

一种无线传感网络的跨层节能同步机制^{*})

石军锋^{1,2} 钟先信¹

(重庆大学光电技术及系统教育部重点实验室 重庆 400044)¹ (西南大学工程技术学院 重庆 400716)²

摘要 减少射频空闲监听可以有效延长无线传感网络的寿命,但不恰当的同步机制会降低协议的节能效果,增加转发时延。分析了现有节能同步机制存在的问题,基于传感网络的特点提出了一种高效的跨层节能同步机制,实现了通信协议与同步机制的有机结合。通过集中发送和交错休眠,减少了节点的同步开销和休眠时延,提高了协议的节能效果;同时同步包的周期扩散为路由层提供了必要的信息,进一步降低了协议的系统开销。最后在一个树状网络上进行了验证。

关键词 无线传感网络,跨层,节能,同步机制

A Cross-Layer Synchronization Scheme of Wireless Sensor Networks

SHI Jun-Feng^{1,2} ZHONG Xian-Xin²

(Key Laboratory of Optoelectronic Technology and System of the Education Ministry of China, Chongqing University, Chongqing 400044)¹

(Engineering and Technology College of Southwest University, Chongqing 400716)²

Abstract It has been proved reducing the idle listening of radio can significantly prolong networks lifetime; however, the unreasonable listen scheme caused more energy dissipation and delay. A cross-layer synchronization scheme is proposed based on the character of wireless sensor networks, which integrate the synchronization scheme with energy-efficiency communication protocols. The sink node uniquely broadcasts synchronization information, the neighbor nodes stagger their schedule phase on a multihop path. The cost of synchronization, transmission delay, and energy consumption of node is reduced. At the same time, the synchronization packet is periodically diffused provides the topology information for the route protocol. The proposed synchronization scheme is finally evaluated through ns-2 simulation on a tree topology.

Keywords Wireless sensor networks, Cross-layer, Energy efficiency, Synchronization scheme

无线传感网络借助节点中内置的各种传感器,可以使人们在多种环境条件下实时获取大量翔实而可靠的信息,其巨大的应用价值和发展前景引起了军事部门、工业界、学术界的广泛关注^[1]。无线传感节点体积较小,一般选择钮扣电池供电,电源能量极其有限;传感网络又大多处于无人值守状态,节点能量无法得到补充,因此系统寿命直接受到节点能量的影响。实验表明^[2],节点的无线通信能耗占系统总能耗的很大一部分,因此,研究节能通信协议对延长节点和网络的寿命具有重要的意义。

在传感网络应用中,传感节点很多时候处于空闲状态。测量已经表明短距离通信时射频处于空闲状态和处于接收状态几乎消耗同样的能量^[2],因此一个理想的节能策略是当一个节点不需要传输数据时关闭射频。然而关闭无线信号使节点不能感知周围节点正在进行的传输,必须设计一种同步机制,使节点尽可能多地处于休眠状态,而在需要通信时,能够自动开启射频设备,完成数据传输。另外传感节点的存储容量和计算能力非常有限,节能通信协议必须简单高效。本文在研究已有低占空比同步机制的基础上,结合传感网络 MAC 和路由协议的特点,提出了一种能量效率高、时延短并具有良好的吞吐量性能的跨层节能同步机制,同时实现了节点的低占空比同步和路由的形成。

1 相关研究

关闭射频降低了通信能耗,同时使节点在多跳通信中不可访问。为了在节能的同时维持通信骨干网的畅通,许多研

究者做了大量的探索。目前的研究大体上分为三个方面:睡眠和唤醒机制;通过拓扑管理实现自适应占空比机制;结合了 MAC 协议的低占空比机制^[3]。

睡眠和唤醒机制研究怎样在两个通常处于睡眠模式的节点间建立通信。Piconet 就是一个例子。在 Piconet 中,每个节点随机进入休眠状态,然后周期性地醒来一段时间。每当一个节点醒来的时候,他就广播一个包括自己 ID 的信号。如果其他节点想和此节点通信,他们需要醒来并一直监听,直到接收到发出的信号。另一个例子是 STEM。STEM 用双频无线电工作,一个频道用于数据传输,另一个用于唤醒节点。当没有数据传输的时候,节点完全关闭他们的数据频道,而把唤醒频道置于低占空比模式。与 Piconet 不同,在 STEM 中是由数据发送者负责唤醒接收者,它通过发送一个唤醒音调或信号来实现。

