

## Dual-Radio 无线传感器网络睡眠调度机制\*

杨 健, 李金宝<sup>+</sup>, 郭龙江, 张德升

(黑龙江大学 计算机科学技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150080)

### Sleep-Wake Scheduling Mechanism in Dual-Radio Wireless Sensor Networks

YANG Jian, LI Jin-Bao<sup>+</sup>, GUO Long-Jiang, ZHANG De-Sheng

(School of Computer Science and Technology, Heilongjiang University, Harbin 150080, China)

+ Corresponding author: E-mail: jbli@hlju.edu.cn

Yang J, Li JB, Guo LJ, Zhang DS. Sleep-Wake scheduling mechanism in Dual-Radio wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2011, 22(Suppl. (1)): 62-72. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/11007.htm>

**Abstract:** With the aim of resolving the problem that sensors use asynchronous sleep-wake scheduling to increase the communication delay, this paper proposes a regulating duty-cycle mechanism based on the excellence of parallel of Dual-Radio. This mechanism makes the wake-up time of node earlier by regulating the duty-cycle of nodes dynamically, and predicts the conflict on the data transmission to reduce the interference of conflict. Simulation experimental results and theoretical analysis show that solution uses less energy and reduces the communication delay.

**Key words:** wireless sensor network; sleep-wake scheduling; sleep; wake up; duty-cycle

**摘 要:** 针对异步睡眠机制增大通信延迟的问题,根据 Dual-Radio 可并行收发特点,提出动态调节节点占空比的机制.该机制通过动态地调节节点的占空比,使节点及时唤醒,并且预测链路的冲突状况,减少冲突对数据发送的干扰.模拟实验结果和理论分析表明:提出的解决方案在使用较小能量的同时,有效地减少了通信延迟.

**关键词:** 无线传感器网络;睡眠调度;睡眠;唤醒;占空比

在无线传感器网络中,睡眠机制是节点最常用的节能方法.但在睡眠机制的同时,会增加数据包的发送延迟,因为当节点有数据要发送时,节点必须等待下一跳节点唤醒,才能发送数据,这样就产生了额外的延迟.目前,研究人员将睡眠机制分为两类:异步睡眠机制和同步睡眠机制.异步睡眠机制是每个节点的唤醒时间独立于其他节点,会造成很大的延迟,如 RI-MAC<sup>[1]</sup>.同步睡眠机制要求节点的睡眠和活动状态是时间同步的,然而时间同步的开销较大,当节点在同一个时间槽唤醒,容易造成冲突,如 S-MAC<sup>[2]</sup>, WiseMAC<sup>[4]</sup>, S-MAC<sup>[2]</sup> 主要通过主动时间同步完成协议,而 WiseMAC<sup>[4]</sup> 则是通过固定节点唤醒将异步睡眠转化为同步睡眠.

然而,一些延迟敏感的 WSNs 应用,如台风监测、火灾报警,要求传输延迟较小才能保证数据的有效性.单 radio 的协议机制已经不能满足实际应用的需求.随着无线技术以及集成电路技术的飞速发展,传感器硬件成本和耗能大为降低,这为 multi-radio 传感器节点的实现和应用提供了保障.由于单 radio 单 channel 协议存在延迟

\* 基金项目: 国家自然科学基金(61070193); 黑龙江省科技攻关项目(GC09A109); 哈尔滨市科技创新人才研究专项资金优秀学科带头人资助项目(2011RFXXG014)

收稿时间: 2011-05-02; 定稿时间: 2011-07-29

较大、冲突较多等缺点,本文给出基于 dual-radio 的动态调节路径占空比算法。

本文主要贡献如下:针对 WSNs 中使用异步睡眠机制造成的延迟问题,给出基于 dual-radio 的解决方案。DDC(dual-radio dynamically regulate duty-cycle)机制预调节节点占空比,使得传输路径上的节点及时唤醒接收数据,该机制在使用较小能耗的同时,缩短了通信延迟。DDC/CP(dual-radio dynamically regulate duty-cycle with collision prediction)方案考虑节点冲突影响,提前预测冲突,设定节点占空比,减少冲突对数据发送的影响。

本文第 1 节介绍相关工作。第 2 节给出 DDC 机制及其理论分析。第 3 节给出 DDC/CP 机制及其理论分析。第 4 节给出实验结果与分析。第 5 节是结论。

## 1 相关工作

近年来,研究人员给出许多减少睡眠机制延迟的方法。Sun 等人提出基于接收端初始化的 MAC 协议 (RI-MAC<sup>[1]</sup>)。该协议主要使用异步睡眠调度机制,采用接收端初始发送数据来减少延迟。Ye 等人提出的 S-MAC<sup>[2]</sup>通过节点周期性唤醒监听信道来减少网络的能量消耗,并且由邻居节点构成虚拟簇,通过自动时间同步进行睡眠调度。由于 S-MAC 需要时间同步,当节点共用同一个时间槽会引起冲突,不适用于密集型网络。DW-MAC<sup>[3]</sup>是一个低能耗的监听机制,该机制主要根据事件发送需求调节节点的睡眠时间,进而实时地调节占空比,保证数据的发送不会碰撞。在文献[4]中,EI 等人首先提出通过固定节点的唤醒间隔来预测节点的占空比,发送节点通过推断接收节点未来的唤醒时间来完成网络的信息交互,从而减少了网络的传输延迟。但是在密集型网络中,规定唤醒时间的工作方式会增加冲突。X-MAC<sup>[5]</sup>通过应用发送短包来保持网络低能耗监听和通信,避免长包发送带来的额外延迟,该机制应用异步睡眠机制。

