

## 信道公平分配的局部拥塞控制算法

朱更明<sup>1</sup>, 王志强<sup>1</sup>, 李哲涛<sup>2,3</sup>, 李仁发<sup>4</sup>

(1. 湖南科技大学 计算机科学与工程学院, 湖南 湘潭 411201; 2. 湘潭大学 信息工程学院, 湖南 湘潭 411105;  
3. 国防科学技术大学 计算机学院, 湖南 长沙 410073; 4. 湖南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410082)

**摘要:** 提出基于信道公平分配的局部拥塞控制算法 FCA(fair channel allocation), 在缓解局部拥塞的同时增强信道分配的公平性。为减少获取邻居节点实时缓存信息的通信开销和提高以单一节点缓存是否溢出为检测模型的准确性, FCA 采用以节点实时缓存长度预测为基础的邻居节点缓存总长度和分组平均传输延迟作为检测指标的拥塞检测模型。为避免使用独立拥塞通告消息增加信道负载, FCA 采用在 ACK 控制帧中增加一个节点地址位携带拥塞信息。在去拥塞阶段, FCA 采用基于实时缓存长度和队列优先权值的信道分配机制保证公平传输和防止部分节点因缓存增速过快导致溢出分组丢失。实验结果表明, FCA 在碰撞次数、分组传递率、吞吐量和公平性等方面相比 802.11、CODA 和 PCCP 具有显著优势。

**关键词:** 无线传感器网络; 拥塞控制; MAC 协议; 公平性

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

## Local congestion control algorithm with fair channel allocation

ZHU Geng-ming<sup>1</sup>, WANG Zhi-qiang<sup>1</sup>, LI Zhe-tao<sup>2,3</sup>, LI Ren-fa<sup>4</sup>

(1. School of Computer Science & Engineering, Hunan University of Science and Technology, Xiangtan 411201, China;  
2. College of Information Engineering, Xiangtan University, Xiangtan 411105, China;  
3. School of Computer, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China;  
4. School of Information Science & Engineering, Hunan University, Changsha 410082, China)

**Abstract:** A local congestion control algorithm with fair channel allocation (FCA) was presented to mitigate local congestion as well as to improve the fairness of channel utilization. In order to decrease the extra communication overhead for obtaining the real-time buffer length of neighbors and improve the accuracy of congestion detection model based on buffer occupancy of single node, FCA presented a new model considers the total buffer length of neighbors with predict-based mechanism for real-time buffer occupancy and the average transmission time of packet. To avoid deteriorating congestion with an explicit notified package, FCA embedded an additional node address to the ACK control frame to carry congestion information. During the congestion alleviation stage, FCA presented a fair channel allocation mechanism based on real-time buffer occupancy and queue priority to prevent some nodes from overflowing resulting in package loss due to the growth of buffer fast. Simulation results show that the proposed protocol has comparative advantages compare with 802.11, CODA and PCCP in terms of collision, package delivery ratio, throughput and fairness.

**Key words:** wireless sensor network; congestion control; MAC protocol; fairness

### 1 引言

无线传感器网络(WSN, wireless sensor net-

works)通常是由一个或多个 sink 节点以及大量部署在特定区域内的感知节点以分簇形式组织的层次型网络。WSN 是以数据为中心的网络, 数据主要

收稿日期: 2014-08-18; 修回日期: 2014-10-10

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61100215, 61311140261, 61379115, 61372049); 湖南省自然科学基金资助项目(12JJ9021, 13JJ8006); 湖南省重点学科建设基金资助项目

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (61100215, 61311140261, 61379115, 61372049); Provincial Natural Science Foundation of Hunan Province(12JJ9021, 13JJ8006); The Construct Program of the Key Discipline in Hunan Province

由周期性监测流和异常事件触发的突发流组成, 经过簇头收集并最终汇聚于 sink 节点。随着 WSN 应用领域扩大, 感知的数据流由单一型标量数据流发展为复合型矢量(或称为多媒体)数据流<sup>[1,2]</sup>。多媒体数据流让承担数据汇聚的簇头节点和 sink 节点通信任务急剧加重, 局部拥塞十分严重。在不同路由路径的交叉点或部分重叠链路, 局部拥塞也不可避免。因此, 如何缓解以 sink 节点和簇头节点拥塞为代表的局部拥塞问题具有重要意义<sup>[3,4]</sup>。

为缓解和消除拥塞, 很多学者从应用层、传输层、网络层、数据链路层提出了不同算法。媒体访问控制(MAC, medium access control)协议属于网络底层协议, 管理节点的信道接入是拥塞检测和拥塞解除的基础<sup>[5]</sup>。802.11 协议<sup>[6]</sup>通过二进制退避算法调节竞争窗口 CW(contention window)处理拥塞。当节点数据传输成功时, 置竞争窗口为最小值  $CW_{\min}$ ; 当节点发送数据失败时, 成倍增加竞争窗口直至最大值  $CW_{\max}$ 。该机制总是给最近一次发送成功的节点最大优先级, 易导致信道使用的不公平。当网络节点密集度较大时, 节点在成功发送数据后将竞争窗口置为最小值容易引起新的碰撞。CODA(congestion detection and avoidance)<sup>[7]</sup>采用开环逐跳反馈机制和闭环多源速率调节机制进行拥塞控制。开环拥塞控制机制适合于瞬时型拥塞的解除。拥塞节点向邻居广播拥塞通告, 收到拥塞通告的邻居节点采取分组丢失或者加性增长乘性减 AIMD (additive increase multiplicative decrease)的方式降低发送速率<sup>[8]</sup>, 并逐跳反馈至源节点直到拥塞消失。闭环拥塞控制机制适合于持久型拥塞的解除。当源节点连续发送数据分组数量超过某阈值并未收到 sink 节点反馈的 ACK 控制帧时, 则降低自身发送速率。PCCP(priority-based congestion control protocol)<sup>[9]</sup>通过在 MAC 层和网络层之间添加一个缓存数据调度器。它以分组平均到达时间与分组平均服务时间的比值作为拥塞度量值, 并结合各节点的源流量优先级和传输流量优先级对队列缓存出队速率进行动态调节。该方法能实现较准确的速率调节, 但缺少考虑其速率调节在下一时刻对上一跳节点是否造成拥塞的问题。C-MAC(congestion-aware MAC)<sup>[10]</sup>是一种采用混合型信道接入策略的拥塞控制 MAC 协议。它通过监测数据分组在缓存中的排队延时检测拥塞。若节点检测到拥塞, 则采用 TDMA 信道接入策略, 否则