通过拓扑控制实现自适应占空比的协议探索具有较高节点密度的网络实现节能的途径。其基本思想是仅仅打开能维持网络连通的节点,实例包括 GAF, SPAN 以及 ASCENT。GAF 利用地理位置信息把网络分成固定的方格。在每一个方格里面,从路由的观点看所有的节点都是平等的,因此在给定的时间内,仅需要有一个节点是活动的。在 SPAN 中,每个节点基于路由协议提供的链接信息来判断是休眠还是加入骨干网络。在 ASCENT 中,每个节点是基于本地的丢包率和链路信息来决定休眠计划。

MAC 协议用于构建通信系统的底层结构,直接控制无线传输器件的工作,因此在 MAC 协议上实现低占空比机制成

^{*})基金项目:重庆市自然科学基金(CSTC2005BB2198)。石军锋 博士生,主要研究领域为网络技术,无线传感网络;钟先信 教授,博士生导师,主要研究领域为智能化仪器及测控系统。

为一个被广泛研究的领域。具有低占空比的 MAC 协议大体分为基于 TDMA 的确定分配和基于竞争两类。基于 TDMA 的 MAC 协议只需要在自己的时隙里开启射频完成发送和接收就可以自然完成节点上的低占空比操作,但可扩展性不强,而且需要非常严格的时间同步,在多跳分布式环境下实现较为困难。基于竞争的 MAC 协议里面,IEEE802.11 节能模式通过在醒来时间上同步实现了站的低占空比工作。然而在多跳情况下,IEEE802.11 节能模式在时间同步、邻居发现和网络分割上会有问题。S-MAC 协议是 W Ye 等提出的一种基于竞争的低占空比 MAC 协议^[4],它通过休眠协调、虚拟载波侦听、自适应监听、长消息突发传递等机制实现射频的低占空比工作,较好地解决了分布式多跳网络的同步问题,有效降低了节点的能耗,成为传感网络低占空比 MAC 协议研究的热点。

1.1 低占空比 MAC 同步机制

在 S-MAC 中,节点在休眠计划上互相协调。在每个节点周期性休眠前,它需要选择一个计划并向邻近节点广播。为了减少控制开销并简化广播,在初始阶段,一个节点首先监听一个固定的时间段,如果他收到了来自邻居的同步包,他将自己的休眠计划设为与邻居一致。否则,在最初的监听期后,节点将独自选择一个计划。如果一个节点选择了自己的计划后收到了另一个不同的休眠计划会有两种情况:如果此节点还没有其他的邻居,它就会取消自己的计划并遵循新收到的计划;如果节点有一个或更多的邻居,它就会在两个不同计划的监听阶段醒来从而采用两个计划。

理想情况下我们期望所有节点遵循相同的休眠计划,然而文[5]的作者通过实验发现,在一个 50 个节点组成的分布式网络中,产生了 4 种不同的休眠计划,90% 的节点具有 2 到 3 个休眠计划,虚拟簇(具有相同计划的相邻节点的集合)的边界十分复杂。具有多个休眠计划的边缘节点不得不在每个计划上进行监听,因此花费更多的能量。在工作中这些边缘节点将比其他节点更快地耗光它们的电能,最终使 S-MAC 在实际工作中的节能效果被大大削弱。S-MAC 协议更大的弱点是睡眠/监听机会会增加多跳网络的延迟。在现有的同步机制中,每个数据周期仅能收/发一次数据,接收者收到数据后只有在下一跳节点处于监听状态时才能发送出去,这使得 S-MAC 协议的多跳时延与不休眠协议相比要大得多。文[4]的研究表明,当占空比为 10% 时,一个线型拓扑上的包经过 10 跳后的平均时延达到了 10 秒左右,与之相比,无休眠 MAC 的时延在 1 秒左右。