为了减少节点在网络中的能量消耗,数据聚集、目标检测、广播等许多应用以异步睡眠机制为协议基础。文献[6]针对 WSNs 中目标监测问题,提出一种应用睡眠调度监测目标的机制。该机制通过节点周期性地醒来实现目标的监测,并通过睡眠机制的特性计算出监测时间的期望和上界。但是该机制需要将时间非同步的睡眠机制转化为同步睡眠机制。文献[7]将传统异步睡眠机制和任播(anycast)技术结合,使得 WSNs 中通信延迟最小,并通过固定延迟阈值来解决网络生存周期问题。文献[8]提出一种基于睡眠机制的任播技术(anycast technique),该机制应用条件概率算出节点的转发概率,利用动态规划的特性解出最优延迟。在文献[9]中,Lai 等人针对使用占空比机制的 WSNs,提出一种时间独立的最短路径算法。该算法将时间异步转化为时间同步,然后将原网络转化为生成树,在生成树中分布式地找到最短路径。文献[10]中 Ma 等人针对传感器网络中节点的数据收集问题,提出一种将孩子节点的调度时间合并成一个连续时间段,进而减少节点的唤醒次数,从而达到节点能量有效的目的。

上述基于 Single-Radio 的协议机制,在保证能量消耗较少的同时,也减少了数据传输的延迟。但存在以下问题:

异步睡眠机制减少传感器节点的能量消耗,但却增大了节点的通信延迟。同步睡眠机制能够有效地减少节点的通信延迟,但是时间同步的代价较高,而且也会导致较大的通信冲突。

针对以上问题,应用异步睡眠机制减少网络的能量消耗,利用 Dual-Radio 可并行性收发数据的特点来减少 Single-Radio 半双工通信带来的延迟。

## 2 DDC 机制

### 2.1 区间划分

**定义 1(唤醒区间)**. 对于一条路径,可将其划分为多个段,设每段有  $K$  个节点,段中第 1 个节点是局部广播节点,每个段称为唤醒区间。路径可以按段进行管理、广播。如图 1 所示,1 号节点是局部广播节点,唤醒区间为  $\{1,2,3,\dots,K\}$ 。

根据唤醒区间定义,可以将  $D$  个节点的路径划分为  $\{1,2,\dots,K\},\{K,K+1,\dots,2K-1\},\dots,\{(Z_k-2)(K-1)+K,$

$(Z_K-2)(K-1)+K+1, \dots, (Z_K-1)(K-1)+K, \{(Z_K-1)(K-1)+K, \dots, D\}, Z_K$  个节点区间  $(Z_K = \left\lceil \frac{\lfloor \frac{D}{K} \rfloor + D}{K} \right\rceil)$ .

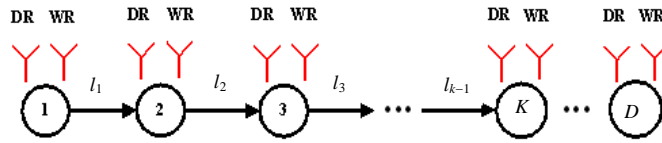


Fig.1 The shortest path diagram

图 1 最短路径示意图

2.2 初始调节节点区间的占空比

定义 2(节点的占空比). 节点的唤醒时间与节点的唤醒时间、睡眠时间之和的比值.

网络中每个节点配备两个 radio: radio1 作为数据 radio(DR), 该 radio 负责对数据进行收发, 只在接收转发数据的时候打开. radio2 作为唤醒 radio(WR), 负责发送控制信息、调节信息, 同时唤醒节点. 每个 radio 控制一个正交信道(channel)对数据进行收发. 设在信道上发送一个数据包的时间为  $t_{data}$ , 发送一个唤醒包的时间为  $t_{control}$ . 节点的传输路径是网络的最短路径, 如图 1 所示, 最短路径由  $D$  个节点组成, 每个节点编号为  $1, 2, 3, \dots, D$ . 路径上节点的集合  $V = \{1, 2, 3, \dots, D\}$ , 路径上的链路为  $D-1$  条, 由链路集合  $E = \{l_1, l_2, l_3, l_4, \dots, l_{D-1}\}$  表示. 不失一般性, 假设每条链路的发送成功率为  $\{S_1, S_2, S_3, S_4, \dots, S_{D-1}\}$ , 发送成功率集合由  $P_S$  表示.

计算链路成功率

本文只考虑冲突对链路发送成功率的影响. 定义链路发送成功率  $S_i = 1 - C_i$ ,  $C_i$  是节点  $i$  发送数据时遇到冲突的概率. 假设节点的数据到达速率服从泊松分布, 可知  $C_i = 1 - \prod_{j \in VC_i} e^{-\lambda_j^{i,s}}$ ,  $VC_i$  是节点  $i$  的发送数据的邻居节点集合, 通过监听可以知道其邻居节点是否有数据发送,  $e^{-\lambda_j^{i,s}}$  是节点  $j$  没有数据发送的概率,  $\lambda_j$  是节点  $j$  的数据到达速率.

占空比调节过程

为了减少路径的传输延迟, 需要预调节唤醒区间节点的占空比, 首先将路径划分为  $Z_K$  个唤醒区间:  $K_u^1, K_u^2, \dots, K_u^{Z_K}$ .  $d_k^1(Sum_k^1), d_k^2(Sum_k^2), \dots, d_k^{Z_K}(Sum_k^{Z_K})$  分别表示唤醒区间  $K_u^1, K_u^2, \dots, K_u^{Z_K}$  上的延迟和. 当节点不存在发送事件时, 路径节点按照占空比异步地进行工作. 如图 2 所示, 当 1 号节点发送数据时, 其唤醒 Radio(WR)应用  $K \times P$  功率通过发送唤醒信息,  $P$  为能够发送信息给一跳范围内节点的功率, 将  $2, 3, \dots, K-1, K$  号节点唤醒, 然后根据链路的发送延迟期望初始地设定  $2, 3, \dots, K-1, K$  号节点的占空比. 链路的发送延迟期望  $E[l_i]$  是数据传输时间和链路发送成功率的比值, 即  $E[l_i] = t_{data}/S_i (1 \leq i \leq K-1)$ . 由于 2 号节点是第 1 跳接收节点, 当它唤醒之后马上接收数据, 即其占空比  $duty_2 = 100\%$ , 唤醒区间  $K_u^1$  内  $i (3 \leq i \leq K-1)$  节点的占空比设置为  $duty_i$ .

