireless sensor network survey[J]. *Computer Networks*, 2008, 52(12): 2292-2330.
- [2] Higaki H. NeBuST: low-latency congested sensor data transmission protocol[C]. Proc. of International Conference on Communications and Information Technology, Aqaba, Jordan, March 29-31, 2011: 36-42.
- [3] Bhuiyan M M, Gondal I, and Kamruzzaman J. CODAR: congestion and delay aware routing to detect time critical events in WSNs[C]. Proc. of International Conference on Information Networking (ICOIN'11), Kuala Lumpur, Malaysia, Jan. 26-28, 2011: 357-362.
- [4] Tao L Q and Yu F Q. ECODA: enhanced congestion detection and avoidance for multiple class of traffic in sensor networks[J]. *IEEE Transactions on Consumer Electronics*, 2010, 56(3): 1387-1394.
- [5] Liang L, Gao D, Qin Y, et al. An adaptive congestion-aware MAC protocol for wireless sensor networks[C]. Proc. of IEEE IC-BNMT, Beijing, China, Oct. 26-28, 2010: 1074-1078.
- [6] 孙国栋, 廖明宏, 邱硕. 一种无线传感器网络拥塞控制机制[J]. *电子与信息学报*, 2008, 30(10): 2492-2498.  
Sun Guo-dong, Liao Ming-hong, and Qiu Shuo. A congestion control scheme in wireless sensor networks[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2008, 30(10): 2492-2498.
- [7] Wang C G, Sohraby k, Lawrence V, et al. Priority-based congestion control in wireless sensor networks[C]. IEEE SUTC'06, Taipei, June 5-7, 2006: 22-31.
- [8] Hull B, Jamieson k, and Balakrishnan H. Mitigating congestion in wireless sensor networks[C]. Proc of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems(SenSys'04), Baltimore, MD, USA, Nov. 3-5, 2004: 134-147.
- [9] Sridharan A and Krishnamachari B. Explicit and precise rate control for wireless sensor networks[C]. Proc of the 7th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys'09), Berkeley, California, USA, Nov. 4-6, 2009: 29-42.
- [10] Bhuiyan M M, Gondal I, and Kamruzzaman J. CAM: congestion avoidance and mitigation in wireless sensor networks[C]. Proc. of IEEE Vehicular Technology Conference (VTC 2010-Spring), Taipei, May 16-19, 2010: 1-5.
- [11] Yaghmaee M H and Adjeroh D. Priority-based rate control for service differentiation and congestion control in wireless multimedia sensor networks[J]. *Computer Networks*, 2009, 53(11): 1798-1811.

梁露露: 男, 1985年生, 博士生, 研究方向为无线传感器网络可靠传输协议。

高德云: 男, 1973年生, 副教授, 博士生导师, 研究方向为无线传感器网络、移动互联网、下一代网络体系结构。

秦雅娟: 女, 1963年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为下一代网络路由交换技术、移动互联网技术、宽带无线通信等。