针对 S-MAC 同步机制的缺点现在已经提出了一系列的改进协议。S-MAC 的研究者也注意到了其时延过大的缺点,他们开发了一种自适应监听机制减少多跳传输中的延迟。其基本思想是让“偷听”邻居传输的节点在传输的末尾醒来一段时间,如果自己就是下一跳的节点,他的邻居可以立即把数据传输给他而不需要等待计划监听时间。但如果“偷听”者的上一跳节点就是因为“偷听”而在非常规监听时间传输,则自适应监听机制就会失效。

T-MAC 是在 S-MAC 的基础上提出的另外一种低占空比 MAC 协议^[6],它通过提前结束活动周期来减少空闲监听从而更进一步减少节点的能耗,但带来了早睡问题,同样存在休眠延迟。T-MAC 提出一个未来请求发送(future request-to send, FRTS)策略促使减少休眠延迟。但 FRTS 包会干扰正常的数据传输,带来了额外的通信开销。

文[5]对 S-MAC 存在的问题进行了深入的探讨。针对

大型传感网络中许多节点具有多个休眠计划的问题,作者提出了一个完全分布式的全局计划算法(global schedule algorithm, GSA), GSA 通过使大型网络的节点逐步同步到一个全局计划来节省能量,它是在改进 S-MAC 同步算法的基础上实现的,同样非常复杂。为了解决休眠延迟问题,作者提出了快速路径算法(fast path algorithm, FPA)。FPA 沿多跳路径加入称为快速路径的额外监听周期,使得当数据包向前传输时,会在精确的时间沿路径唤醒节点来减少时延。FPA 仅仅是一个框架,作者并没有探讨与路由协议结合产生快速路径的具体方法,而且保留了 S-MAC 的自适应监听,这使得 FPA 与自适应监听的互动非常复杂。

传感网络与普通网络的一个很大区别就是数据一般都流向槽节点(sink)或基站,基于这一点,DMAC 协议提出了交错休眠机制^[7],即让多跳路径上接收者的接收时间段与发送者的发送时间段重叠,这样每个节点在收到数据以后就可以在发送阶段立即转发出去。DMAC 的研究者证明了交错休眠机制减少时延的优点,但并没有提供形成这种机制的同步方法,只是假设节点间可以形成这种关系。另外,DMAC 的数据流是单向的,即只能由节点向基站传送,无法实现反向的数据传输,导致很多路由协议无法在上面工作。

1.2 问题分析

在 MAC 协议上实现低占空比工作可以有效降低节点的通信能耗,上面的几种低占空比 MAC 协议已经证明了这一点。为了在节能的同时保证通信的畅通,节点必须在其他节点需要的时候处于监听状态,而在不需要通信时能立即进入休眠状态。无线传感网络能量低、运算能力弱及覆盖面大、数量众多的特点不允许采用类似于 TDMA 的集中控制方式;传感网络数据突发性的特点也使节点不可能预测具体的休眠时刻。这就使单信道 MAC 实现节点同步非常困难。在现有的低占空比 MAC 协议中,S-MAC、Adaptive S-MAC 提出了同步机制,但是由于允许节点在某种情况下自由选择休眠计划而导致虚拟簇的边缘非常复杂,节能效果被严重削弱;更为关键的是每个监听周期只能接收或发送一次,中继节点收到数据后最快在下一个监听周期才能发送出去,导致多跳转发时延大大延长。T-MAC 仅仅提出了同步的概念而没有作更深入的探讨。D-MAC 仅仅假设节点之间具有同步关系且在运行过程中保持不变,并没有提出一种可用的同步算法。针对休眠引起时延过大的问题,有的虽然提出了解决方案(如 Adaptive S-MAC, GSA 和 FPA 算法),但并没有对问题进行统一考虑,存在协议复杂、稳定性差等缺点,而且缺乏具体的实现方法。现有的许多传感网络同步机制则很少考虑与通信协议的有效协调。基于上述分析,本文提出了一种跨层低占空比同步机制。我们的目标是同时实现低能耗和低时延,因此称为 LD3(Low dissipation, Low delay, Low duty cycle)跨层同步机制。