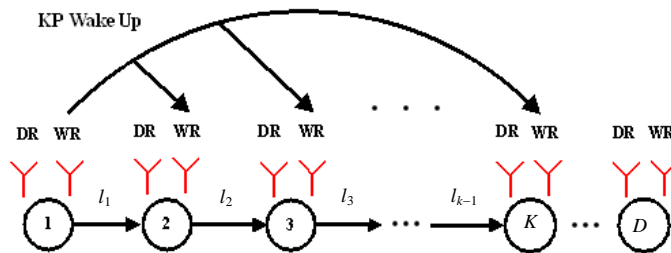


Fig.2 The process of regulating duty-cycle initially

图 2 初始设定占空比过程

$K_u^1$  区间内 1 号节点将数据发送给 2 号节点, 如果 3 号节点在 2 号节点接收数据时唤醒, 会浪费能量, 所以 3

号节点应当在  $E[l_i]$  时间内睡眠, 在能够接收一个唤醒包的时间内唤醒, 根据该原理设定唤醒区间内节点  $v$  ( $3 \leq v \leq K$ ) 的占空比  $duty_v$  为

$$duty_v = \frac{t_{control} / S_{v-1}}{\sum_{i=1}^{v-2} (E[l_i] + t_{control} / S_{i+1})} \quad (1)$$

式(1)满足: 在等待接收数据的时间内睡眠, 并且在发送节点发送一个唤醒包的时间内唤醒并接收到唤醒包。

### 2.3 唤醒区间内节点的占空比调节

在初始调节节点区间占空比之后, 由于节点与节点之间的唤醒时间相互独立, 所以  $i$  号节点在接收数据的同时, 需要根据其数据接收情况调节  $i+1$  号节点的占空比。

考虑唤醒区间  $K_u^1$  中任意连续的 3 个节点  $i, j, k$  ( $1 \leq i \leq K-2$ ) 占空比的调节情况。节点  $i$  要转发数据包, 因为节点  $j, k$  应用初始设定的占空比进行工作, 所以节点  $i$  向节点  $j$  发送唤醒信息将其唤醒, 当节点  $j$  被唤醒并接收数据包时, 节点  $j$  打开其  $WR$  向节点  $k$  发送唤醒信息, 如果节点  $j$  已接收数据  $U\_time$  时间, 则此时  $k$  号节点被唤醒, 节点  $j$  根据已接收数据的时间修改  $k$  号节点的占空比。  $E_i^{send}[l_i] = U\_time$  是节点  $i$  已发送数据时间的期望, 剩余的传输延迟期望  $E_i$  为

$$E_i = E[l_i] - E_i^{send}[l_i] = \frac{t_{data}}{S_i} - U\_time \quad (2)$$

由式(2)可知,  $i$  号节点还需要使用  $E_i$  时间才能将数据转发完毕, 而  $k$  号节点需要继续睡眠  $E_i$  时间, 然后在接收一个唤醒包的时间  $\frac{t_{control}}{S_{k-1}}$  内唤醒。所以将  $k$  占空比设置为

$$duty_k = \frac{(t_{control} / S_{k-1})}{E_i + (t_{control} / S_{k-1})} = \frac{t_{control}}{t_{data} + t_{control} - S_{k-1} U\_time} \quad (3)$$

当数据传输到唤醒区间  $K_u^1$  的  $K-2$  号节点时,  $K-2$  号节点发送数据给  $K-1$  号节点,  $K-1$  号节点在接收数据的同时, 打开其  $WR$ , 对  $K$  号节点进行调节。当  $K-1$  号节点接收完数据之后, 直接将数据发送给  $K$ 。唤醒区间  $K_u^1$  的延迟  $d_k^1(Sum_K^1) = \min_{duty_2, \dots, duty_{K-1}} \sum_{i=1}^{K-1} delay_i$ 。其中  $delay_i$  表示每条链路的延迟。

在  $K_u^1$  中, 当数据传输到  $K$  号节点时, 以  $K$  为数据发送节点开始调节  $K_u^2$  区间的占空比。如图 3 所示,  $K$  号节点接收完数据, 打开其  $WR$  (唤醒 radio) 局部唤醒  $K+1, K+2, \dots, 2K-1$  号节点, 并预调节节点占空比。

整条路径的延迟之和可以用  $Z_K$  个唤醒区间的延迟之和来表示:  $d_K^\infty(Sum_K^\infty) = \min_{duty_2, \dots, duty_D} \sum_{i=1}^{Z_K} d_K^i(Sum_K^i)$ 。

动态调节占空比机制 DDC (dynamically regulate duty-cycle) 的算法描述见表 1, 其中代码 1 行为初始化路径, 路径上的节点应用占空比机制异步地进行工作, 2 行是将  $V$  分为  $Z_K$  个节点区间并设置循环变量, 代码 3 行是设置初始的接收节点、发送节点和标志位。代码 4~代码 15 在不同  $K_u^i$  的情况下, 调节区间节点的占空比, 并更新路径延迟。该算法的时间复杂度为  $O(K \times Z_K)$ 。

