

时延受限且能量高效的无线传感网络跨层路由*

王辛果¹, 张信明^{1,2+}, 陈国良¹

¹(中国科学技术大学 计算机科学与技术学院, 安徽 合肥 230027)

²(东南大学 移动通信国家重点实验室, 江苏 南京 210096)

Delay-Constrained and Energy-Efficient Cross-Layer Routing in Wireless Sensor Networks

WANG Xin-Guo¹, ZHANG Xin-Ming^{1,2+}, CHEN Guo-Liang¹

¹(School of Computer Science and Technology, University of Science and Technology of China, Hefei 230027, China)

²(National Mobile Communications Research Laboratory, Southeast University, Nanjing 210096, China)

+ Corresponding author: E-mail: xinming@ustc.edu.cn, http://cs.ustc.edu.cn

Wang XG, Zhang XM, Chen GL. Delay-Constrained and energy-efficient cross-layer routing in wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2011, 22(7): 1626-1640. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3838.htm>

Abstract: It is essential for wireless sensor networks (WSNs) to forward information collected by sensors to the sink quickly and efficiently through multi-hop relay. It is found that both duty cycle in the media access control (MAC) layer and the radio irregularity affect the efficiency of routing protocol greatly. Though traditional layered protocol has been proven to have the advantage of modularity, its whole performance cannot achieve its optimal performance since each layer works independently. Furthermore, most existing protocols that sacrifice time to improve energy-efficiency will bring unacceptable end-to-end delays to time-sensitive systems. This paper proposes a delay-constrained and energy-efficient cross-layer routing protocol (DECR), which takes into account related information of MAC and link layers when making routing decisions where the objective is to maximize the energy-efficiency of a node on the premise that end-to-end delay is restricted to the predefined upper bound. Both analysis and simulation results show that DECR performs well.

Key words: wireless sensor network; delay-controlled; energy-efficient; cross-layer design; state-less routing

摘要: 如何通过网络的多跳中继把传感器节点收集的信息快速、高效地传输至基站,是无线传感器网络的基本问题。研究发现,MAC(media access control)层的睡眠调度和无线信道的不规则性均会对路由协议的效率产生较大影响。虽然传统分层设计的网络协议有着模块化的优点,但各层之间的相互独立却导致网络的整体性能不能达到最优。此外,已有协议通常采用牺牲时延以提高能量效率的方法,会给时延敏感系统带来不能容忍的端到端时延。提出一种时延受限且能量高效的跨层路由协议(delay-constrained and energy-efficient cross-layer routing,简称 DECR),该协议在做出路由决定时考虑MAC层以及链路层的相关信息,其目标是在将端到端时延控制到低于预定上界的前提下最优化节点的能量效率。理论分析和实验结果表明,所提出的跨层路由协议具有较好的性能。

关键词: 无线传感器网络;时延受限;能量高效;跨层设计;无状态路由

* 基金项目: 国家自然科学基金(61073185, 60673171); 国家重点基础研究发展计划(973)(2006CB303006); 安徽省自然科学基金(11040606M139); 东南大学移动通信国家重点实验室开放研究基金资助课题(2010D15)

收稿时间: 2009-02-12; 修改时间: 2009-11-04; 定稿时间: 2010-03-11

中图法分类号: TP393

文献标识码: A

无线传感器网络是由大量具有感知、计算和通信能力的微型传感器节点组成的自组织分布式网络。网络中的节点协作地采集周围环境的相关信息并进行简单的数据处理后,通过短距离多跳的通信方式将信息传输到基站作进一步的分析和处理。通常情况下,无线传感器节点的能量仅由容量有限的电池提供,且能量难以补充。如何节约节点能量、最大化网络寿命是无线传感器网络协议研究中最首要的问题^[1]。但是在很多应用中,如监测预警系统,网络需要及时地把采集到的信息传送到基站,否则可能会导致灾难性的后果。所以,为此类系统设计网络协议时,有必要对能量和时延进行综合考虑。

根据数据汇报方式,无线传感器网络大致可以分为事件驱动型和周期汇报型两类网络^[2]。在事件驱动型网络中,节点平时很少产生数据,仅在待监测的事件发生时才产生事件报告,但是该类报告往往需要被及时地传输到基站。如在火灾预警系统中,网络只有在监测到烟雾或异常温度时才产生火警报告,但火警报告的相关数据需要被及时地传输到基站作进一步处理。在周期汇报型网络中,所有节点定期地向基站报告采集到的信息,但这类信息的实时性要求通常相对较低。比如,在一个监测农作物生长环境的系统中,系统需要定期地获取大量的温度、湿度等环境信息,而这些环境信息的时延相对不重要。本文主要关注事件驱动型网络,研究如何在保证数据能够被及时地传输到基站的前提下,最大化节点的能量效率,延长网络寿命。

考虑到无线传感器网络中节点个体能力非常有限但数量众多的特点,无线传感器网络路由协议还应当遵循简单、易扩展等原则。在无状态路由协议中,每个节点建立自身到基站的代价信息并将数据包转发给代价更小的邻居节点。数据包沿着代价梯度减小的方向前进并最终到达基站。因此,每个节点需要存储和维护邻居节点到基站的代价信息,但这省去了建立、存储和维护大规模路由表的代价^[3]。无状态路由简单、易于扩展,特别适合大规模的无线传感器网络。地理位置路由就是典型的无状态路由协议之一。在地理位置路由中,每个节点在比较自身、邻居节点以及基站的地理位置后,选择位置最好的邻居节点作为下跳转发节点。这种基于局部地理位置信息的贪婪策略有助于选出一条全局的较短路径。然而,地理位置信息的获取依赖于特殊硬件(如 GPS(global positioning system)等)和复杂的定位算法,且在室内、地下等环境中更是难以获取。一些研究工作^[3-6]提出用跳数坐标来代替地理位置信息,节点沿着跳数坐标指明的方向传输数据。

但是,目前基于地理位置和基于跳数坐标的无状态路由协议研究均存在以下主要问题:

问题 1. 路由协议在选择下跳的转发节点时没有考虑 MAC(media access control)层的睡眠调度对传输时延和能量效率的影响。在实际的传感器网络中,节点通常采用睡眠调度机制来延长寿命。特别是在事件驱动型网络中,节点通常少有数据产生,应在大部分时间内关掉无线通信模块以节省能量^[7,8]。睡眠调度对路由的主要影响:一方面,路由算法选定的转发节点可能正处于较长的睡眠中,发送方和接收方之间的同步会引入较长的时延;另一方面,加上 MAC 层同步所需的功耗,路由层指定的转发节点未必仍是能效最高的转发节点。

问题 2. 路由协议通常假设信号在理想的无线信道中传输,而忽略了无线信道的不规则性和动态性对能量效率的影响。大量的实验结果^[9,10]表明,无线信号在实际信道中的衰减并不规则,相同发射功率下,短链路的传输质量可能反而更差。基于坐标寻找最短路径的路由策略在实际网络中的效果可能会比仿真结果要差。此外,无线信道极不稳定,链路质量时好时坏。因此,路由协议在选择转发节点时应考虑到实际信道不规则性和动态性带来的影响。

存在上述两个问题的根本原因是路由协议的设计和实现与其他各层独立。这种分层设计的方法虽然给网络协议的模块化带来了方便,但也存在一定的局限性。各层之间的相互独立、不能协作,导致网络的整体性能不能达到最优^[11]。本文采用跨层设计的思想,路由层综合 MAC 层、物理层的相关信息以及 QoS(quality of service)方面的需求,做出实时的路由决定,以保证数据包在时延上限内到达基站为前提,最优化节点总体的能量效率。本文的另一贡献在于提出了一种基于节点到基站传输功耗的坐标,这种坐标能为路由层提供除多跳以外更为全局的信息,且在不过多增加通信量的前提下,利用逐跳反馈机制不断更新坐标以应对链路质量的动态性带来的影响。