2 LD3 跨层同步机制

2.1 集中发送,逐层扩散

S-MAC 的同步完全采用一种分布式的算法,任何节点在监听一段时间后如果没有收到同步包就会自己选择一个计划。这种随意性增强了协议的可靠性,但就全网而言,存在多个同步计划,而且这些计划之间没有任何关系。不同计划邻接处的节点在所有计划中均处于监听状态,降低了休眠的节能效果,另外这种不含任何全局信息的同步计划使节点发送

数据到基站的路由非常盲目,时延较大。因此系统维持一个协调的同步计划非常重要。

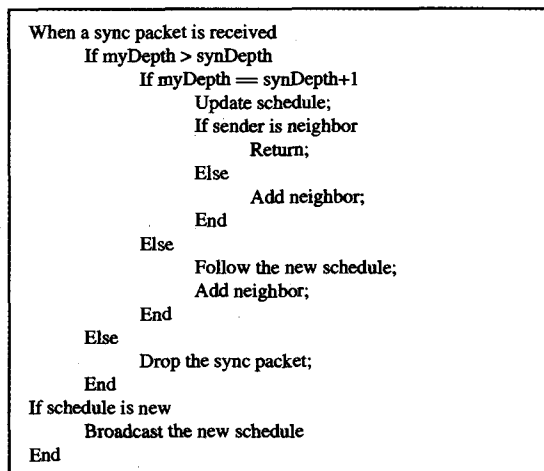


图1 LD3 同步包处理算法

我们选择基站作为全网同步计划的协调者,它周期性地广播同步信息。其他节点在未收到同步信息前一直处于监听状态。这些节点可能收到来自多个邻居的同步包,为了保证同步的简单高效,对收到的多个同步计划进行比较,最终只遵循一个距基站最近的邻居的休眠计划,并把此计划广播出去。详细的同步包处理算法的伪码描述如图1所示(myDepth表示本节点距基站的距离,synDepth表示发送同步包的节点距基站的距离)。经过逐步扩散,传感域中的每个节点都会根据收到的同步包确定自己的休眠计划。

2.2 交错休眠,周期同步

S-MAC 每个监听周期包含一个同步阶段和一个数据收发阶段,每次收发只能发送或接收一个数据包,数据转发时延较大;D-MAC 监听周期包括接收和发送两个阶段,可以在一个监听周期内完成收、发两个过程,但缺少必要的同步。借鉴 S-MAC 同步机制和 DMAC 的优点,LD3 同步机制每个监听周期包括同步、接收和发送三个阶段。同步部分不但保证了节点间的精确同步,而且使基站到节点的通信成为可能,而 DMAC 仅能实现单向数据传输。多跳路径上相邻节点的休眠计划采用交错休眠机制,即本节点的发送阶段与下一跳的接收阶段相对应,保证收到的数据可以及时转发出去。同步时序如图2所示。

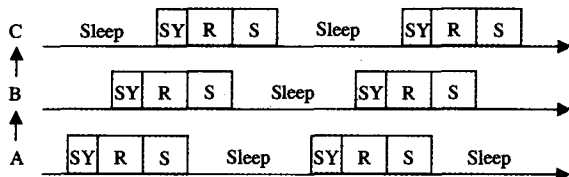


图2 LD3 同步时序图

另一个与 DMAC 的不同之处在于,这种交错休眠机制是在同步过程中形成的,具有动态特性。无线传感的应用环境较为复杂,无论是节点本身由于能量不足失效还是由于时钟漂移造成收发不能同步,都会使低占空比信道访问失败。通过周期发送机制,如果某些节点失效导致网络拓扑发生变化,同步包的扩散路径就会相应发生变化,各个节点的休眠计划也会随之改变,保证了 MAC 协议的灵活性、强壮性。如果拓

扑维持不变,则同步包的周期发送可以有效地校正相邻节点的时钟漂移。另外为了防止某些节点在拓扑变化后成为孤儿节点,所有节点定期持续监听整个同步周期。

2.3 跨层路由

LD3 同步过程采用逐层扩散在 MAC 层实现了节点休眠及监听的协调,但也增加了系统开销。另外交错休眠机制可以很容易实现节点到基站的通信,但反方向的传输就较为困难,导致很多路由协议的路由发现过程无法完成。常见的路由协议如 DSR、DSDV 较为复杂,对存储容量和计算能力都有有限的传感节点来说并不适合。LD3 同步包的扩散过程实质上包含了网络的拓扑信息,因此,我们基于同步信息实现了一个跨层动态路由机制,不需要发送额外的路由信息,降低了系统开销。