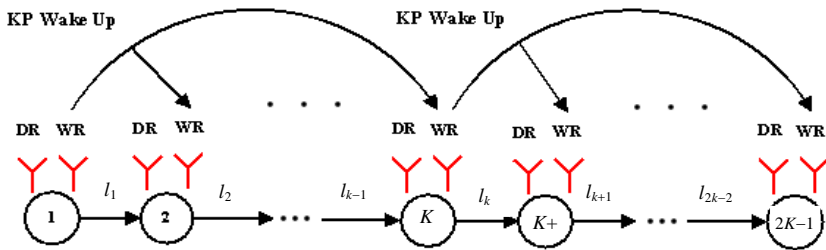


Fig.3 The diagram of  $K$  nodes interval and  $K$  nodes interval  
图 3  $K$  跳与  $K$  跳节点区间示意图

表 1 算法 3(DDC 算法)

输入: 路径节点集合 $V=\{1,2,3,\dots,N\}$ ;
输出: 路径总传输延迟 $d_k^e(Sum_k^e)$ .
1. 初始化路径
2. 将 $V$ 以 $K$ 为单位分为 $Z_K$ 个节点区间 $K_u^1, K_u^2, \dots, K_u^{Z_K}$ ; $Reg=Z_K$ ;
3. $Sendnode=1$ ; $Rcv=2$ ; 设置发送节点和接收节点 $Flag=0$ ; 设置标志位
4. <b>FOR</b> $i=1$ ; $i \leq Reg$ ; $i++$
5. <b>WHILE</b> $Sendnode \in K_u^i$
6. <b>IF</b> $Flag=0$
7. $Flag=1$ ;
8. <b>IF</b> $Sendnode$ 是唤醒区间的开始节点
9.                 初始调节节点区间的占空比;
10.                调节唤醒区间内节点 $Rcv+1$ 的占空比;
11. <b>ELSE</b>
12.                调节唤醒区间内节点 $Rcv+1$ 的占空比;
13. <b>IF</b> 数据已被接收
14.                更新 $Sendnode, Rcv, Flag$ 和 $d_k^i(Sum_k^i)$ ;
15.     更新并记录 $d_k^e(Sum_k^e)$ ;

#### 2.4 DDC机制理论分析

本小节主要对 DDC 机制进行理论分析.为了方便分析,应用  $SL_1, SL_2, \dots, SL_N$  表示路径上  $N$  个节点的睡眠时间.应用  $W_1, W_2, \dots, W_N$  表示节点的唤醒时间.

##### 异步睡眠调度的延迟期望

在传统的异步睡眠机制中,发送节点需要等待下一跳邻居节点唤醒,才能将数据发送出去.如图 4 所示,节点  $i$  在  $T_3$  时刻有数据要传送,必须等待节点  $j$  唤醒才能接收.

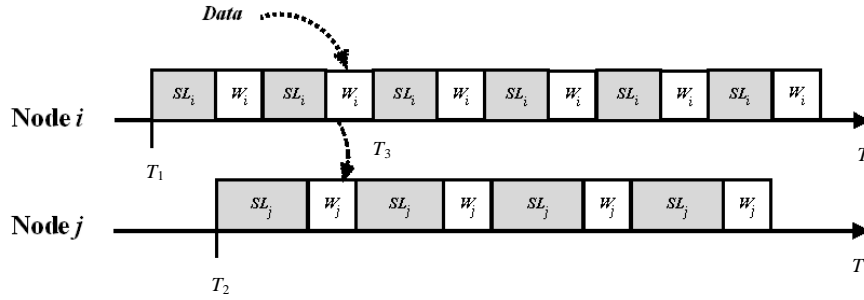


Fig.4 The diagram of sleep-wake scheduling

图 4 睡眠机制示意图

针对节点  $i$  可知,最多等待  $SL_j$  时间将  $j$  唤醒,节点等待延迟的期望:

$$E(d_{wait}^{(i)}) = \frac{SL_j}{W_j + SL_j} \times SL_j + \frac{SL_j}{W_j + SL_j} \times 0 = \frac{SL_j^2}{W_j + SL_j} \quad (4)$$

路径上的传输延迟的期望  $E(L)$  由等待延迟期望和发送延迟期望构成,由此可知:

$$E(L) = \sum_{i=1}^{N-1} (E(d_{wait}^{(i)}) + E(d_{send}^{(i)})) = \sum_{i=1}^{N-1} \frac{SL_i^2}{W_i + SL_i} + \sum_{i=1}^{N-1} \frac{t_{data}}{S_i} \quad (5)$$

##### DDC 机制延迟期望

在 DDC 机制中,节点动态地调节占空比缩短延迟,其延迟期望  $E(L') = \frac{SL_1^2}{W_1 + SL_1} + \sum_{i=1}^{N-1} \left( \frac{t_{data} + t_{control}}{S_i} \right)$ .

于是,异步睡眠调度与 DDC 机制延迟的比值  $bound_r$  为

$$bound_r = \frac{E(L)}{E(L')} = \frac{\sum_{i=1}^{N-1} \frac{SL_i^2}{W_i + SL_i} + \sum_{i=1}^{N-1} \frac{t_{data}}{S_i}}{\frac{SL_1^2}{W_1 + SL_1} + \sum_{i=1}^{N-1} \left( \frac{t_{data} + t_{control}}{S_i} \right)} \quad (6)$$

### 3 DDC/CP:冲突预测的 DDC 机制

无线传感器网络存在冲突,有效地解决冲突,能使网络的通信延迟得到改善.DDC 机制虽然有效地减少了网络的通信延迟,但并未减小冲突对网络通信的干扰.DDC/CP 以 DDC 机制为基础,在唤醒区间内节点调节占空比的过程中提前预测冲突,减小冲突对数据发送带来的影响,最后给出基于冲突预测的动态占空比调节的解决方案 DDC/CP(dual-radio dynamically regulate duty-cycle with collision prediction).