1 相关工作

睡眠调度是无线传感器网络主要采用的节能技术之一.由于睡眠模式的功耗仅是工作模式的 1% 左右^[12],节点通常采用低占空比的睡眠调度来节省能量.目前已有的睡眠机制大致可分为同步的睡眠和异步的睡眠.在同步的睡眠机制中,节点通过相互交换调度信息实现相邻节点间同步地睡眠和工作.同步睡眠机制能够有效减少空闲侦听,但周期性地交换睡眠调度信息会增加网络的通信负担且存在扩展性不好的缺点.在异步睡眠机制中,节点无需知道邻居节点的睡眠调度信息,发送方在发送数据前通过发送导言来唤醒接收方.异步睡眠机制实际上是把节点间同步的负担按需地转移给发送方,发送方仅在发送数据时才发送导言唤醒接收方.在事件驱动型网络中,数据流量通常较小,发送方按需地唤醒和同步接收方,能量效率更高.注意,本文中的睡眠仅指无线通信模块的关闭,节点在睡眠期间仍对周围环境进行监测.

在 S-MAC^[13]协议中,相邻节点形成一个虚拟簇,并同步地切换工作和睡眠模式.当处于工作模式时,簇内节点先交互同步信息以应对时钟漂移问题,再采用 RTS/CTS 机制交换数据.处于多个簇的节点需要在每个簇的工作时段切换到工作模式以保持网络的连通.B-MAC^[14]协议则使用扩展前导和低功率侦听技术实现异步睡眠节点间的低功耗通信.发送方在发送数据分组之前先发送一段固定长度的前导序列来唤醒接收方.接收方切换到工作模式后,如果侦听到前导序列,则等待前导序列结束并准备接收数据.为避免分组空传,前导序列的持续时间大于接收方的睡眠时间.如果在工作模式期间没有侦听到前导序列,节点快速地切回到睡眠模式.因此,在低流量网络中,基于异步睡眠的 B-MAC 协议的能量效率比基于同步睡眠的 S-MAC 更高.在 X-MAC^[15]协议中,发送方有间隙地发送包含接收方地址的短序言包,而接收方在侦听到序言包后利用序言间的空隙给发送方回复消息,表明自己已准备好接收数据.序言包的总时间取决于接收方醒来的时间,小于 B-MAC 中前导序列的固定长度.此外,非接收方在侦听到包含接收方地址的序言包后可以立即进入睡眠,这降低了 B-MAC 中前导序列对非接收方的干扰.因此,X-MAC 能够进一步降低 B-MAC 的单跳时延和功耗.本文采用与 X-MAC 类似的唤醒方式,不同之处在于:在 X-MAC 协议中,发送方发送序言包唤醒路由层指定的接收方;而在 DECR 协议中,发送方广播序言包唤醒候选转发节点的同时,根据转发节点醒来的时间以及它们作为下跳转发节点的能量效率,动态地选择转发节点.

地理位置路由协议通常假设网络中的部分节点为锚节点,锚节点能够通过 GPS 装置获取自身的地理位置信息,而其余节点在锚节点的辅助下通过相关的定位算法来获取地理位置信息.在所有节点获取地理位置信息后,发送方选择地理位置最佳的邻居节点作为下跳的转发节点.局部的贪婪策略有助于选出一条全局的最短路径,但是,这些定位算法需要能力有限的传感器节点进行大量的计算和通信.因此,我们在考虑采用地理位置路由时,要充分考虑到获取地理位置信息的代价.目前,定位算法的精度还不够高,这会严重影响选择最短路径的命中率.另外,数据包在不规则的实际信道中传输时,最短路径也未必是能耗最低路径.由于网络部署或者拓扑发生变化的原因,网络中的某些节点周围可能并不存在比自己地理位置更佳的邻居节点.数据包一旦被传送到这类节点,上述的贪婪算法将不能正常工作.GPSR^[16]采用 FACE 算法来解决此类问题.

一些研究工作提出,为节点建立基于跳数的虚拟坐标代替地理位置信息来实现无状态的路由协议.GLDER^[5]协议挑选 N 个分布均匀的节点作为锚节点,网络中的其余节点计算自身距离每个锚节点的跳数并得到一个 N 维的虚拟坐标.每个节点将数据包转发给距目的节点虚拟坐标最近的邻居节点.GLDER 的效率高低依赖于锚节点选取的好坏.GLDER 还能通过节点间的连接关系监测到空洞的存在,并在路由时绕过这些区域.VCap^[6]协议选择 3 个靠近网络边界的锚节点,其余节点建立自身到锚节点跳数的三维虚拟坐标.当网络的节点密度足够高时,VCap 协议建立的虚拟坐标能够达到接近地理位置信息的精度.文献[3]的作者为进行异步睡眠调度的网络设计了一种基于跳数坐标的跨层汇聚协议——AIMRP 协议.该协议为每个节点建立到基站的最小跳数.发送方选择第一个醒来的跳数较小的节点作为转发节点,以降低睡眠调度引入的时延.文献[17]的作者分析了将跳数坐标模型应用到汇聚机制时存在的同层节点间负载不平衡的问题,并提出了一种精细化的跳数坐标模型.目前,基于跳数坐标的路由主要关注如何为节点建立更接近于实际地理位置的跳数坐标来实现无状态路由,同样忽略了无线信道的不规则性和不稳定性对能量效率的影响.

2 系统模型

2.1 网络模型

本文的网络模型与大多数无线传感器网络有着基本相同的假设.针对事件驱动型网络的特点,我们又作了以下假设和符号说明:

- A.1. 网络将产生的事件报告传输到一个静止的基站(sink),整个网络的通信是一个典型的汇聚模式.本文提出的协议也能较容易地扩展到多基站的网络.
- A.2. 节点均匀、随机地分布在整个监测区域.
- A.3. 假设节点平均每隔 t_e 时间产生一次事件报告.
- A.4. 除基站外,所有节点异步地进行睡眠调度.如果没有数据发送,则节点交替地睡眠 t_{off} 时间,然后工作 t_{on} 时间.
- A.5. 为了方便描述,我们记单跳转发链路中的发送方为 s ,参与竞选的候选节点集为 $F(s)$,最终选定的转发节点为 r ,转发链路为 $l:s \rightarrow r$.
- A.6. 假设网络的通信流量较小,忽略排队和拥塞带来的时延,将单跳链路的时延近似为发送方唤醒同步接收方和将数据成功发送给接收方所需时间.
- A.7. 最后,我们假设节点能够动态地调整无线通信模块的功率,目前大部分的芯片(如 CC2420^[21])已支持该项功能.

2.2 链路模型

2.2.1 传输模型

在实际传输过程中,无线信号的衰减存在各向异性的特性.传输介质会在不同方向上对信号产生不同强度的反射、衍射和分散.发射和接收天线在不同方向上增益的不同也会影响接收端功率.我们在 MICAZ 节点^[19]上作了相关测量来验证无线信道衰减的不规则性.如图 1 所示,相同距离但不同方向上的接收端功率存在较大差异,且距离越远,差异越大.在图 2 中我们发现,在没有任何障碍物的情况下,传输距离为 30m 的各个方向上的数据包接收率差异较大.