路由选择需要首先获得网络的拓扑信息。无线传感网络节点数量一般较多,拓扑信息复杂。每个节点都可能充当路由器的脚色,受资源和计算能力限制,不可能在每个节点上保留全网的拓扑信息。与普通网络不同,无线传感节点采集的数据通过其他节点的中继最终传送到基站。对每个节点而言,只要在传输范围内选择一个距基站更近的节点作为下一跳就可以了。因此我们在同步包的扩散过程中加入了节点距基站的距离 depth(以跳数作为度量标准),每个节点收到邻居节点广播的同步包后,如果其发送者距基站的距离比我的距离近,则记录发送者作为下一跳候选节点,并把自己的距离置为 depth+1。这样的候选节点可能有多个。例如在图3中,所有虚线相连的节点距基站0的距离相同。对节点12而言,下一跳候选节点包括7和8。

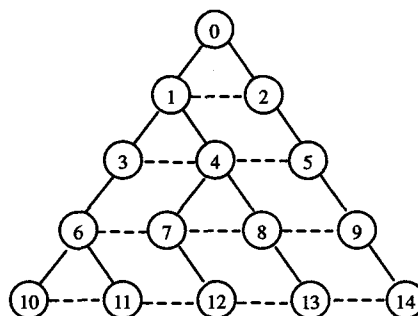


图3 树状拓扑

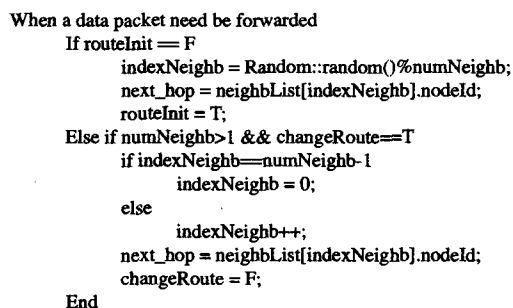


图4 LD3 跨层路由算法

具体的路由选择包括两个步骤。在节点第一次单播数据时,从候选节点中随机选择一个作为下一跳节点;这种路由选择方式较为简单,开销非常小。但是这种选择缺乏全区信息,存在一定的盲目性。在某种极端情况下,可能出现绝大部分

节点都通过某个节点传输,导致拥塞增加,时延加剧。例如在图 3 中,5、9 和 14 的数据通过节点 2 到达基站,而 3、4、6~8, 10~13 共 9 个节点的数据最终通过 1 传送到基站。因此,我们采用了动态路由更新。即在发送过程中,检测节点的队列长度,如果连续两次检测都发现队列长度处于增加态势,我们可以初步判断采用此路由不够合理,因此就在下一次数据发送时从其余候选节点中任选一个作为下一跳节点。通过这种动态选择,很大程度上避免了初始路由选择的盲目集中,提高了节点负载及能耗的均衡性,降低了节点发送数据到基站的平均时延。详细的路由算法如图 4 所示。

3 LD3 跨层同步机制性能评估

3.1 实验设置

目前对无线传感网络协议的研究许多采用星型拓扑或一维线性结构^[8],即使采用了较复杂的拓扑,传输模式也较为简单。无线传感网络从本质上来说是一个树型拓扑,即所有节点的传感数据经过中间节点的中继最终到达基站,这些中间节点的信道访问非常复杂。为了更准确地研究无线传感网络协议的性能,本文采用了图 3 所示的树型拓扑。其中 0 为基站,其余节点每隔一段时间向基站 0 发送一个长为 50 Byte 的数据包。

LD3 跨层同步机制实现了同步机制与 MAC 协议和路由协议的有机结合,因此对其性能评估细分为 LD3-MAC(同步机制在 MAC 协议上的实现)和 LD3-Route(实现了跨层路由的同步机制)两种。为了分析比较更为合理,同样的条件下还模拟了 IEEE802.11、S-MAC 两种情况。我们采用 NS2 网络仿真软件模拟无线传感网络 MAC 协议的工作,主要仿真参数如表 1 所示。