#### 3.1 冲突模型

假设网络节点均匀地分布在二维平面上,网络密度为  $\rho$ ,数据到达速率服从泊松分布:  $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ . 假定所有节点拥有相同的通信半径  $r$ ,节点可以与在其通信半径内的节点进行通信,  $Vn_i$  是  $i$  节点通信区域内节点的集合,  $|Vn_i|$  表示集合大小.

网络中节点  $i$  的数据到达速率服从  $\lambda_i$  的泊松分布.根据泊松过程的性质可知,节点  $j$  在  $s$  时间内有 0 个数据包发送的概率  $p_j^0$  和有数据包转发的概率  $p_j^M$  分别是

$$p_j^0 = P\{N(s) = n = 0\} = e^{-\lambda_j s} \frac{(\lambda_j s)^n}{n!} = e^{-\lambda_j s} \quad (7)$$

$$p_j^M = 1 - p_j^0 = 1 - e^{-\lambda_j s} \quad (8)$$

由于节点冲突情况会对延迟大小产生影响,因此本小节给出冲突模型的定义.当节点  $i$  接收数据时,若其通信范围内的节点  $j$  在工作,则节点  $j$  的活动会给节点  $i$  带来冲突.如图 5 所示,  $A, C$  节点向  $B$  节点发送数据发生冲突的概率为

$$p_{A,C} = (1 - e^{-\lambda_c s}) \times \frac{1}{|Vn_c|} \quad (9)$$

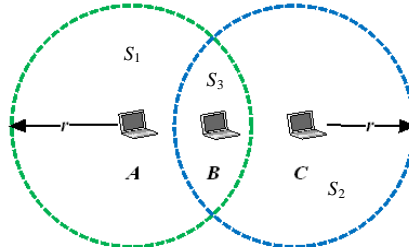


Fig.5 Conflict model

图 5 冲突模型

上式是  $A$  节点向  $B$  节点发送数据时发生冲突的概率,  $1/|Vn_c|$  表示  $C$  节点选择向  $B$  节点发送数据的概率,  $(1 - e^{-\lambda_c s})$  是有数据包发送的概率.

冲突概率的一般形式为  $p_{con}^{v,u} = \left(1 - \prod_{i \in VC_u} e^{-\lambda_i s}\right) \times \frac{1}{|Vn_u|}$ , 其中  $VC_u$  是节点  $u$  的冲突集合,  $|Vn_u|$  是冲突集合中节点的个数. 定义当  $|VC_u|=1$  时, 发生最小冲突, 当  $VC_u=Vn_u$  时, 发生最大冲突.

设  $\rho$  是网络密度, 由于网络均匀, 节点通信区域内的节点的个数为  $\rho \pi r^2$ . 如图 5 所示, 当节点  $A$  向节点  $B$  发送数据时, 发生冲突的概率期望为

$$p'_C = \left( 1 - \prod_{i=1}^k \frac{1}{\rho \pi r^2} \sum_{k=1}^{\rho \pi r^2} e^{-\lambda_i s} \right) \frac{1}{|Vn_B|} \quad (10)$$

根据冲突节点个数的期望求得发生冲突的概率期望,其中  $1/|Vn_B|$  表示  $B$  的邻居节点向  $B$  发送数据的概率.

### 3.2 DDC/CP调度

**定义 3(安全时间).**  $T_{safe}$  是节点的发送数据时间  $T_s$  与最短的冲突时间  $T_{min}^c$  之和.安全时间是用来设定下一跳节点以较低占空比工作的开始时间.设较小占空比为  $a$ .

$$T_{safe} = T_s + T_{min}^c \quad (11)$$

公式(11)中,最小冲突时间  $T_{min}^c$  可以通过最小冲突率与时间槽  $s$  求得.

在给定路径 Shortest Path:  $s_1, s_2, \dots, s_d$  上传输数据.因为冲突的影响会导致数据的传输存在拥塞,所以应该对  $i$  发送数据时周围发生冲突的情况进行预测,调节  $i+2$  的唤醒过程,避开节点冲突,使得唤醒时间较早,减少传输延迟.如图 6 所示,当  $A$  节点有数据要发送时,向  $B$  发送唤醒包,唤醒  $B$ .当  $B$  唤醒时, $A$  节点关闭  $WR$ ,通过  $DR$  向  $B$  节点发送数据.同时, $B$  节点打开其  $WR$ ,唤醒  $C$  节点,经过  $T'_s$  (即已经发送数据的时间)唤醒  $C$  节点,但数据至少经过  $T_s - T'_s$  时间才会发送到  $C$  节点.由于网络上存在冲突,在  $s$  时间内的最短冲突时间  $T_{min}^c$  为