采用 CSMA/CA 信道接入策略。这种策略可减少碰撞和分组丢失, 缓解拥塞, 但去拥塞过程需要向邻居节点发送 TDMA 同步帧, 开销大、耗能高, 只适合短时间的拥塞控制。DCCF(decoupling congestion control and fairness)<sup>[11]</sup>是一种分布式流量管理的拥塞控制协议。该协议根据数据输入速率和输出速率的差异来决定增加或减小数据分组产生速率, 并根据数据流的带宽分配, 自适应调节传输速率。该协议能自适应网络的拓扑变化, 但引进了分组反馈延时, 增加了大量处理开销。

MAC 层拥塞检测算法主要基于单个节点的缓存长度信息和数据分组处理延迟。以单个节点缓存长度信息和单个数据分组处理时间为检测指标的检测模型存在拥塞虚检或漏检现象。另外, 采用查询方式获取节点的实时缓存长度, 会加重信道负载。当出现拥塞后, 降低发送速率和直接分组丢失是解除拥塞采取的传统策略, 而如何实现高效有序的信道资源分配减少节点过度竞争导致的碰撞才是缓解拥塞的关键。

为此, 本文提出一种基于信道公平分配的局部拥塞控制算法 FCA(fair channel allocation)。FCA 采用基于预测的方法估算节点实时缓存, 减少通信开销; 以邻居节点缓存总长度和分组平均传输延迟作为检测指标的拥塞检测模型防止拥塞虚检和漏检现象。FCA 采用隐身拥塞通告方式, 在 ACK 控制帧中增加一个节点地址位携带拥塞信息。FCA 采用基于实时缓存长度和队列优先权值的信道分配机制缓解拥塞, 保证数据公平传输, 降低信道碰撞保持高传递率和高吞吐量。

## 2 问题描述

### 2.1 局部拥塞问题

在基于分簇结构的 WSN 中, 簇头节点负责收集和簇内的感知数据, sink 节点为数据汇聚的终点。距离 sink 节点近的节点比距离 sink 节点远的节点需要转发更多的数据分组。这种网络流量的漏斗特性易导致 sink 节点成为流量瓶颈节点, 其附近容易出现局部拥塞<sup>[12]</sup>。另外, 异常事件导致的突发流和路径中存在交叉或复用的节点或复用链路的通信流量成倍增加也容易引其局部拥塞。

图 1 为局部拥塞网络拓扑示例, 其中控制节点(CN, control node)为 sink 节点、簇头节点、路由路径的交叉节点或路由路径的复用链路, 普通节点(NN, normal node)为感知节点或转发节点。

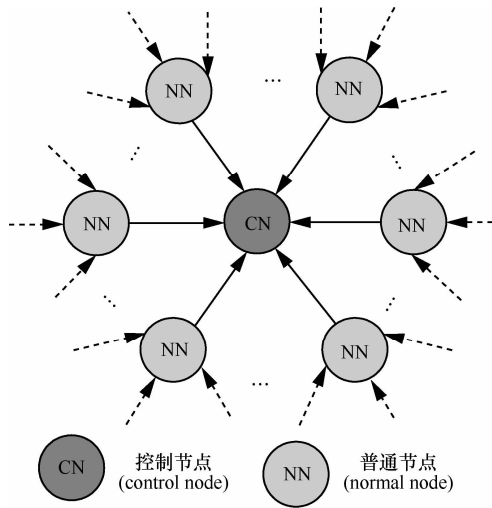


图1 局部拥塞网络拓扑示例

### 2.2 节点服务的不公平性问题

WSN 具有以下特性。

- 1) 感知属性的多样性。节点可感知简单标量属性的温湿度信息、一维矢量属性的音频信息和二维矢量属性的视频信息等。
- 2) 感知能力的异构性。感知能力强的节点能获取更多感知数据，容易长期占用信道。
- 3) 不同尺度 QoS 需求。异常猝发流需要更大优先级减少上传延时和分组丢失。

采用相同方式处理不同节点和节点中的不同数据分组，容易带来节点服务的不公平。

## 3 模型建立与理论分析证明

### 3.1 节点实时缓存长度预测模型

首先，节点 NN 在发送数据时将当前时刻缓存长度信息嵌入到即将传输的数据分组中。然后，当节点 CN 收到节点 NN 相近 2 次数据分组时，通过 2 次接收时间差值和 2 个时刻缓存长度的变化量计算节点 NN 缓存在此时间段内的平均增速。最后，再结合最近一次计算的平均缓存增速，采用指数加权滑动平均值(EWMA)算法<sup>[13]</sup>计算节点 NN 当前时刻的平均缓存增速。若节点 CN 超过指定阈值时间仍未收到节点 NN 数据分组时，则根据最近一次获取到节点 NN 缓存长度和节点 NN 平均缓存增速预测其最新缓存长度。