表 1 主要仿真参数

Bandwidth	200kbps
Simulation time	2000s
Initial energy	1000J
Idle power	0.40w
Rx power	0.45w
Tx power	0.50w
Transition power	0.2w
Transition time	0.5ms

3.2 能耗性能

我们观察数据发送间隔为 3 秒时,所有节点的平均剩余能量,结果如图 5 所示。

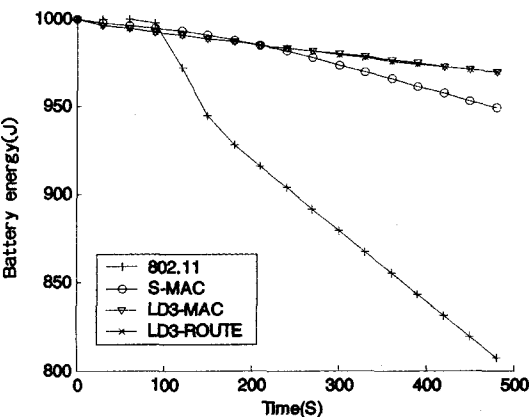


图 5 发送间隔 3 秒时各节点的平均剩余能量

由图可知,IEEE802.11 因为射频处于持续监听状态所以能耗最高,剩余能量最低;而其余的三种协议采用了低占空比的休眠机制,平均剩余能量要高得多。即低占空比协议与不休眠协议相比节能效果非常显著。三类低占空比协议中,S-MAC 的同步机制非常复杂,经常需要维持多个休眠计划,每次收发均要完成 RTS-CTS-DATA-ACK 过程,因此需要较多的能量。LD3-MAC 和 LD3-ROUTE 采用新的同步算法,通过仅维持一个休眠计划及简化数据收发过程,进一步减低了能耗,增强了节能效果。

3.3 延迟性能

负载对网络协议特别是对具有休眠机制的节能协议的时延影响很大,我们仿真了数据发送间隔为 1s、3s 和 15s 3 种情况下单个节点的平均传输延迟,如表 2 所示。

表 2 节点 12 发送包到基站时的平均时延(ms)

Protocol	Interval=1s	Interval=3s	Interval=15s
IEEE802.11	39	34	32
S-MAC	N	140669	2397
LD3-MAC	8533	536	212
LD3-ROUTE	3085	425	174

从表 2 中可以看出,持续监听的 IEEE802.11 协议的时延最短,三种休眠节能协议与 IEEE802.11 相比时延较大,尤其是在重负载时。这是因为节点休眠使网络实际带宽降低,当网内的数据流量超过一定限制的时候,信道冲突使休眠延迟的影响更为显著,数据包在中间节点的转发时延大大延长,以至于节点到基站的时延急剧上升。S-MAC 时延最大,在包间隔为 1s 时源节点产生的包在发送过程中由于缓存溢出而被丢弃,没有一个包能到达基站。即使在最轻的负载时,时延也达到了 2397ms。LD3 同步机制通过全局统一计划、休眠交错等机制在能耗最小的情况下实现了比 S-MAC 更少的时延,尤其是 LD3-ROUTE 通过动态改变路由,使多跳信道的空间利用率进一步提高,时延被进一步降低。

3.4 吞吐量

吞吐量是衡量节点成功传输到基站的数据数量的重要指标,其大小与总业务量密切相关。我们模拟了不同负载下单个节点发送数据到基站的平均吞吐量,如表 3 所示。

表 3 节点 12 发送包到基站时的平均吞吐量(kbps)

Protocol	Interval=1s	Interval=3s	Interval=15s
IEEE802.11	0.400	0.131	0.024
S-MAC	N	0.031	0.029
LD3-MAC	0.266	0.134	0.029
LD3-ROUTE	0.387	0.136	0.028