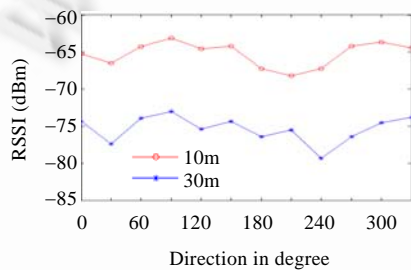


Fig.1 Signal strength in different directions

图 1 不同方向的信号强度

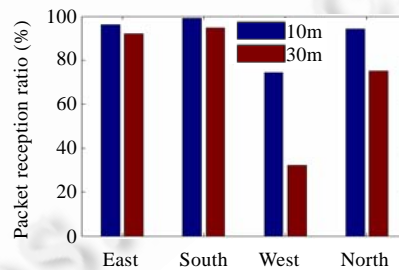


Fig.2 Packet reception ratio in different directions

图 2 不同方向的数据包接收率

在第 5 节的模拟实验中,我们采用文献[20]中提出的对数-常态传输模型来模拟衰减不规则的信道.该模型假设信号强度在各方向衰减的平均值与距离的对数成正比例关系,且各方向上的衰减度在平均值的基础上呈高斯随机分布,即

$$G(d) = \overline{G(d)} + X_\sigma = \overline{G(d_0)} + n10\log_{10}\left(\frac{d_0}{d}\right) + X_\sigma \quad (1)$$

其中: d_0 为参考距离; $\overline{G(d_0)}$ 为参考距离处的信号衰减度,单位为 dB; n 为信道衰减系数,通常为 2~5; X_σ 为均值为 0、标准差为 σ 的高斯随机变量, σ 的取值范围通常为 4dB~10dB.此外,在实际测量中我们还发现,无线信道的衰减还

呈现动态性.为模拟信道衰减的动态性,我们假设 X_{σ} 每隔 t_x 时间重新生成 1 次,其中, t_x 是服从参数为 λ_x 的指数分布的随机变量.

经过信道衰减后,信号最终能否被成功接收取决于接收端的信号与干扰、噪声功率比(SINR).在事件驱动型网络中,数据流量通常较小且干扰功率也通常较小.因此,在模拟实验中我们仅考虑噪声功率对数据包接收的影响,并采用文献[21]提出的数据包接收率模型

$$PRR = \left(1 - \frac{1}{2} \exp \left(-\frac{\gamma B_N}{2R} \right) \right)^L \quad (2)$$

其中, γ 为信号噪声比, B_N 为噪声带宽, R 为数据速率, L 为数据包长度.

2.2.2 链路的功耗模型

在 DECR 协议中,我们采用统计的方法估算各链路的功耗代价.发送方在成功地将数据包发送给接收方后,对该链路当前的功耗代价作如下估计:

$$P(l) = N_{tx}(l) \cdot (P_{tx} + P_{rx}) = N_{tx}(l) \cdot \left(\frac{P_{tx}(l)}{P_{d-avr}(l)} \cdot R_t \cdot c + P_{rx} \right) \quad (3)$$

其中: $N_{tx}(l)$ 为链路 l 成功传输该数据包所需的发射次数; $P_{tx}(l)$ 和 $P_{d-avr}(l)$ 分别为链路 l 的发送方采用的发射功率和接收端功率的平均值; R_t 为接收门限; c 为调整参数 ($c \geq 1$), 用于补偿 $P_{d-avr}(l)$ 中包含噪声功率带来的影响; P_{rx} 为接收方处于接收模式的功率.我们假设每个节点的 P_{rx} 和 R_t 相同.接收方在给发送方回复 ACK 消息时捎带收包时的接收端功率 $P_{d-avr}(l)$, 发送方在收到 ACK 后根据公式(3)计算链路 l 当前的功耗代价.

2.2.3 链路的时延模型

$T(l)$ 表示链路 $l: s \rightarrow r$ 上的时延代价.根据假设 A.6, $T(l)$ 分为同步唤醒时间和数据包传输时间两部分:

$$T(l) = t_{sync}(l) + N_{tx}(l) t_{send} \quad (4)$$

其中, $t_{sync}(l)$ 为节点 s 发送序言包唤醒 r 的时间, t_{send} 为发送方和接收方成功交换数据包和 ACK 消息所需时间:

$$t_{send} = \frac{L_{DATA} + L_{ACK}}{R} + t_{csma/ca} \quad (5)$$

其中, L_{DATA} 和 L_{ACK} 分别为数据包和 ACK 包的长度, $t_{csma/ca}$ 为发送数据包和 ACK 包前的退避时间.

3 基于时延和功耗的虚拟坐标

3.1 建立坐标

建立基于跳数的虚拟坐标的经典方法,是通过基站在网络部署初期向全网洪泛跳数包,每个节点转发跳数值最小的跳数包.最终,所有节点获得自身距离基站以及邻居节点距离基站的最小跳数^[3,4].节点适当退避一段时间等待可能达到的更小跳数包再转发最小跳数包,能够有效地减少网络洪泛的通信量.建立跳数坐标的过程,实际上就是简单路由发现的过程.在跳数坐标建立以后,数据包可以简单地沿着跳数递减的方向前进并最终到达基站,跳数坐标只在拓扑发生变化时需要更新或重建.

然而,跳数坐标以整数递进,所提供的路由信息非常粗糙.完全依赖跳数坐标的路由可能会导致数据包的前进方向曲折,甚至在局部区域背离基站的方向.在图 3 中,灰色节点 a, b, c, r 虽然具有相同的跳数坐标 $h-1$,但它们作为节点 s 的下跳转发节点的能量效率明显不同.从局部的地理位置来看,链路 $s \rightarrow r$ 最接近理想的前进方向 $s \rightarrow d$,而链路 $s \rightarrow a$ 则是背离基站的方向.基于地理位置的贪婪路由由协议通常假设信号在理想信道中传输,认为节点 r 比其他节点更适合作为节点 s 的转发节点,因为链路 $s \rightarrow r$ 单位功耗所取得的地理前进最大.但是,由于实际信道并不规则, $s \rightarrow a, b, c, r$ 这 4 条链路单位功耗所能取得的地理前进大小并不确定.此外,从全局来看,单位功耗所取得的地理前进最大的链路不一定是能量效率最优的前进线路.例如,假设链路 $s \rightarrow r$ 是单位功耗取得地理前进最大的链路,但如果后续的多跳路径 $r \rightarrow \dots \rightarrow d$ 的能量效率太低,则节点 r 不一定是 s 的最优转发节点.因此,地理位置和跳数坐标都无法准确反映节点到基站的实际功耗代价,进而影响无状态路由协议的能量效率.

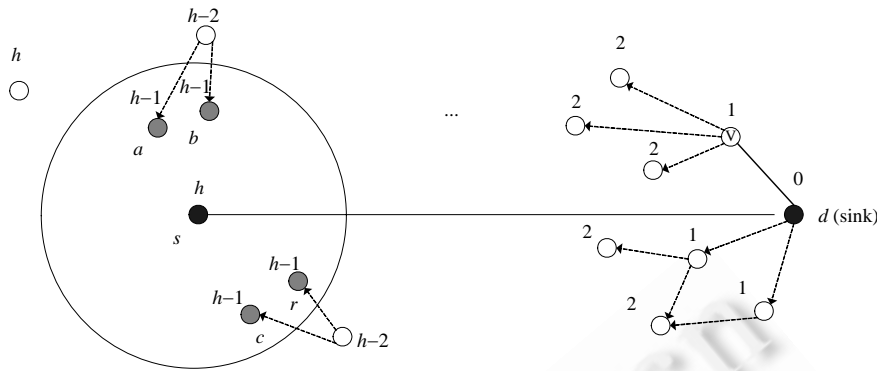


Fig.3 Online routing based on location or hop-count

图3 基于地理位置或跳数坐标的无状态路由

在 DECR(delay-constrained and energy-efficient cross-layer routing)协议中,节点用统计的方法计算自身到基站的功耗代价.注意,这里的功耗代价是指节点通过多跳路径转发数据包到基站功耗的期望值.我们将功耗代价与跳数一起作为节点在网络中的坐标,指明路由的方向,数据包沿着功耗代价和跳数递减的方向前进.此外,所有节点维护自身到基站的时延代价,用于控制端到端时延.同样,时延代价为数据包经过的多跳路径时延的期望值.下面具体描述普通节点 s 如何建立和维护自身到基站的功耗代价和时延代价.