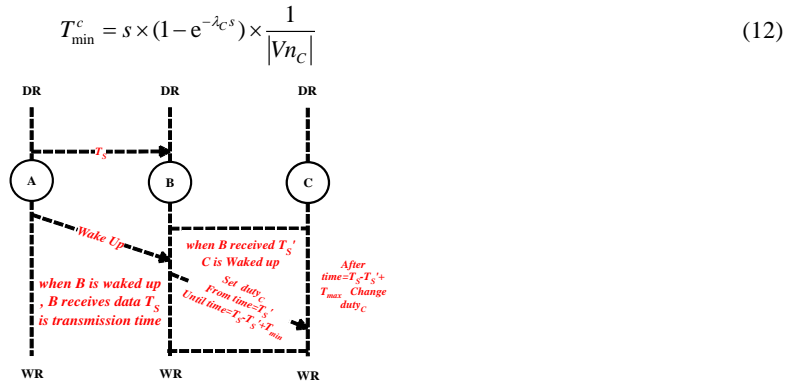


Fig.6 The diagram of DDC/CP scheduling

图 6 DDC/CP 调度示意图

$(1 - e^{-\lambda_C s}) \times \frac{1}{|Vn_C|}$  是发生冲突的最小概率.  $T_{min}^c$  是发生冲突的最短时间.调整节点  $C$ ,使得从唤醒  $C$  节点的时刻开始, $C$  以较低的占空比  $a$  进行工作,减少能量消耗,工作时间为  $T_s - T'_s + T_{min}^c$ ,因为节点的发送过程存在冲突,以原定占空比工作会增加能量开销,所以将占空比调低.当工作  $T_s - T'_s + T_{min}^c$  时间后  $C$  节点恢复到原来的占空比.

### 3.3 DDC/CP理论分析

#### 3.3.1 响应时间

传统睡眠机制的等待时间(响应时间) $T_r$  就是发送节点等待下一跳节点唤醒的时间期望与冲突时间期望  $E(T_c^{sleep})$  之和,根据式(4)可知:

$$T_r = E(d_{wait}^{(i)}) + E(T_c^{sleep}) = \frac{SL_i^2}{W_i + SL_i} + E(T_c^{sleep}) \quad (13)$$

在式(13)中,  $E(T_c^{sleep})$  可以应用冲突概率和时间求出.DDC/CP 机制的响应时间  $T_r^{CP}$  为

$$T_r^{CP} = T_{max}^c - E[T_c] \quad (14)$$

式(14)中,  $T_{max}^c$  是最长的冲突时间,冲突时间的期望  $E[T_c] = s \times p'_C$ .

$$T_{\max}^c = s \times \left(1 - \prod_{i \in Vn_u} e^{-\lambda_i s}\right) \times \frac{1}{|Vn_u|} \quad (15)$$

节点接收数据的时间最长不会超过  $T_s + T_{\max}^c$ , 而节点的唤醒时间则是在区间  $[T_s + T_{\min}^c, T_s + T_{\max}^c]$  内.

**定理 1.** 传统睡眠机制的响应时间  $T_r$  与 DDC/CP 的响应时间  $T_r^{CP}$  之差至多是  $\frac{SL_{ch}^2}{W_{ch} + SL_{ch}} + \frac{s}{|Vn_u|}$ ,  $SL_{ch}$  和  $W_{ch}$  是接收节点的睡眠时间和唤醒时间.

证明:

$$\begin{aligned} T_r - T_r^{CP} &= \frac{SL_{ch}^2}{W_{ch} + SL_{ch}} + 2 \times E[T_c] - T_{\max}^c, \\ 2 \times E[T_c] - T_{\max}^c &= 2p'_c \times s - \left(1 - \prod_{i \in Vn_u} e^{-\lambda_i s}\right) \times \frac{1}{|Vn_u|} \times s, \\ &= 2 \left(1 - \prod_{i=1}^{\frac{\rho \pi r^2}{\rho \pi r^2} \sum_{k=1}^{\rho \pi r^2} k} e^{-\lambda_i s}\right) \times \frac{1}{|Vn_u|} \times s - \left(1 - \prod_{i \in Vn_u} e^{-\lambda_i s}\right) \times \frac{1}{|Vn_u|} \times s \\ &= \frac{1}{|Vn_u|} \times s \times \left(1 + \prod_{i \in Vn_u} e^{-\lambda_i s} - \prod_{i=1}^{\frac{\rho \pi r^2}{\rho \pi r^2} \sum_{k=1}^{\rho \pi r^2} k} e^{-\lambda_i s}\right) < \frac{1}{|Vn_u|} \times s. \end{aligned}$$

所以响应时间之差最多不会大于  $\frac{SL_{ch}^2}{W_{ch} + SL_{ch}} + \frac{s}{|Vn_u|}$ .  $\square$

#### 4 实验与结果分析

假设传感器网络中的节点均匀分布,为了考虑实验的简便性,这里我们考虑了网格拓扑,但本文提出的方法适用于节点任意分布的网络.本节通过模拟实验验证了 DDC 机制和 DDC/CP 机制的性能,并且研究了单 radio 的传统异步睡眠机制(single-radio asynchronous sleeping-waking scheduling,简称 SR-SWS),将其作为对比实验.

假设节点的通信半径  $R=15$ ,节点唤醒时每个单位时间内消耗 0.5 单位能量,接收和发送一个控制包的能量消耗是 1 和 2 单位能量,局部广播一个控制包的能量消耗是  $K \times 1.5$  个单位能量,接收和发送一个数据包的能量消耗是 4 和 5 个单位能量.分析 DDC 机制、DDC/CP 机制( $a=0.1$ )和 SR-SWS 在网络规模、路径长度、占空比、工作周期和唤醒包长度变化时,各种网络性能参数的变化.实验结果取 10 次模拟实验的平均结果.

##### (1) 网络规模的变化对平均延迟和能量的影响

本组实验是在网络中节点个数增加的情况下,研究 DDC 机制、DDC/CP 机制和 SR-SWS 的平均延迟和能量消耗的变化.节点初始占空比为 0.2.

网络规模对平均延迟影响如图 7 所示.从图中可以看出,随着网络规模的不断扩大,平均延迟呈上升趋势.相对于 SR-SWS,DDC/CP 机制能更快地将数据传送完毕,具有更小的平均延迟.这是因为 DDC/CP 机制应用 dual-radio,能够实现并行收发,可以提前调解路径上节点的占空比,缩短延迟,而且 DDC/CP 能够进行冲突预测,减少冲突对数据传输的影响.对于 DDC/CP 机制,当  $K$  增加时,延迟增大,这是因为唤醒区间节点个数增多,预调节占空比阶段比较困难,需要更多的时间唤醒区间内节点.