由表 3 中可以看出,当负载较重时,三种休眠节能协议的吞吐量最低。对节点队列的分析表明,其自身产生的数据和中继数据由于休眠延迟不能被及时转发造成队列溢出而被大量丢弃,即其高时延反过来造成了吞吐量的降低。而 IEEE802.11 因为在重负载下时延较小,所有包都能得到及时转发,因此其吞吐量最好。尽管如此,LD3-ROUTE 采用休眠交错和动态路由有效减少了冲突的产生,提高了信道的空间利用率,仍然具有较好的吞吐量性能。当网络负载较轻时,几种 MAC 协议的吞吐量几乎相等。这是因为当负载较轻时,数据在转发过程中的碰撞几率很小,此时网络处于非饱和状态,吞吐量完全是由注入数据的多少决定的。

结束语 无线传感器网络中,减少射频工作时间是降低节点能耗的有效方法。本文在分析现有同步机制缺点的基础上,为节点的休眠节能提供了一种高效简单的同步机制,通过集中发送、交错休眠和跨层路由,实现了同步机制与 MAC 和路由协议的紧密结合,减少了节点的同步及路由开销,增加了节点的休眠时间,有效降低了节点传送数据到基站的时延,提高了节点的吞吐量。

参考文献

- 1 Akyildiz I F, Su W, Sankarasubramanian Y, et al. Wireless Sensor Networks; a Survey. *Computer Networks*, 2002, 38:393~422
- 2 Raghunathan V, Schurgers C, Park S, et al. Energy-Aware Wireless Microsensor Networks. *IEEE Signal Processing Magazine*, Mar. 2002, 40~50

- 3 Ganesan D, Cerpa A, Ye W, et al. Networking Issues in Wireless Sensor Networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 2004, 64:799~814
- 4 Ye W, Heidemann J, Estrin D. Medium Access Control with Coordinated, Adaptive Sleeping for Wireless Sensor Networks[R]. California: USC Information Sciences Institute, 2003
- 5 Li Y, Ye W, Heidemann J. Energy and Latency Control in Low Duty Cycle MAC Protocols[R]. California: USC Information Sciences Institute, 2004
- 6 孙利民, 李建中, 陈渝, 等. 无线传感器网络. 北京: 清华大学出版社, 2005. 67~70
- 7 Lu G, Krishnamachari B, Raghavendra C. An Adaptive Energy-Efficient and Low-latency MAC for Data Gathering in Wireless Sensor Networks. In: *Proceedings of the 18th International Parallel and Distributed Processing Symposium*. San Francisco: IEEE Computer Society, 2004. 224~230
- 8 Woo A, Culler D. A Transmission Control Scheme for Media Access in Sensor Networks. In: *Proceedings of the ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*. San Francisco: IEEE Computer Society, 2001. 221~235

(上接第 18 页)

可能最终得到的 RC' 并不能体现这一要求。但是,这并非说明原算法有大的不妥,因为在一些情况下这样做仍然是合理的。例如,从时间复杂度上来讲,这可以减少每一步的系统运行时间。如果系统要求是实时的,那么这就比较重要了。

事实上,要做一些针对上面的讨论的改进并非十分困难。我们做一简单的描述如下:

在步骤 1 的第(b)步之后,

(c) 对在此时得到的每个规则等价类(用 RC_i 表示)应用步骤 2 第(a)、(b)、(c)步,得到对应的 RC'_i ;

(d) 选择 RC'_i 中最大的那个,作为 RC' ;

(e) 同时执行 RC' 中的规则。

我们能够看到这样的改进增加了系统运行的复杂性,主要是在计算 RC' 时。具体的复杂性细节需要进一步的分析,但我们相信不会有大的增长。

另一方面,有人或许会说,在通道上使用并行性是不必要的,因为通道上同时可以运用的规则(例如我们的算法中的 RC')实际上可以归为一条规则,这用简单的 antiport 规则的并就可以做到,例如下面的两条同一通道上的规则就可以做合并:

$(s_1, u_1/v_1, s_2), (s_1, u_2/v_2, s_2)$

可以由下一条规则代替

$(s_1, u_1 u_2/v_1 v_2, s_2)$

但是不幸的是,这一方法并非总是可行的,一般的并不正确。也就是说,这样处理得到的系统和原系统在功能上并不是等价的。而且,即使有时该方法可行,选择不合并要比合并并在某些时候更加合理。并使系统的可读性增加(某种意义上更加模块化)。所以,我们认为上述的合并的观点并不十分合理(一般是做不到的)。例如在我们上面的例子中,系统 II₁ 就不能应用这样一种处理。