定义 1. 简记 $C(s)$ 为节点 s 当前通过多跳路径转发数据到基站 d 的期望代价,具体代价包括功耗代价 $P(s)$ 和时延代价 $T(s)$.

整个过程分为代价坐标的初始化和更新维护两个阶段.在初始化阶段,即网络部署阶段,基站向整个网络洪泛跳数包,节点在接收和转发跳数包获得最小跳数的同时,反向统计得到自身到基站代价的初始值 $C(s)_{init}$.然后在更新维护阶段,即网络运行阶段,节点在向基站汇报数据的同时利用捎带机制不断地正向更新 $C(s)$.

初始化阶段:节点 s 通常会收到多个来自不同节点的最小跳数包.假设基站 d 到节点 s 的最小跳数为 h ,节点 s 周围有 N_{h-1} 个跳数为 $h-1$ 的节点 r_i .节点 s 在收到所有跳数为 $h-1$ 的跳数包后,计算得到:

$$P(s)_{init} = \frac{\sum_{i=1}^{N_{h-1}} P(r_i)_{init} + P(l:r_i \rightarrow s)}{N_h} \quad (6)$$

并在随后转发的最小跳数包中包含 $P(s)_{init}$.

功耗初始值 $P(s)_{init}$ 并不能准确反映节点 s 到基站 d 的实际功耗:一方面,初始化阶段洪泛跳数包时的无线信道较为繁忙,干扰较大,接收方检测到的接收端功率要高于来自发送方信号的实际功率,节点得到的功耗代价初始值普遍比真实值更小;另一方面,如前所述,无线链路的实际功耗代价并不对称, $P(l:r_i \rightarrow s) \neq P(l:s \rightarrow r_i)$.但是,在网络运行一段时间后, $P(s)$ 在更新维护阶段能够逐渐更新到接近真实的功耗代价.此外, $T(s)_{init}$ 也容易通过累加各跳的时延得到.

更新维护阶段:节点 s 在将数据包发送给转发节点 r 后,会根据 r 回复 ACK 时捎带的信息更新自身的坐标 $C(s)$.在回复 ACK 消息时,节点 r 捎带当前自身到基站的代价 $C(r)$ 和接收数据包时接收端的平均功率 $P_{d-avr}(l)$.发送方 s 根据公式(3)得到链路 $l:s \rightarrow r$ 当前的功耗代价 $P(l:s \rightarrow r)$ 和这次通过节点 r 转发数据到基站的期望代价:

$$C(s,r) = C(l:s \rightarrow r) + C(r) \quad (7)$$

并对自身到基站的代价 $C(s)$ 作如下更新:

$$C(s) = \eta C(s,r) + (1-\eta) C(s)_{old} \quad (8)$$

其中, η 为这次通过节点 r 转发数据到基站的期望代价的权重.节点 s 每转发一次数据到下跳节点, $C(s)$ 被递归地更新一次.因此,只要知道节点到基站代价的初始值和将数据发送到下跳转发节点所需的链路代价,就能不断更

新节点到基站的代价.

3.2 模型评价

本节比较基于跳数坐标(HC)、地理位置(GI)以及功耗坐标(PC)的无状态路由的能量效率.为了方便比较它们在指明路由方向上的性能差异,我们在路由层均采用局部贪婪策略最大化能量效率,而暂不考虑 MAC 层的功耗和端到端时延方面的要求.评价指标为 4 种贪婪路由协议选中全局最优转发节点的命中率.全局最优转发节点的定义为,发送方 s 到基站实际功耗最小的多跳路径上的下一跳节点.为了通过对比显示出功耗坐标模型既能适应不规则信道又能提供全局信息的两大优点,我们将基于地理位置的路由协议分为假设信道规则(RC)和信道不规则(IRC)两类.4 种路由协议的具体选路策略如下:

- (1) 在基于跳数坐标的路由协议中,发送方采用贪婪-随机策略,即在跳数最小的邻居节点中随机选择其中之一作为转发节点.
- (2) 在基于地理位置且假设信道规则的路由协议中,发送方认为链路功耗与链路距离的 n 次方成正比,选择单位功耗取得地理位置前进最大的链路,即选择

$$e(l) = \frac{|sd| - |rd|}{|sr|^n} \quad (9)$$

值最大的链路 $l:s \rightarrow r$ 转发数据.

- (3) 在基于地理位置但假设信道不规则的路由协议中,发送方选择单位功耗取得地理前进最大的链路转发数据且知道无线信道不规则,即选择

$$e(l) = \frac{|sd| - |rd|}{P(l)} \quad (10)$$

值最大的链路 $l:s \rightarrow r$ 转发数据.

- (4) 在基于功耗坐标的路由协议中,发送方选择期望功耗最小的多跳路径 s, r, \dots, d 上的下一跳节点 r 作为转发节点,多跳路径的期望功耗定义为

$$P(s, r) = P(l:s \rightarrow r) + P(r) \quad (11)$$

需要注意的是,本协议中的发送方 s 在选择转发节点时也只需要局部信息 $P(l)$ 和 $P(r)$,遵从无状态路由协议的基本思想.

在模拟实验中,我们采用第 2 节中提到的对数-常态信道模型来模拟衰减不规则的无线信道.其中,设置参数 $\eta=0.2, \lambda_x=360^{-1}s, t_e=60s$,所采用的其他实验参数见表 1.

Table 1 Parameters used in the simulations

表 1 模拟实验中的参数设置

Parameter	Value
t_e (s)	$10^2 \sim 10^4$
R (kbps)	250
L_{BCN} (bits)	40
L_{JRE} (bits)	48
L_{ACK} (bits)	56
L_{DATA} (bits)	$10^3, 5 \times 10^3, 10^4$
P_{tx-min} (mw)	30
P_{tx-max} (mw)	60
P_{sl} (mw)	0.3
P_{hl} (mw)	30
P_{tx} (mw)	60

图 4 描述了 4 种贪婪路由协议中发送方选中最优转发节点的平均命中率.由于每个节点附近平均约有 8 个跳数最小的邻居节点,跳数模型下随机选中最优转发节点的平均几率仅为 15%左右.地理位置模型下,如果协议认为信道理想而不考虑信道不规则性带来的影响,最优转发节点的平均命中率只有 50%左右;如果协议考虑信道不规则性带来的影响,最优转发节点的命中率能提高到 70%左右.功耗模型下,系统在经过初始化阶段后,发送

节点选中最优转发节点的比率能达到 35%左右;但系统在运行一段时间后,功耗坐标逐渐更新,命中率会逐渐提高到 80%左右.图 5 的数据显示了节点位置对功耗模型的影响.不失一般性,假设基站位于网络的中心.距离基站越近的节点所获得的功耗代价误差越小,选中最优转发节点的比率越大;相反地,距离基站越远的节点所获得的功耗代价误差相对较大,选中最优转发节点的比率相对较小.此外,位于网络边缘地带的节点,由于周围的邻居节点数较少,它们选中最优转发节点的概率也相比其他距离相同节点更大.