网络规模对 DDC 机制、DDC/CP 机制和 SR-SWS 机制的平均延迟的影响如图 8 所示.可见 DDC 机制比 SR-SWS 机制能够获得更好的延迟,这是因为 dual-radio 能够实现双工通信的特性,可以实时地调节节点的占空比,提前唤醒接收节点,减少延迟.DDC/CP 机制获得延迟最小,这是因为:(1) 实现并行收发,实时调节占空比,减少等待下一跳节点的唤醒时间.(2) 提前对冲突进行预测,调节节点占空比,减少冲突对数据传输的干扰.

网络规模对能量消耗的影响如图 9 所示.3 种机制的能量消耗相差不多,DDC 的能量消耗偏多,因为局部广播次数较多,能量消耗较多.DDC/CP 机制在大部分情况下能量消耗与 SR-SWS 几乎持平,在网络规模增大时,能量消耗小些,这是因为,在网络规模较小时,数据发送事件较少,当规模增大时,冲突增大,而 DDC/CP 能够预测节



点冲突时间,在安全时间内以小占空比工作,节省能量,也有效地减少了由于冲突碰撞而产生的能量损失.

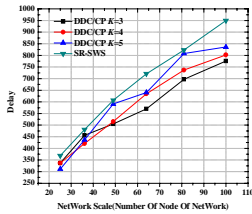


Fig.7 Network scale vs. delay

图 7 网络规模 vs.平均延迟

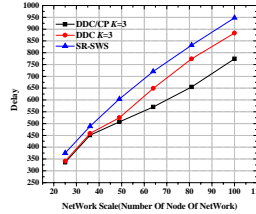


Fig.8 Network scale vs. delay

图 8 网络规模 vs.平均延迟

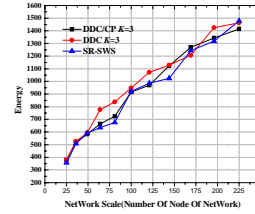


Fig.9 Network scale vs. energy

图 9 网络规模 vs.能量消耗

(2) 网络规模对每消耗单位能量减少的延迟的影响

图 10 是在节点初始占空比为 0.2 时,网络规模对减少延迟/单位能量消耗的影响.如图可见,网络规模在 49 和 100 时,与 SR-SWS 机制相比,DDC/CP 机制和 DDC 机制每消耗单位能量减少了很多延迟,这是因为该情况下节点的能量消耗比 SR-SWS 要小,而且还有效地减少了延迟,这里取 50 为减少延迟上限,导致此种情况发生的原因可能是:区间内节点的唤醒时间较为相近,局部广播唤醒次数较少,能量消耗较少.在其他网络规模下,DDC/CP 机制和 DDC 机制每消耗单位能量都有效地减少了延迟,但是 DDC 机制减少得较少,其原因是:DDC 没有预测冲突情况,而 DDC/CP 机制提前预测了链路的冲突状况,有效地减少了冲突对数据发送的干扰.

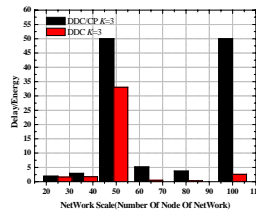


Fig.10 Network scale vs. delay/energy

图 10 网络规模 vs.每消耗单位能量减少的延迟

(3) 路径长度变化对延迟的影响

本组实验在节点个数为 40x40 的网格拓扑上选取不同的传输路径进行数据传输.节点初始占空比为 0.2,路径长度对平均延迟的影响如图 11 所示.当路径节点个数增加时,平均延迟呈上升趋势.与 SR-SWS 相比,DDC/CP 获得最小的延迟,DDC 延迟效果居中.这是因为 SR-SWS 必须等待下一跳节点唤醒,才进行数据发送,所以其响应时间较长.而 DDC/CP 和 DDC 机制所共有的优点是:能够根据传输时间提前调节节点的占空比,减少响应时间.并且在 DDC/CP 机制中,发送节点根据冲突情况调节下一跳接收节点的占空比,避免在同一时间内发生碰撞,有效地减少了延迟.

(4) 占空比的变化对平均延迟的影响

本组实验是在 400 个传感器节点组成的网络中进行.占空比对 DDC 机制、DDC/CP 机制和 SR-SWS 机制的平均延迟的影响如图 12 所示.随着占空比的增加,DDC/CP 和 SR-SWS 机制的延迟呈减少趋势.这是因为节点的唤醒时间增大,接收唤醒包的概率较大,所以延迟减小,DDC/CP 机制采用冲突预测和动态调节占空比方法使得通信延迟最小.在占空比区间为[0.25,0.4]时,DDC 机制通信延迟的波动较大,其原因可能是占空比的调节使节点的唤醒时间相近,在同一时间段内数据发送较为频繁,节点发生拥塞,但其延迟比 SR-SWS 要小.

(5) 工作周期的变化对平均延迟的影响

本组实验是在 400 个传感器节点的网络拓扑上进行的,节点的占空比初始设定为 0.2.工作周期对 DDC 机制、DDC/CP 机制和 SR-SWS 机制的平均延迟的影响如图 13 所示.当工作周期增大时,SR-SWS 机制的平均延迟呈上升趋势,其原因为工作周期增大,工作频率减慢,导致延迟增加.与 SR-SWS 相比,DDC/CP 机制获得了更好

的延迟效果, DDC 机制延迟效果居中, 这是因为: ① DDC/CP 采用了预测延迟, 预调节路径占空比, 缩短唤醒时间. ② DDC/CP 预测冲突, 调节占空比, 减少冲突给数据发送带来的干扰.