实际上,在合并可并行运用的规则这一方法可行的情况下,我们的算法隐含地提供了一种实现这一合并的方法。当然,这还不完整。但是,如果必要,这可以用于使系统最小化(相对于规则数目),不过这可能会牺牲系统的可读性。

6 未来工作展望

我们这里的工作还是很初步的,更多的工作可以在此基础上展开,无论是在计算角度还是在应用角度。

• 在细胞型的 P 系统中,有一种变体是引入动态可变的膜^[1,2]。有鉴于此,是否可以考虑在我们的系统中引入动态可变的通道(连接),即通道的拓扑结构在系统运行中可以动态变化(在文[3]中有一些类似讨论)。这或许可以使系统具

有一些更加方便的计算特性,从而使它的应用更加广泛。

• 更进一步,在上面的扩展基础上,再引入动态可变的膜结构(产生或消融细胞)(可以参考文[3],以获取更多关于此扩展的描述)。我们这里的系统的相关要素(如通道上和/或细胞内的状态等)为这一扩展提供了一些初步的工作。当然,这一想法离目前的工作还比较远。但可以相信的一点是,这样的 P 系统某种意义上会更接近实际的组织中的细胞的行为。

• 我们认为需要进一步给出一些更加精细和实际的例子来说明系统的有效性和表达能力。尽管我们之前的例子具有一定的典型意义,但在实际应用中它还是不够的。例如,在用我们的系统来描述信号通路时,需要描述一个更大、更复杂的交互网络(经过必要的分析和抽象)。这一方面需要系统机制上的支持,另一方面也可以反映出我们的系统在计算上与真实的生物过程的近似程度。

• 在本文中,只给出了关于我们的 P 系统的计算能力的一些初步的讨论,但它们是间接的。我们需要给出一个对系统的计算能力的一个更加正式和直接的证明。我们认为,由于我们在系统的通道上使用了并行性,在一些计算能力的讨论上将可以得到更简洁的证明。当然,我们设计的实例也可以作为说明系统特点的一部分。

参考文献

- 1 Alhazov A, Freund R, Păun Gh. P systems with active membranes and two polarizations. In: [10]. 20~36
- 2 Alhazov A, Ishdorj T. Membrane Operations in P Systems with Active Membranes. In: *Second Brainstorming Week on Membrane Computing*, Sevilla, Spain, February 2004. 37~44
- 3 Bernardini F, Gheorghe M. Population P systems. *Journal of Universal Computer Science*, 2004, 10(5):509~539
- 4 Freund R, Oswald M. A Short Note on Analysing P Systems with Antiport Rules. *Bulletin of the EATCS*, 2002, 78: 231~236
- 5 Freund R, Păun Gh, Pérez-Jiménez M J. Tissue-like P systems with channel states. In: *Proceedings of the Second Brainstorming Week on Membrane Computing*. Păun Gh, Riscos A, Romero A, et al. eds. Report RGNC 01/04, University of Seville, 2004. 206~223. and *Theoretical Computer Science*, 2005, 330:101~116
- 6 Martín-vidé C, Păun Gh, Pazos J, et al. Tissue P Systems: [TUCS Technical Report]. No. 421. Turku Centre for Computer Science, Sept 2001. *Theoretical Computer Science*, 2003, 296(2):295~326
- 7 Păun Gh. Computing with membranes: [TUCS Research Report]. No 208. Turku Centre for Computer Science, 1998. *Journal of Computer and System Sciences*, 2000, 61(1):108~143
- 8 Păun Gh. From Cells to Computers: Computing with Membranes (P Systems). *BioSystems*, 2001, 59(3):139~158
- 9 Păun Gh. *Membrane Computing. An Introduction*. Berlin: Springer, 2002
- 10 Păun Gh, Riscos-Núñez A, Romero-Jiménez, A, et al. *Proceedings of the Second Brainstorming Week on Membrane Computing*, Sevilla, February 2004. [Technical Report]. 01/04 of Research Group on Natural Computing, Sevilla University, Spain, 2004