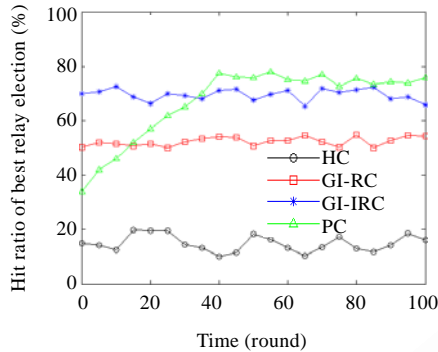


Fig.4 Comparison of 4 greedy routing protocols
图 4 4 种贪婪选路策略结果比较

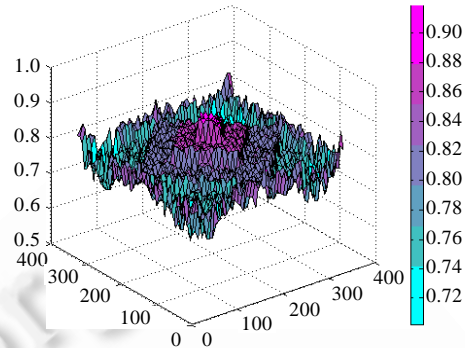


Fig.5 Greedy routing based on PC model vs. location
图 5 功耗模型下不同位置的选路结果

4 跨层路由协议及其优化

4.1 跨层路由协议流程

在实际网络中,除了考虑路由层的路径功耗外,发送方选择转发节点时还需考虑 MAC 层的同步功耗.在基于异步的睡眠调度网络中,各候选节点醒来的时间并不相同,路由层的贪婪策略并不一定能够达到最优效率.此外,路由协议在选择下跳转发节点时还应综合考虑到同步和唤醒接收方产生的时延.本文提出的基于时延和功耗坐标模型的 DECR 协议是一种跨层的路由协议,发送方在唤醒候选节点的同时综合各层状态动态地选择转发节点.其中,候选节点的定义为跳数坐标和功耗坐标小于发送方的邻居节点. DECR 协议以较大的概率保证数据包的端到端时延低于时延上限为前提,选择功耗最低的转发路径.在 DECR 协议中,每一跳的发送方动态地选择转发节点,大致流程如下:

- (1) 需要发送数据时,发送方 s 首先采用 CSMA/CA 方式有间隙地广播一连串短序言包(BCN)来唤醒 $F(s)$ 集合中的节点,并从中选择转发节点.序言包中包含 s 的节点地址、跳数坐标和功耗坐标 $P(s)$.除了广播序言包前避免冲突所需的退避时间,相邻序言包的间隙还包括候选节点回复参选消息(JRE)所需的时间^[7];
- (2) 没有数据发送时,所有节点周期性地醒来监听是否有来自其他节点的序言包.在收到节点 s 广播的序言包后, $F(s)$ 中的节点 r_i 在退避与自身和发送方的功耗比成正比的小段时间后,以 CSMA/CA 方式回复参选消息,总的退避时间为

$$t_{back-off}(r_i) = \frac{P(r_i)}{P(s)} \cdot T_p + t_{csma/ca} \quad (12)$$

其中, T_p 为功耗退避时间的最大值; $t_{csma/ca}$ 为 CSMA/CA 方式的随机退避时间.参选消息中包含发送方的节点地址、参选节点的节点地址、功耗坐标和接收序言包时的接收端平均功率.考虑到节点睡眠时间 t_{off} 通常远大于序言包周期 t_p ,故多个候选节点在同一序言包周期内醒来并竞争回复参选消息的概率很低,且竞争失败的候选节点的功耗坐标通常较高.因此,候选节点在连续多次竞争失败后直接放弃竞选并进入睡眠;

- (3) 发送方 s 收到 r_i 的参选消息后,按照公式(11)计算得到 $P(s,r_i)$,并选择路径功耗 $P(s,r)$ 最低的候选节点 r 作为时刻 t 的正式候选节点, $P(s,r)$ 即为 s 在时刻 t 停止路由发现并选择当前的正式候选节点 r 转发数据到基站的期望功耗.发送方在新的序言包(N-BCN)中增加 r 的节点地址.候选节点通过包长度很容易地区分 BCN 和 N-BCN.在收到 N-BCN 包后, r 继续侦听信道,直到从 s 收到数据包或者随后的序言包表明 s 又选择其他的节点作为正式候选节点.其他非正式候选节点在收到包含 r 的节点地址的 N-BCN 包后得知竞选失败,立即进入睡眠模式;
- (4) 发送方 s 根据待发送数据包的大小、时延状况以及当前时刻 t 的 $P(s,r)$,决定是否继续广播新的序言包来唤醒下一个候选节点.具体的动态策略在下一节中详细给出.发送方决定停止广播序言包后,当前的正式候选节点成为最终获胜的转发节点,发送方 s 在信道空闲时向该转发节点发送数据包;
- (5) 转发节点 r 在收到数据包后回复 ACK 消息并捎带新的 $P(r),T(r)$ 和 $P(l:s \rightarrow r)$,发送方 s 在收到 ACK 消息后,根据公式(8)更新自身到基站的时延和功耗.转发节点 r 成为下一跳的发送方,按照上述过程寻找转发节点.上述过程递归地进行,直至数据包到达基站为止;
- (6) 由于控制包的冲突和丢失以及自身的功耗坐标太小的原因,发送方可能在 $[0,t_{on}+t_{off}]$ 时间内不能收到来自任何候选节点的参选消息而造成路由失效.控制包的冲突和丢失造成的路由失效的概率较小且易于判别,可以通过发送方重试的方式进行恢复.当节点由于自身的功耗坐标太低而造成路由失效时,则将自身的功耗坐标提高至略高于上跳链路的发送方的功耗坐标以恢复路由.

4.2 动态路由策略

首先分析发送方在 $[0,t]$ 时间内唤醒候选节点的情况,然后描述发送方如何根据当前状态动态地做出路由决定.假设发送方 s 周围总共有 N 个候选节点.不失一般性,分析发送方 s 唤醒候选节点 r_i 的过程.如图 6 所示,工作时间 t_{on} 大于或等于 $2t_b$ 才能确保 r_i 不会错过 s 广播的序言包,其中, t_b 为发送方广播序言包的周期.为了尽可能地降低非发送方的功耗,一般设置 t_{on} 等于 $2t_b$.节点 r_i 需要恰好在 $[t_1,t_2]$ 时间内开始工作才能侦听到发送方 s 的第 j 个序言包,所以节点 r_i 在 $[0,t]$ 时间内收到第 j 个序言包的概率为

$$P_{i,j} = \frac{t_b}{t_{on} + t_{off}} \quad (13)$$

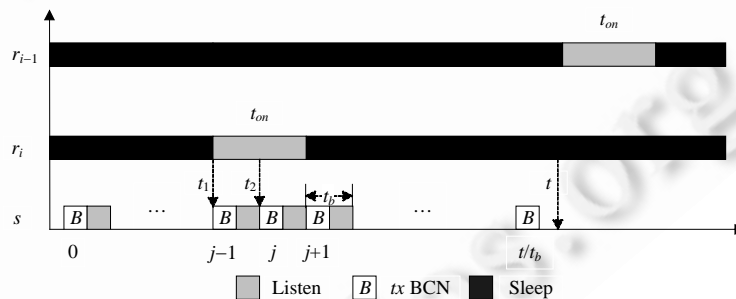


Fig.6 Time synchronization between sender and candidate

图 6 发送方和候选节点之间的时间同步

节点 r_i 在 $[0,t]$ 时间内收到任意其中一个序言包的概率为 $p_i = \lfloor t/t_b \rfloor p_{i,j}$.由于节点间的睡眠调度相互独立,所以能够在 $[0,t]$ 时间内收到 s 广播的序言包的节点数服从 $B(N,p)$ 分布,其中, $p=p_i$.因此,发送方 s 在发送 $\lfloor t/t_b \rfloor$ 个序言包后,平均会收到 $N \cdot p$ 个节点的参选消息.如果 $t \geq t_{on} + t_{off}$,则 $p=1$, N 个候选节点都会先后被唤醒并加入转发节点的竞选;如果 $t < t_{on} + t_{off}$,则 $p < 1$, $\lfloor N \cdot t / (t_{on} + t_{off}) \rfloor$ 个候选节点会先后被唤醒并加入到转发节点的竞选.