**引理 1** 假设节点 CN 收到邻居节点  $x$  相近发送 2 个数据分组的时刻分别为  $T_i$  和  $T_j$ ，获取节点  $x$  的队列缓存长度为  $B_x^i$  和  $B_x^j$ ，则节点  $x$  缓存在  $[T_i, T_j]$  的缓存的平均增速  $RT_x$  为

$$RT_x = \frac{B_x^j - B_x^i}{T_j - T_i} \tag{1}$$

结合式(1)和 EWMA 可得节点  $x$  在  $T_j$  时刻的平均缓存增速  $R_x^j$  为

$$R_x^j = (1 - w) \times R_x^i + w \times RT_x \tag{2}$$

其中， $w (0 < w < 1)$  是一个常量， $R_x^i$  为节点  $x$  在  $T_i$  时刻计算的平均缓存增速。

**引理 2** 通过  $R_x^j$  可计算在  $T_j$  时刻之后的  $T_k$  时刻节点  $x$  的队列缓存长度  $B_x^k$  为

$$B_x^k = (T_k - T_j) \times R_x^j + B_x^j \tag{3}$$

图 2 为节点 CN 预测节点 NN 实时缓存长度示例。节点 CN 在  $T_2$  时刻计算节点 NN 初始缓存增速

$R_{NN}^2 = \frac{B_{NN}^2 - B_{NN}^1}{T_2 - T_1}$ ，在  $T_3$  时刻根据 EWMA 计算缓存增速为  $R_{NN}^3 = (1 - w) \times R_{NN}^2 + w \times \frac{B_{NN}^3 - B_{NN}^2}{T_3 - T_2}$ 。在  $T_4$  时刻，因节点 CN 超过  $T_p$  时间未收到节点 NN 的数据分组则采用预测估算其最新缓存长度为  $B_{NN}^3 + R_{NN}^3 \times (T_4 - T_3)$ 。

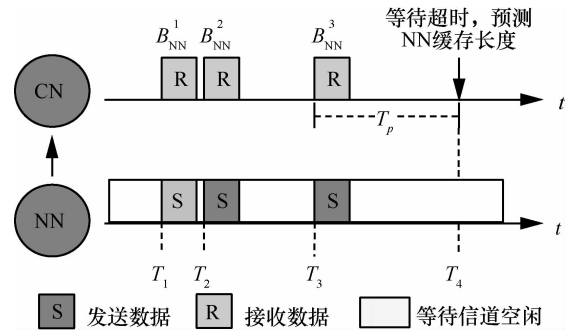


图2 节点 CN 预测节点 NN 实时缓存长度示例

节点 CN 仅根据已收到节点 NN 的信息，就能较准确地估算节点 NN 缓存的增长速度和实时缓存长度信息，与通过节点 CN 查询的方式获取节点 NN 实时缓存长度策略相比，该方法减少了查询通信开销。

### 3.2 拥塞检测模型

由于在节点 CN 通信半径范围内的邻居节点共享同一信道，信道传输容量受限，网络负载决定信道内单位时间最大数据传输量，信道繁忙状态决定分组传输延迟。因此，通过检测邻居节点的缓存总长度和分组平均传输延迟可防止拥塞虚检和拥塞漏检，具有判断拥塞准确性高、检测开

销小、控制简单的特点。

首先, 节点 CN 通过监测所有邻居节点的缓存长度和自身缓存长度, 获得期望传输量。然后, 节点 CN 通过已收到的所有邻居节点数据分组的信息, 计算所有邻居节点的分组平均传输时间。最后, 以期望传输量是否超过周期信道容量阈值和分组平均传输时间是否超过标准数据分组传输时间作为判断条件, 检测是否发生局部拥塞。

图 3 为拥塞检测示例。节点 CN 计算当前信道期望传输量  $TD_{CN}$ , 节点 CN 根据已收到的数据信息计算通信范围节点的分组平均传输延迟  $T_{AVG_{CN}}$ 。当  $TD_{CN}$  大于一个虚拟周期信道容量阈值  $TD_{max}$  和  $T_{AVG_{CN}}$  超过标准数据分组传输时间时出现局部拥塞。

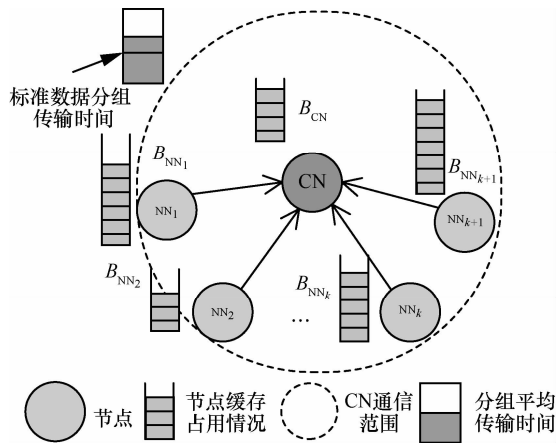


图 3 拥塞检测示例

该拥塞检测模型具有以下 2 个特点: 1) 考虑通信半径内所有节点的缓存总长度和分组平均传输延迟作为拥塞检测指标, 能充分反映局部网络是否拥塞; 2) 邻居节点的分组平均传输延迟的测量仅需节点 CN 通过已收到数据分组的信息计算, 不需要额外的通信开销。因此, 拥塞检测准确度高, 检测开销小。

### 3.3 拥塞解除模型

模型前提: 1) 节点 CN 将拥塞信息嵌入在标准 ACK 控制帧中; 2) 节点缓存中数据分组按优先级大小排序, 优先级大的数据分组在队首。

拥塞理论不可解除状态: 当信道利用率达到最大值且邻居节点有序使用信道上传数据时, 节点 CN 或节点 NN 缓存出现溢出。

在节点 CN 检测到网络拥塞后, 首先对所有邻居节点依次分配信道一次, 收到嵌入拥塞通告

ACK 控制帧的节点根据是否与拥塞信息中的信道分配节点 ID 一致进入等待信道分配状态或发送数据状态。然后, 在节点 CN 收集到邻居节点最新的缓存长度和队列优先级值后, 若拥塞未解除则仅给队列优先级值大于邻居节点的平均队列优先级值的节点分配信道。通过一定次数 (根据优先级值和缓存长度计算) 轮流分配, 使最大队列优先级值降低到平均值以下。