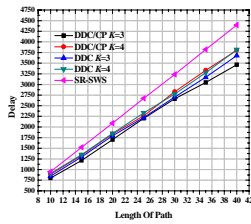


Fig. 11 Length of path vs. delay

图 11 路径长度 vs. 平均延迟

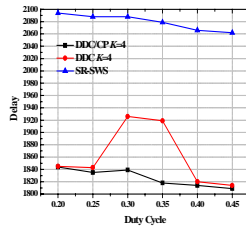


Fig. 12 Duty-Cycle vs. delay

图 12 占空比 vs. 平均延迟

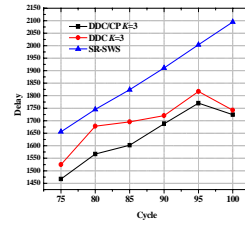


Fig. 13 Cycle vs. delay

图 13 工作周期 vs. 平均延迟

(6) 唤醒包长度变化对唤醒节点的平均发包个数的影响

本组实验是在节点个数为 400 的网络拓扑上进行的. 唤醒包长度对唤醒节点的平均发包个数的影响如图 14 所示. 随着包长度的增加, DDC/CP、DDC 和 SR-SWS 机制的平均发包个数逐渐减少, 其中 SR-SWS 的发包个数最多, DDC/CP 机制的平均发包个数最少, 因为 DDC/CP 机制提前预测链路冲突, 动态调节节点的占空比, 使节点避免冲突唤醒接收唤醒包, 而 SR-SWS 机制未采用预测冲突和动态占空比方法而导致发包个数过多, DDC 机制未采用冲突预测, 所以发包个数居中. 从发包个数上可以看出, DDC/CP 机制能够更快地唤醒节点.

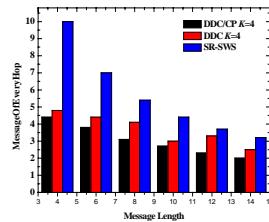


Fig. 14 Message length vs. message of every hop

图 14 唤醒包长度 vs. 唤醒节点的平均发包个数

## 5 结论

为了解决 WSNs 使用异步睡眠调度而造成的延迟问题, 本文给出了基于 dual-radio 的解决方案: DDC 机制和 DDC/CP 机制. DDC 机制实时地调节点的占空比. DDC/CP 机制在 DDC 机制的基础上, 预测冲突, 减少冲突对数据发送的干扰. 为了验证 DDC 和 DDC/CP 性能, 本文进行了模拟对比实验, 实验结果表明: (1) 当网络规模增大时, DDC 机制和 DDC/CP 机制能够使用较小的能量消耗完成传输任务. (2) DDC 机制和 DDC/CP 机制能够有效地减少网络的通信延迟.

## References:

- [1] Sun YJ, Gurewitz O, Johnson DB. RI-MAC: A receiver initiated asynchronous duty cycle MAC protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks. In: Abdelzaher T, ed. Proc. of the 6th ACM Conf. on Embedded Network Sensor Systems. New York: ACM Press, 2008. 1-14.
- [2] Ye W, Heidemann J, Estrin D. An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks. In: Kerani P, ed. Proc. of the 21st Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies. Washington: IEEE Press, 2002. 1567-1576.
- [3] Sun YJ, Du S, Gurewitz O, Johnson DB. DW-MAC: A low latency, energy efficient demand-wakeup mac protocol for wireless sensor networks. In: Jia XH, ed. Proc. of the 9th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. New York: ACM Press, 2008. 53-62.

- [4] El-Hoiydi A, Decotignie J-D. WiseMAC: An ultra low power MAC protocol for multi-hop wireless sensor networks. In: Nikolettseas S, ed. Proc. of the 1st Int'l workshop on Algorithmic Aspects of Wireless Sensor Network. Turku: Springer-Verlag, 2004.
- [5] Buettner M, Yee GV, Anderson E, Han R. X-MAC: A short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks. In: Campbell A, ed. Proc. of the 4th Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems. New York: ACM Press, 2006. 307–320.
- [6] Sadaphal VP, Bijendra N. Random and periodic sleep schedules for target detection in sensor networks. In: Conti M, ed. Proc. of the 4th IEEE Int'l Conf. on Mobile Ad Hoc Networks and Sensors. Washington: IEEE Press, 2007. 1–11.
- [7] Kim J, Lin XJ, Shroff NB, Sinha P. Minimizing delay and maximizing lifetime for wireless sensor networks with anycast. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2009,18(2):515–528.
- [8] Kim J, Lin XJ, Shroff NB. Optimal anycast technique for delay-sensitive energy-constrained asynchronous sensor networks. In: de Marca JRB, ed. Proc. of the 28th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies. Washington: IEEE Press, 2009. 484–497.
- [9] Lai SW, Ravindran B. On distributed time-dependent shortest paths over duty-cycled wireless sensor networks. In: Mandyam G, ed. Proc. of the 29th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies. Washington: IEEE Press, 2010. 1–9.
- [10] Ma JC, Lou W. Energy efficient TDMA sleep scheduling in wireless sensor networks. In: de Marca JRB, ed. Proc. of the 28th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies. Washington: IEEE Press, 2009. 630–638.



杨健(1988—),男,黑龙江汤原人,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络.



郭龙江(1971—),男,博士,教授,主要研究领域为无线传感器网络.



李金宝(1969—),男,博士,教授,主要研究领域为无线传感器网络.



张德升(1985—),男,硕士生,主要研究领域为无线传感器网络.