发送方在时刻 t 继续广播序言包来唤醒下一个候选节点要满足两个条件,即时延条件和功耗条件.

定义 2. 时延条件为待发送数据包的时延状况允许发送方继续广播序言包来唤醒下一个候选节点.假设待

发送数据包在过去路径以及本链路已积累的时延为 T_c , 下一个候选节点醒来的期望时间为 $E[\Delta t]$, 数据包的时延上限为 τ . 为了保证数据包能够按时到达基站, 继续等待下一个候选节点的时延条件定义为

$$T_c + E[\Delta t] + T(s) < \tau \quad (14)$$

定义 3. 功耗条件为发送方继续广播序言包唤醒下一个候选节点能够降低总功耗. 继续广播序言包可能会找到路径功耗 $P(s, r)$ 更低的转发节点 r , 将这种功耗节省称为路由层的路径功耗节省. 然而, 发送方继续广播序言包来唤醒下一个候选节点会增加自身和当前正式候选节点的功耗, 称为 MAC 层的同步功耗. 只有当唤醒下一个候选节点带来的路由层功耗节省的期望值大于所需的 MAC 层功耗时, 才有必要继续等待. 发送方继续等待会让当前的正式候选节点继续处于监听模式, 所需的 MAC 层功耗花费可近似为 $(P_{sync} + P_{il}) \cdot E[\Delta t]$, 其中, P_{sync} 和 P_{il} 分别为发送方广播序言包时的平均功率和候选节点处于空闲监听模式的功率. P_{sync} 取决于发送方广播序言包时处于发射模式和侦听模式的时间比:

$$P_{sync} = \frac{P_{tx}t_{bt} + P_{il}t_{bl}}{t_b} \quad (15)$$

其中, t_{bt} 和 t_{bl} 分别为发送方广播序言包周期中的发射时间和空闲侦听时间, $t_b = t_{bt} + t_{bl}$. $E[\Delta t]$ 为等待下一个候选节点醒来所需时间的期望值. 假设时刻 t 已被唤醒的候选节点数为 N_t , 则

$$E[\Delta t] = \frac{t_{on} + t_{off} - t}{N - N_t} \quad (16)$$

因此, 功耗条件为

$$(P(s, r)_t - E[P(s, r)_{t+\Delta t}]) \cdot t_{send} > (P_{sync} + P_{il}) \cdot E[\Delta t] \quad (17)$$

其中, $P(s, r)_t$ 和 $E[P(s, r)_{t+\Delta t}]$ 分别为发送方 s 在时刻 t 已搜寻到的最低转发功耗和在时刻 $t + \Delta t$ 能够搜寻到的最低转发功耗的期望值. 简记 t 时刻仍未醒来的候选节点为 r_k , 并假设发送方 s 在网络运行期间统计得到通过 r_k 转发数据到基站的功耗期望值 $E[P(s, r_k)]$, 则

$$E[P(s)_{t+\Delta t}] = \min \left\{ P(s, r)_t, E \left[\frac{\sum_{k=1}^{N-N_t} P(s, r_k)}{N - N_t} \right] \right\} \quad (18)$$

总体来说, 如果待发送数据包较大, 转发数据包的功耗效率就很重要, 值得牺牲更多的时间和 MAC 层功耗去等待更高效的转发节点; 相反地, 如果待发送数据包很小, 转发数据包的功耗效率就不太重要, 应尽快选定下跳节点转发数据.

4.3 相关参数优化

节点的睡眠时间对端到端时延和节点的功耗都有着重大影响. 当睡眠时间 t_{off} 较长, 没有数据发送时, 所有节点醒来的频率和平均功耗较低; 但当有数据发送时, 发送方唤醒转发节点的功耗较高, 时延也较高. DECR 根据网络中的节点规模和数据流量, 在保证端到端时延的前提下设置节点的最佳睡眠时间, 降低空闲侦听和唤醒同步的总功耗.

首先分析 t_{off} 对时延的影响. 发送方等到第 1 个候选节点醒来的时间 $t_{first-wake} = \chi \cdot (t_{on} + t_{off})$, 其中, χ 为服从参数为 $(1, N)$ 时的 β 分布, 则

$$E[t_{first-wake}] = \frac{1}{N+1} (t_{on} + t_{off}) \quad (19)$$

因此, 为了保证最小的端到端时延不超过规定的上限 τ , t_{off} 应满足下面的限制条件:

$$t_{off} \leq (N+1) \cdot \left(\frac{\tau}{H} - N_{tx} t_{send} \right) - t_{on} \quad (20)$$

其中, H 是网络中节点距离基站的跳数.

异步睡眠机制通过增加发送方代价的方式来降低接收方的空闲侦听. 在多跳网络中, 除了基站和距离基站最远的节点, 节点通常既是发送方又是接收方, 因此需要根据网络的实际情况设置节点的最优睡眠时间. 当没有数据发送时, 节点空闲侦听的平均功耗为

$$P_{idle-listen} = \frac{P_{il}t_{on} + P_{st}t_{off}}{t_{on} + t_{off}} \quad (21)$$

另一方面,根据假设 A.3,每个节点平均每隔 t_e 时间产生一个数据包,每个数据包平均经过 $(H+1)/2$ 跳转发才能到达基站.因此,每个节点在单位时间内平均转发 $(H+1)/2t_e$ 个数据包.假设公式(17)的功耗条件不成立的期望时间,即发送方寻找下跳转发节点的平均时间为 $E[t]=\alpha \cdot (t_{on}+t_{off})$,其中, $0 < \alpha \leq 1$,则节点单位时间内同步唤醒下跳转发节点所需的功耗为

$$P_{wake-sync} = \frac{(H+1)}{2t_e} \cdot \alpha \cdot (t_{on} + t_{off}) \cdot (P_{sync} + P_{il}) \quad (22)$$

为了最优化节点睡眠调度的总功耗,加上时延条件,构造规划模型如下:

$$\begin{aligned} \min & P_{wake-sync} + P_{idle-listen} \\ \text{s.t. } & t_{off} \leq (N+1) \cdot \left(\frac{\tau}{H} - N_{tx}t_{send} \right) - t_{on} \end{aligned} \quad (23)$$

在上述规划模型中,最小化目标并不包括传输数据包的功耗,因为这部分功耗与睡眠时间无关.如果网络的数据流量较低,即事件发生周期 t_e 较长,节点应适当增加睡眠时间,但要保证端到端时延控制在上限以下;相反地,节点需要适当减少睡眠时间,增加醒来的频率以降低发送方唤醒最优转发节点的时间.另外,节点的最优睡眠时间还取决于端到端时延上限、网络的规模、数据包的大小等多种参数.

5 性能评估

5.1 模拟实验环境设置和参数

利用网络仿真平台 NS2^[22]作为模拟实验平台对 DECR 协议进行分析和评估,主要的评价指标有:

- ① 规定时延内数据包到达基站的成功率;
- ② 节点的平均功耗.模拟实验的场景为节点随机均匀分布在大小为 $400 \times 400 \text{m}^2$ 的监测区域内,部署的节点总数为 800,基站位于区域中心位置.无线信道的相关参数设置为 $d_0=1\text{m}$, $G(d_0)=-55\text{dB}$, $n=4$, $\sigma=8$, $\lambda_r=360^{-1}\text{s}$, $B_N=30\text{kHz}$.假设射频模块的发射功率分 32 个等级,发送方可根据链路状况动态调整发射功率.功耗退避时间上限 $T_p=300\mu\text{s}$, CSMA/CA 退避时间上限 $T_{csma/ca}=300\mu\text{s}$,加上广播序言包和回复 JRE 消息所需时间,发送方广播唤醒序言包的周期为 $t_b=1\text{ms}$,则节点的工作时间 $t_{on}=2\text{ms}$.端到端的时延上限 $\tau=1\text{s}$,代价更新参数 $\eta=0.4$.