图 4 为公平信道分配示例。图 4 中左边虚线框为节点 CN 给所有上游邻居节点分配信道过程, 图 4 中右边虚线框为公平信道分配过程。节点 CN 检测到拥塞后进入图 4 中左边虚线框内给所有节点依次分配信道模式。当节点 CN 收集到最新缓存和优先级值信息后, 若拥塞解除则进入正常通信模式, 否则进入图 4 中右边虚线框内所示公平信道分配示例: 节点 CN 仅给队列优先级值大于平均队列优先级值的  $NN_2$  等节点分配信道。当邻居节点最大队列优先级值降低到平均值后继续按左边虚线框内所示模式进行。

该模型在拥塞解除过程中具有以下 3 个特点: 1) 无局部信道碰撞, 分组丢失极少, 邻居节点有序共享信道传输数据分组; 2) 局部拥塞区域接近信道最大利用率, 保证高吞吐量; 3) 获得分配信道的节点缓存中优先级大的数据分组先发送, 满足区分优先级网络中的高优先级数据先发送的公平性。

### 3.4 理论分析与证明

设队列缓存长度上限为  $Q_{lim}$ , 一个标准数据分组的最大传输时间为  $T_s^1$ 。源节点  $s$  产生的数据分组优先级为  $SP_s$ , 节点  $x$  缓存中数据分组对应的源节点 ID 存放于数组  $QID$  中。节点 CN 所有邻居节点 ID 的集合为  $UN$ , 拥塞解除时分配信道节点 ID 的集合为  $VN$ 。在  $T_i$  时刻, 节点 CN 邻居节点的平均和最大队列优先级为  $QP_{AVG_{CN}}^i$  和  $QP_{MAX_{CN}}^i$ 。

**定理 1** 节点 CN 需通过预测获取邻居节点  $x$  缓存长度的条件为经过一段时间  $T_p$  后未收到节点  $x$  信息,  $T_p$  最小时间满足

$$T_p \geq \text{MAX}(|UN| \times T_s^1, 1/R_x + T_s^1) \quad (4)$$

其中,  $| \cdot |$  为取集合元素的数目。

**证明** 在理想状态, 节点  $x$  可能长期未竞争到信道的最小时间为节点 CN 接收所有邻居节点数

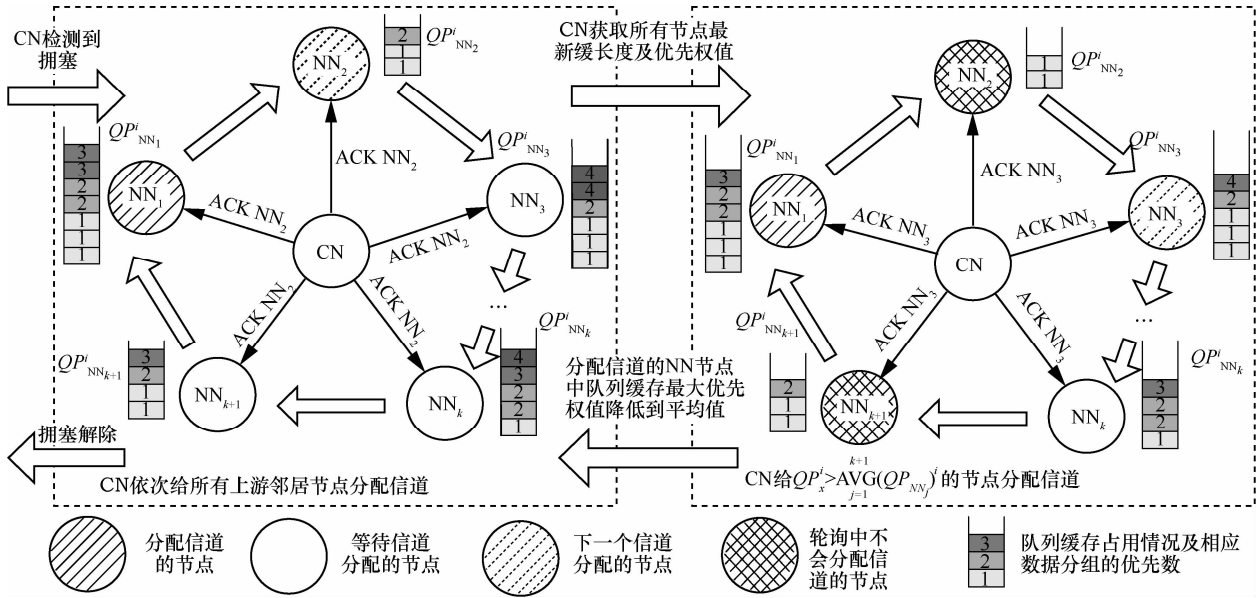


图 4 信道公平分配示例 ( $QP_x^i$  为  $t^i$  时刻节点  $x$  队列优先权值)

据分组各一次的时间，即邻居节点个数乘以一个标准数据分组的最大传输时间；在此过程中节点  $x$  需至少收到（或产生）一个数据分组和发送一个数据分组，才能确定缓存长度有所增加。因此， $T_p$  必须大于或等于这两者之间的最大值。证毕。

**推理 1** 在  $T_j$  之后的  $T_k$  时刻，节点 CN 的邻居节点  $x$  的缓存长度  $B_x^k$  为

$$B_x^k = \begin{cases} B_x^j, & T_j + T_p < T_k \\ (T_k - T_j) \times R_x^j + B_x^j, & T_j + T_p \geq T_k \end{cases} \quad (5)$$