其他相关参数见表 1.值得注意的是,节点处于接收模式的功率通常大于处于发射模式的功率.

5.2 实验结果

我们首先分析数据包大小对 DECR 协议的影响,设置 $t_{off}=0.1\text{s}$,因此,占空比为 2%.数据包的产生速率为每个节点平均每 10^3s 产生 1 个数据包,由于第 1 跳的节点可以直接与基站通信,无需唤醒和选路,故选路时间均为 0.图 7 中,第 1 列~第 8 列分为距离基站跳数为 2~9 节点的平均选路时间.最后两列分为所有节点的平均选路时间和数据包的单跳传输时间.如前面分析,数据包大小对路由层的影响主要在于发送方搜寻转发节点的时间.如图 7 所示,如果数据包较大,如 10^4bits ,则转发路径的能量效率较为重要,发送节点应多花时间搜选高效的转发路径.从图中最后两列可以看出,选路造成的平均时延仅略低于传输数据包造成的时延.如果数据包较小,如 10^3bits ,则转发路径的能量效率不太重要,发送方通常选择第 1 个醒来的候选节点作为转发节点,以减少 MAC 层唤醒节点的功耗和时延.发送方等待第 1 个候选节点醒来的平均时间约为 0.01s. DECR 能够根据数据包的大小作自适应调整选路时间,以最优化节点的总功耗.此外我们还发现,距离基站远的节点的路由时间比近处节点更长,且如果数据包越大,远近节点间的路由时间差异越大.这是因为远处节点通过不同候选节点转发数据到基站的功耗代价差异比近处节点更大,远处节点则多花时间选路以提高转发效率,而近处节点则快速选路减少时延.远近节点充分利用离基站越近、前进方向越明确的特点,相互合作,在控制端到端总时延的前提下最优化转发路径的

总功耗.虽然远处节点路由的功耗开销更大,但这不会破坏节点间的能量平衡,因为近处节点通常会转发更多的数据包.

接下来分析网络数据流量对 DECR 协议的影响.数据包大小设为 10^3 bits.如前面分析,DECR 采用按需的同步方式,发送方唤醒接收方的功耗代价较大.因此,网络需要根据数据包发送频率,设置相应的睡眠时间,最优化节点的总功耗.公式(23)中的节点总功耗依赖于路由时间参数 α ,图 7 的结果表明, α 的值取决于待发送数据包的大小,当 L_{DATA} 分别为 $10^3, 5 \times 10^3, 10^4$ 时, α 分别为 0.135, 0.195, 0.358.图 8 给出了 α 为 0.195 时最优睡眠时间的理论值和模拟结果.当网络流量较大时,即每个节点每隔 20s 产生 1 个数据包时,节点的最优睡眠时间的理论值为 0.17s.随着网络流量逐渐变小,节点的最优睡眠时间逐渐变大.由于假设端到端时延上限为 1s,节点的睡眠时间不能超过 0.635s,否则大部分数据包不能在时延上限内到达基站.在模拟实验中,以 0.01s 为粒度,搜索不同网络流量对应的最优睡眠时间.如图 8 所示,最优睡眠时间的模拟结果也基本随着数据包的发送频率的降低而增大,但为了控制端到端时延在 1s 以下,最优睡眠时间以 0.43s 为上界.模拟结果的上界比理论值要小,这是因为理论分析为方便计算作了合理的近似.协议用户在部署网络时,可以根据网络的大致流量和图 8 的模拟结果设置最优睡眠时间.

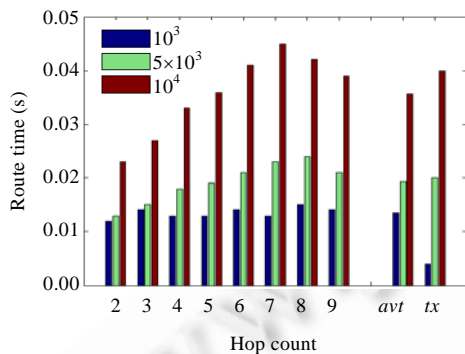


Fig.7 Routing time of single hop vs. packet size

图 7 不同大小数据包的单跳路由时间

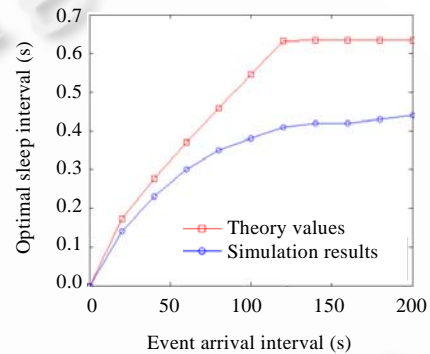


Fig.8 Optimal sleep time vs. network traffic

图 8 网络不同流量对应的最优睡眠时间

为了评估 DECR 的性能,我们比较 VCap+S-MAC, VCap+X-MAC, AIMRP 和 DECR 这 4 种协议在时延和功耗方面的性能.首先评估 4 种协议的时延性能,比较采用不同睡眠周期下数据的平均按时到达率,其中,时延上限为 1s,数据包大小分别为 10^3 bits 和 10^4 bits.文献[6]提出的 VCap 协议改进了基于跳数的虚拟坐标精度,但路由层仅仅是作基于虚拟坐标的定向扩散,不对单跳时延加以控制.S-MAC 采用同步睡眠调度机制,单跳时延基本固定.如图 9(a)所示:当 S-MAC 的调度周期小于 0.2s 时,VCap 还能按时传输 80% 的数据到基站;当 S-MAC 的调度周期大于 0.4s 时,VCap 成功地按时传输数据到达基站的比率低于 50%.X-MAC 采用异步睡眠调度机制, X-MAC 的单跳时延取决于 VCap 确定的转发节点何时醒来工作,单跳的平均时延为睡眠周期的一半,时延较 S-MAC 要小.尽管 AIMRP 跨层协议在 MAC 层引入了定时退避机制,但 AIMRP 几乎总是选择第 1 个醒来的节点转发数据,所以 AIMRP 协议的时延较小,数据按时到达率较高. DECR 协议根据数据包的时延情况,在各跳节点进行时延控制.当节点睡眠调度周期较短或数据源离基站较近时,DECR 协议会适当牺牲时延以提高转发的能量效率,时延较 AIMRP 略大,但不超过端到端时延;当节点的睡眠调度周期较长或数据源离基站较远时,DECR 协议则会尽快完成路由,时延与 AIMRP 相当.如图 9(b)所示,当数据包长度为 10^4 bits 时,4 种协议的按时成功投送率与图 9(a)相比均有所下降,其中,AIMRP 下降的幅度最大.当数据包较大时,数据包的发送时间占总时延的比重增加,AIMRP 总是选择最先醒来的节点而忽略链路质量的策略容易增加数据包的重发次数,从而增加端到端时延.