当  $T_j + T_p < T_k$  时， $B_x^k$  为已获取的邻居节点  $x$  缓存长度的真实值；当  $T_j + T_p \geq T_k$  时，通过预测获取邻居节点  $x$  的缓存长度。

**引理 3** 传输满负载队列的数据分组需要的最大时间  $T_{sum}$  为

$$T_{sum} = Q_{lim} \times T_s^1 \quad (6)$$

**引理 4** 设置虚拟周期为  $T_{cycle}$  ( $0 < T_{cycle} \leq T_{sum}$ )，则在理想状态下，一个虚拟周期内能传输的最大数据分组数量，即虚拟周期信道容量阈值  $TD_{max}$  为

$$TD_{max} = \frac{T_{cycle}}{T_s^1} \quad (7)$$

**定义 1** 在  $T_i$  时刻，节点 CN 负载总量  $TD_{CN}^i$  为

$$TD_{CN}^i = B_{CN}^i + \sum_{x \in UN} B_x^i \quad (8)$$

**定理 2** 在  $T_i$  时刻，节点 CN 局部网络负载严重的必要条件为

$$\begin{cases} TD_{CN}^i > TD_{max} \\ T_{-AVG_{CN}} > T_s^1 \end{cases} \quad (9)$$

**证明** 当节点 CN 局部网络节点期望传输的数据量超过虚拟周期信道容量阈值时，邻居节点间若没有一个竞争信道的统一调度，那么大量节点间的信道争用会带来不可估量的碰撞，最终导致邻居节点的分组平均传输延迟大于一个标准数据分组的最大传输时间。故 2 个条件同时满足可判定网络负载严重。证毕。

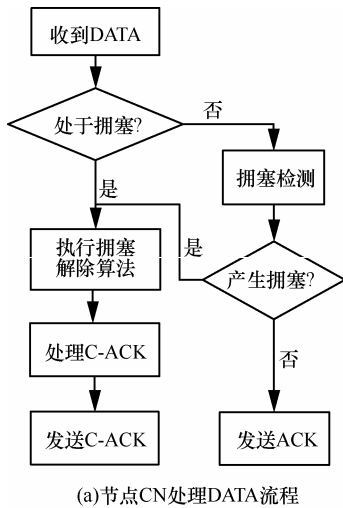
**定义 2** 在  $T_i$  时刻，邻居节点  $x$  的队列优先权值为

$$QP_x^i = \sum_{j=1}^{B_x^i} SP_{QD(j)} \quad (10)$$

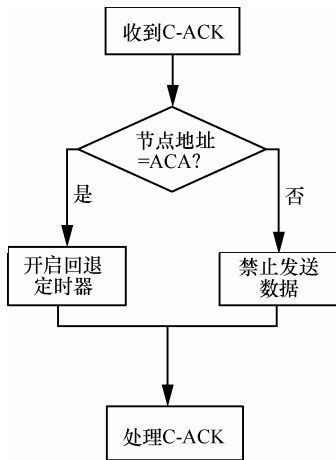
## 4 算法设计

### 4.1 拥塞控制算法流程

图 5 为 FCA 拥塞控制算法流程。在添加 FCA 拥塞控制算法的 MAC 协议中，当节点 CN 成功收到 DATA 时按图 5(a) 执行。当节点 NN 收到携带拥塞消息的 C-ACK (congestion ACK) 控制帧时按图 5(b) 执行。



(a)节点CN处理DATA流程



(b)节点NN处理C-ACK流程

图5 FCA 拥塞控制算法流程

## 4.2 拥塞检测算法

**算法 1** 节点 CN 通过检测邻居节点缓存状态和分组平均传输延迟判断拥塞算法

**步骤 1** 若已处于拥塞状态则执行步骤 3，否则执行步骤 2；

**步骤 2** 若满足式(9)，即网络出现拥塞，则执行步骤 3，否则结束；

**步骤 3** 执行拥塞解除算法；

**步骤 4** 结束。

节点 CN 根据邻居节点缓存长度和接收时间等信息计算负载总量和分组平均传输延迟，若信道负载严重且数据传输率低，则认为局部网络出现拥塞。

## 4.3 拥塞解除算法

算法 2 为获取下一个分配信道的节点 ID 的索引下标和局部网络的拥塞状态算法。算法 3 为公平信道分配的拥塞解除算法。算法 2 在轮询分配

信道节点的集合  $VN$  一次后，调用算法 3 判断是否需要更新  $VN$ 。因此，通过算法 2 和算法 3 即可实现信道的公平分配。

**算法 2** 获取下一个分配信道的节点 ID 的索引下标和局部网络拥塞状态算法

输入:  $index, congestion, VN$

输出:  $index, congestion, VN$

/\* $index$  存放为下一个分配信道的节点 ID 的索引下标,  $congestion$  记录网络是否拥塞\*/

1) IF  $congestion = true$  //正在执行拥塞控制算法

2)  $index ++$ ;

3) IF  $index > |VN|$  THEN

4)  $[index, congestion, VN] \leftarrow$  “执行算法 3”;

5) END IF

6) ELSE IF 检测到拥塞

7)  $congestion \leftarrow true, index \leftarrow 1$ ;

8)  $VN \leftarrow$  所有邻居节点 ID;

9) ELSE

10)  $index \leftarrow 0$ ; // $index$  为 0 为正常通信模式

11) END IF

12) Output  $[index, congestion, VN]$ ;

**算法 3** 公平信道分配的拥塞解除算法

输入:  $count$  /\*  $count$  为当前轮询次数 \*/

输出:  $index, congestion, VN$

1) 根据式(8)计算  $TD_{CN}$

2) IF  $TD_{CN} < TD_{max}$  AND  $T_{AVG} < T_s^{-1}$  THEN

3)  $congestion \leftarrow false$ ; //拥塞已经解除

4) END IF

5)  $count++$ ,  $index \leftarrow 1$ ;

6) IF  $count \leq N$  //一轮循环未结束

7) IF  $count = N$  THEN  $VN \leftarrow$  所有邻居节点 ID;

//循环末尾，重新轮询所有节点

8) Output  $[index, congestion, VN]$ ;

9) END IF

10) 计算  $QP_{MAX}$  和  $QP_{AVG}$ ;

11)  $VN \leftarrow QP$  大于  $QP_{AVG}$  的邻居节点 ID;

12)  $N \leftarrow QP_{MAX} - QP_{AVG}$ ; //计算轮询次数

13)  $count \leftarrow 0$ ;

14) Output [*index, congestion, VN*];

## 5 仿真与分析

### 5.1 仿真参数与环境说明

实验采用 OMNet++ 对 802.11、CODA、PCCP 和 FCA 进行仿真分析，兼用 Matlab 辅助分析实验数据。

图 6 为实验采用的仿真网络拓扑，包含一个 CN 节点和 16 个 NN 节点。实验采取如图 7 所示异常突发流量模型进行对比实验，模型中，节点数据分组产生速率为  $k$  个/秒(每秒随机产生  $k$  个数据分组)，50% 的节点在整个仿真时间内产生数据模拟周期感知流，其他 50% 的节点在 5~20 s 产生数据模拟异常突发流。其他实验参数说明如表 1 所示。

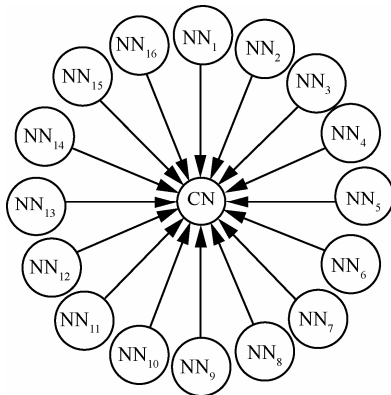


图 6 仿真网络拓扑

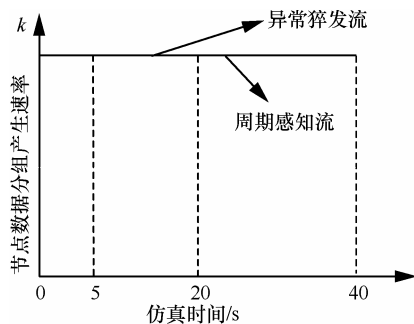


图 7 流量模型

### 5.2 拥塞实验与分析

实验中  $k$  变化范围在 5 到 10 之间，仿真时间为 60 s。吞吐量的测量分为 4 个时段：0~5s（拥塞前期）、5~20 s（拥塞初期）、20~40 s（拥塞中期）和 40~60 s（拥塞后期）。图 8 为当节点数据分组产生速率变化时，802.11、CODA、PCCP 和 FCA 对比结果。

表 1 实验参数说明

参数	值
数据分组有效载荷	32 000 bit
RTS	160 bit
CTS	112 bit
ACK	112 bit
C-ACK	160 bit
信道比特率	2 Mbit/s
时隙	20 $\mu$ s
SIFS	10 $\mu$ s
DIFS	50 $\mu$ s
最大重传次数	7
$CW_{min}$	31
$CW_{max}$	1 023
$W$	0.9 <sup>[13]</sup>

图 8(a)为不同数据分组产生速率  $k$  时各协议的平均和最大碰撞次数比较。随  $k$  值增加，802.11、CODA 和 PCCP 碰撞次数逐步增大，但 FCA 碰撞次数逐步减少。原因是 FCA 的公平信道分配算法在拥塞解除过程中无碰撞，随着网络流量的增加，网络拥塞时间越长，碰撞次数越小。802.11 采用二进制退避拥塞解除策略，碰撞最大。PCCP 采用速率调节的拥塞解除算法，在一定程度上减少了碰撞次数。CODA 采用 AIMD 方式调节速率，降低速率比 PCCP 更快，碰撞略小。

图 8(b)为不同数据分组产生速率  $k$  时各协议的分组传递率比较。当  $k=5$  个/秒时，网络拥塞程度小，分组丢失极少，各协议传递率接近 100%。在  $k$  为 5~8 个/秒时，802.11、CODA 和 PCCP 分组传递率开始下降，FCA 则维持在 100% 左右。因为随  $k$  值增加网络拥塞加剧，802.11、CODA 和 PCCP 都是采取分组丢失或者限制发分组速率，而 FCA 采取公平信道分配策略使分组丢失最小。当  $k>8$  个/秒后，FCA 也开始出现分组丢失，这是因为网络拥塞已经达到理论不可解除状态。

图 8(c)为不同数据分组产生速率  $k$  时各协议的公平残差率对比。公平残差率定义为节点当前缓存长度与父节点的所有邻居节点平均缓存长度之差占缓存最大长度阈值的比率，公平残差率越低，公平性越好。FCA 公平性具有显著优势，验证了公平信道分配的优越性。802.11 采用的二进制退

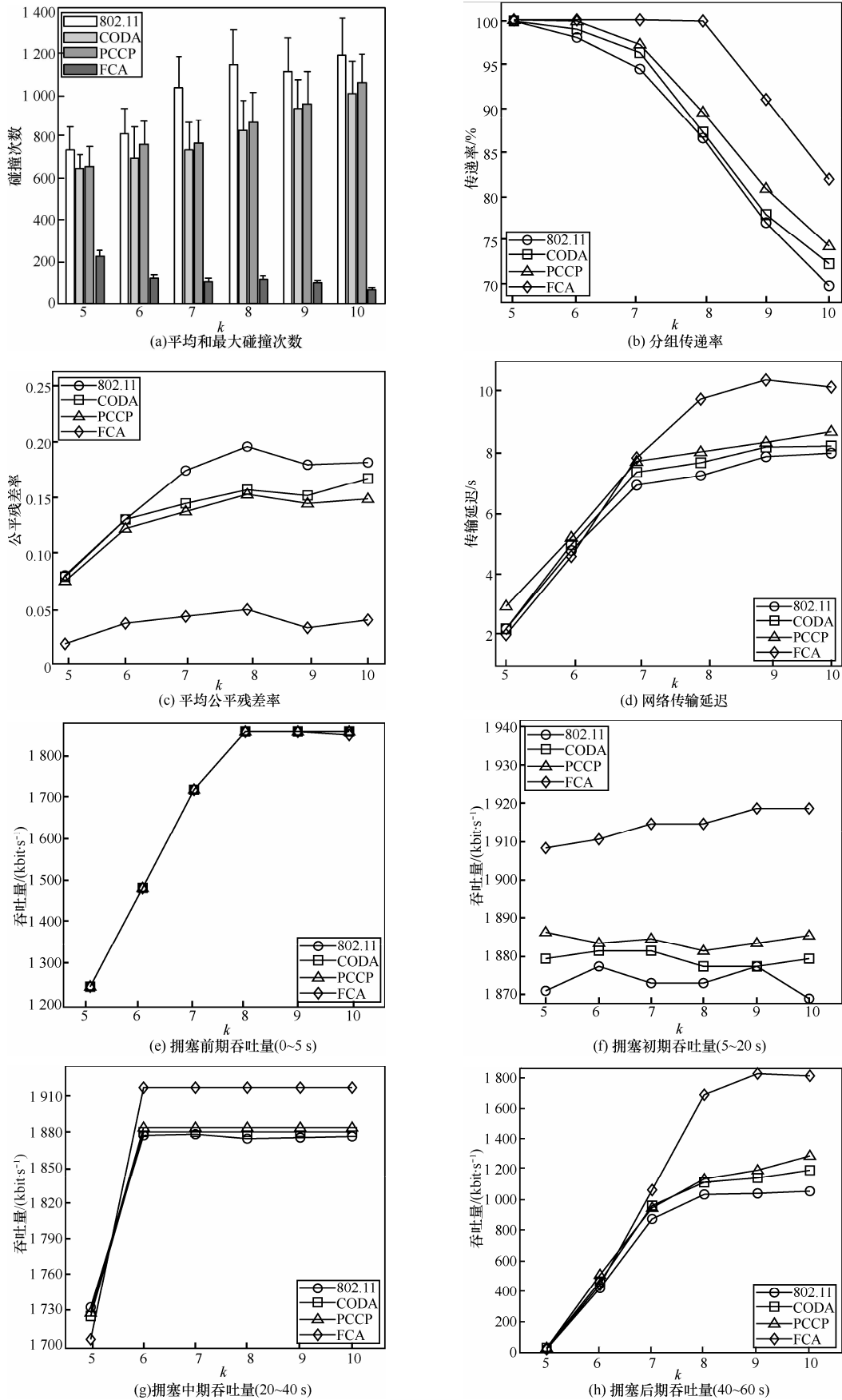


图 8 异常突发流量网络性能对比

避算法导致发送数据成功的节点具有更大的优先级, 故公平性最差。CODA 和 PCCP 都采取速率调节, 节点缓存长度增幅相差不大, 故公平残差率接近。当  $k > 9$  个/秒后, 各协议公平残差率略有增加即公平性有所下降, 这是因为网络数据分组数量过大, 节点处于满负载的时间增长。

图 8(d)为不同数据分组产生速率  $k$  时各协议的网络传输延迟对比。当  $k < 7$  时 FCA 降低了碰撞, 减少了争用信道的的时间, 从而延迟最低。当  $k \geq 7$  个/秒后由于其他协议出现大量分组丢失, FCA 分组丢失较少而延迟最大。当  $k < 8$  个/秒时 FCA 延迟增长接近线性变化, 当  $k > 8$  个/秒后, 延迟增长速率降低。这与图 8(b)分组传递率开始下降相一致。

图 8(e)~图 8(h)为不同数据分组产生速率  $k$  时各协议的拥塞初期、拥塞中期和拥塞后期的吞吐量对比。

图 8(e)为拥塞前期吞吐量, 因为网络未出现拥塞故各协议性能趋势一致。

图 8(f)显示, 在拥塞初期, FCA 吞吐量随数据分组产生速率  $k$  的增大, 略有增长, 但明显高于 802.11、CODA 和 PCCP。CODA 和 PCCP 通过调度速率调节后, 减缓了拥塞, 吞吐量相比 802.11 有较小的优势。另外, 当  $k > 9$  个/秒后, FCA 吞吐量已达到理论最大值而不再增加。

图 8(g)显示, 在拥塞中期, 一半节点开始停止产生数据, 拥塞逐渐减弱。当  $k = 5$  个/秒时, FCA 在 20 s 时已将拥塞初期突发流数据分组传输完成, 只剩下周期性数据分组流需要传输, 而 802.11、CODA 和 PCCP 均需继续传输突发流数据分组, 故 FCA 吞吐量略小于 802.11、CODA 和 PCCP 协议。当  $k > 5$  个/秒后, 各协议在 20 s 时均不能完成突发流的传输, 因此各协议均启用拥塞解除算法, 吞吐量进入平稳状态, 此时 FCA 仍优于 802.11、CODA 和 PCCP。

图 8(h)显示, 在拥塞后期, 当  $k = 5$  个/秒时, 各协议吞吐量接近 0, 原因是所有节点产生数据分组在 40 s 时均已传送完毕。随着  $k$  值增加, 各算法拥塞中期余留尚未传送的数据分组逐步增加。当  $k \geq 8$  个/秒后, 网络数据分组数量开始超过 802.11 在拥塞初期和中期能处理的数据分组总量的峰值, 节点新产生的部分分组都被直接丢弃, 因此, 802.11 吞吐量不再增加。FCA 因采用公平

信道分配传输, 在拥塞初期和中期分组丢失量远小于 802.11、CODA 和 PCCP, 所以当  $k \geq 8$  个/秒后, FCA 吞吐量明显高于 802.11、CODA 和 PCCP。

## 6 结束语

针对以 sink 节点和簇头节点拥塞为代表的局部拥塞, 提出了一种公平信道分配算法 FCA。FCA 提出了节点实时缓存长度预测模型、结合邻居节点缓存总长度与分组平均传输延迟的拥塞检测模型和公平信道分配拥塞解除模型。通过实时缓存长度模型估算节点队列缓存长度, 减少了获取邻居节点实时缓存长度的通信开销。拥塞检测模型根据所有邻居节点缓存总长度和分组平均传输延迟为指标检测拥塞, 改善了以单一节点缓存长度为拥塞指标的不准确性。拥塞解除模型采用基于实时缓存长度和队列优先权值大小实现信道公平分配, 去拥塞过程信道无碰撞, 增加了分组传递率和公平性, 并保持了吞吐量。仿真结果表明, FCA 在碰撞次数、分组传递率、吞吐量和公平性明显优于 802.11、CODA 和 PCCP。本文提出的模型和算法可用于突发事件检测的 ad hoc 网络和具有多种感知数据的多媒体传感器网络。

## 参考文献:

- [1] 马华东, 陶丹. 多媒体传感器网络及其研究进展[J]. 软件学报, 2006, 17(9): 2013-2028.  
MA H D, TAO D. Multimedia sensor network and its research progresses[J]. Journal of Software, 2006, 17(9): 2013-2028.
- [2] 李哲涛, 王志强, 朱更明等. WSN 中状态轮换分组的数据收集 MAC 协议[J]. 计算机研究与发展, 2014, 51(6): 1167-1175.  
LI Z T, WANG Z Q, ZHU G M, et al. A data gathering MAC protocol based on state translation and grouping for WSN[J]. Journal of Computer Research and Development, 2014, 51(6): 1167-1175.
- [3] 李国华, 李建中, 高宏.  $\epsilon$ -近似和加权公平性保证的无线传感器网络拥塞控制算法[J]. 计算机学报, 2011, 34(11): 2197-2210.  
LI G H, LI J Z, GAO H.  $\epsilon$ -approximation and weighted fairness guaranteed congestion control algorithm for wireless sensor networks[J]. Chinese Journal of Computers, 2011, 34(11): 2197-2210.
- [4] 孙利民, 李波, 周新运. 无线传感器网络的拥塞控制技术[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(1): 63-72.  
SUN L M, LI B, ZHOU X Y. A survey of congestion control technology for wireless sensor networks[J]. Journal of Computer Research and Development, 2008, 45(1): 63-72.
- [5] 李哲涛, 朱更明, 王志强等. 低占空比, 低碰撞的异步无线传感器网络 MAC 协议[J]. 通信学报, 2013, 34(10): 9-16.

- LI Z T, ZHU G M, WANG Z Q, *et al.* Low duty cycle and low collision asynchronous MAC protocol for wireless sensor network[J]. *Journal on Communications*, 2013, 34(10): 9-16.
- [6] IEEE. IEEE standard 802.11-wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications[S]. IEEE P802.11/1997, 1997.
- [7] WAN C Y, EISENMAN S B, CAMPBELL A T. CODA: congestion detection and avoidance in sensor networks[A]. *Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*[C]. Los Angeles, USA, 2003. 266-279.
- [8] CHIU D M, JAIN R. Analysis of the increase and decrease algorithms for congestion avoidance in computer networks[J]. *Computer Networks and ISDNS systems*, 1989, 17(1): 1-14.
- [9] WANG C, SOHRABY K, LAWRENCE V, *et al.* Priority-based congestion control in wireless sensor networks [A]. *IEEE International Conference on Sensor Network*[C]. Taichung, 2006.1- 8.
- [10] LIANG L, GAO D, QIN Y, *et al.* An adaptive congestion-aware MAC protocol for wireless sensor networks[A]. *IEEE International Conference on Broadband Network & Multimedia Technology*[C]. Beijing, China, 2010.1074-1078.
- [11] BRAHMA S, CHATTERJEE M, KWIAT K, *et al.* Traffic management in wireless sensor networks: decoupling congestion control and fairness[J]. *Computer Communications*, 2012, 35(6): 670-681.
- [12] LINDSEY S, RAGHAVENDRA C, SIVALINGAM K M. Data gathering algorithms in sensor networks using energy metrics[J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2002, 13(9): 924-935.
- [13] 许立波, 吴国新. 基于时序推断的拥塞控制策略的性能分析[J]. *计算机学报*, 2007, 30(12): 1639-1644.
- XU L B, WU G X. Analysis on congestion control strategy based on time series deduction[J]. *Chinese Journal of Computers*, 2007, 30(12): 1639-1644.

## 作者简介:



朱更明(1967-), 男, 湖南邵阳人, 湖南科技大学教授、硕士生导师, 主要研究方向为无线传感器网络安全、图像处理。



王志强(1989-), 男, 湖南长沙人, 湖南科技大学硕士生, 主要研究方向为无线传感器网络。



李哲涛[通信作者](1980-), 男, 湘潭大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为无线网络、压缩感知。E-mail: lizchina@hotmail.com。



李仁发(1957-), 男, 湖南宜章人, 湖南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为嵌入式计算、无线网络。