接下来分析 4 种协议在功耗方面的性能.我们主要考察两种场景下 4 种协议的功耗性能:① 事件驱动型,

$t_e=50\sim 500s, L_{DATA}=10^4\text{bits}$; ② 周期汇报型, $t_e=1\sim 10s, L_{DATA}=10^3\text{bits}$. 为避免协议牺牲时延来降低功耗, 我们比较 4 种协议在保证数据成功到达率为 90% 以上时节点的平均功耗. 以图 9(b) 所示的模拟结果为例, S-MAC+VCap 应设置睡眠调度周期低于 0.1s, X-MAC+VCap 低于 0.15s, AIMRP 和 DECR 分别低于 0.15s 和 0.3s. 为便于邻居节点间交换调度信息, S-MAC 的空闲侦听时间为 50ms, 而其他 3 种协议的空闲侦听时间仅为 2ms. 为了控制端到端时延, S-MAC 协议的工作占比高达 50%. 当网络流量较低时, S-MAC+VCap 的功耗比其他 3 种协议高很多. 为方便比较, 图 10 仅包含了其他 3 种协议的模拟结果. 总体来看, 3 种协议中节点的平均功耗随着网络数据流量的降低而减少. X-MAC+VCap 协议的功耗最高, 主要是因为其 MAC 层睡眠调度和唤醒接收方的功耗均高于 DECR 和 AIMRP 协议. DECR 相对于 AIMRP 的功耗节约, 主要在于路由层选路时能有效避免链路质量较差的链路. 此外, DECR 能够根据图 8 中的结果设置最优睡眠时间, 并能进一步降低 MAC 层功耗. X-MAC+VCap 总是选择路由层功耗最高效的链路转发数据, 而 AIMRP 协议总是选择第 1 个醒来的邻居节点, 即 MAC 层唤醒功耗最小的节点. DECR 综合两种协议各自的优点, 利用跨层思想, 在保证端到端时延的前提下选择总功耗最低的链路转发数据.

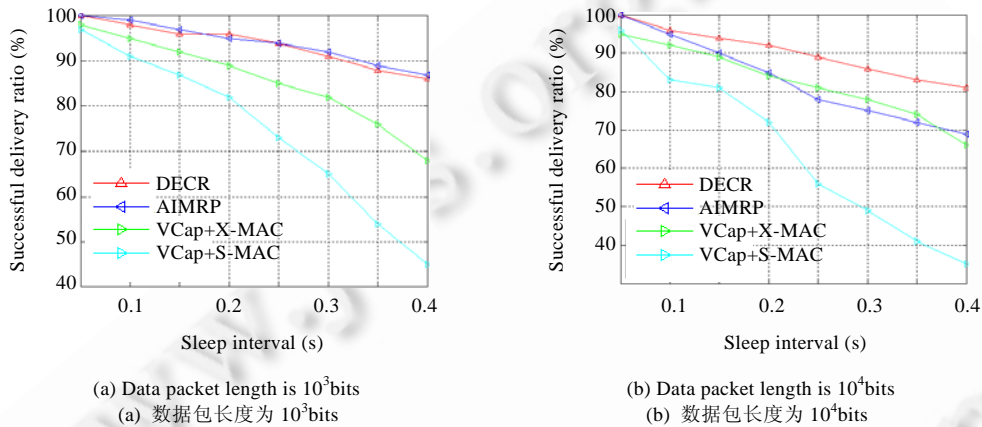


Fig.9 Average successful data delivery ratio vs. sleep interval

图 9 不同睡眠调度下的数据包成功到达率

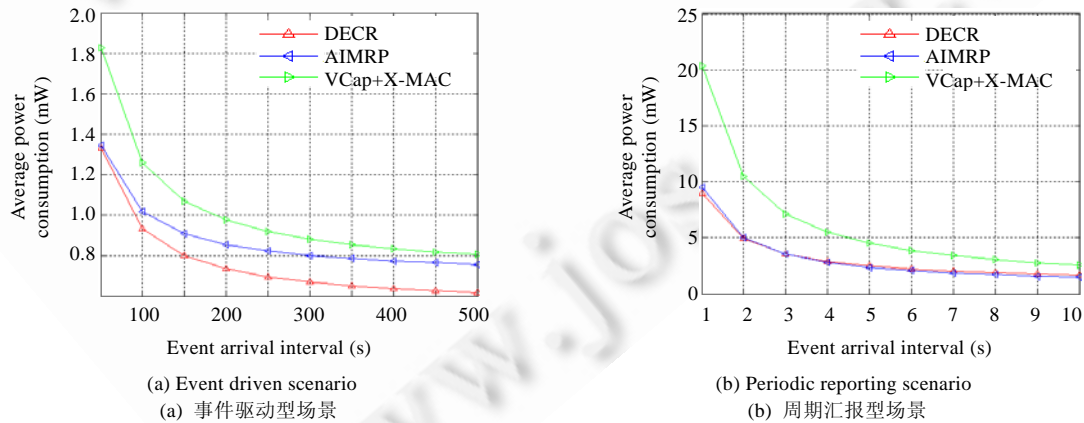


Fig.10 Average power consumption comparison vs. network traffic

图 10 不同数据流量下的功耗比较

6 结束语

本文分析了 MAC 层的睡眠调度和无线信道的不规则性对路由的能量效率以及时延的影响,并采用跨层设计的思想,设计了一种基于时延和功耗坐标的无状态路由协议.在提出的 DECR 协议中,发送节点综合 MAC 层、物理层的相关信息以及当前数据包的时延状况,做出实时的路由决定. DECR 协议在保证数据包能够高概率地在时延上限内到达基站的前提下,最大化节点的能量效率.模拟实验的结果表明, DECR 协议在时延和功耗方面的性能均优于参考协议.

References:

- [1] Waharte S, Boutaba R, Iraqi Y, Ishibashi B. Routing protocols in wireless mesh networks: Challenges and design considerations. *Multimedia Tools and Applications*, 2006,29(3):285–303. [doi: 10.1007/s11042-006-0012-8]
- [2] Namboodiri V, Keshavarzian A. Alert: An adaptive low-latency event-driven MAC protocol for wireless sensor networks. In: Kaiser B, ed. *Proc. of the 7th Int'l Conf. on Information Processing in Sensor Networks*. Louis: IEEE Computer Society Press, 2008. 159–170. [doi: 10.1109/IPSNS.2008.23]
- [3] Kulkarni S, Iyer A, Rosenberg C. An address-light, integrated MAC and routing protocol for wireless sensor networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2006,14(4):793–806. [doi: 10.1109/TNET.2006.880163]
- [4] Rossi M, Bui N, Zorzi M. Cost and collision minimizing forwarding schemes for wireless sensor networks. In: Baldwin RL, ed. *Proc. of the 26th IEEE INFOCOM*. Anchorage: IEEE Computer Society Press, 2007. 276–284. [doi: 10.1109/INFCOM.2007.40]
- [5] Fang Q, Gao J, Guibas LJ, de Silva V, Zhang L. GLIDER: Gradient landmark-based distributed routing for sensor networks. In: Znati T, ed. *Proc. of the 24th INFOCOM*. Miami: IEEE Computer Society Press, 2005. 339–350.
- [6] Caruso A, Chessa S, De S, Urpi A. GPS free coordinate assignment and routing in wireless sensor networks. In: Znati T, ed. *Proc. of the 24th INFOCOM*. Miami: IEEE Computer Society Press, 2005. 150–160. [doi: 10.1109/INFCOM.2005.1498787]
- [7] Lu G, Sadagopan N, Krishnamachari B, Goel A. Delay efficient sleep scheduling in wireless sensor networks. In: Znati T, ed. *Proc. of the 24th IEEE INFOCOM*. Miami: IEEE Computer Society Press, 2005. 2470–2481. [doi: 10.1109/INFCOM.2005.1498532]
- [8] Dousse O, Mannersalo P, Thiran P. Latency of wireless sensor networks with uncoordinated power saving mechanisms. In: Murai J, ed. *Proc. of the 5th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Network and Computing*. Tokyo: ACM Press, 2004. 109–120. [doi: 10.1145/989459.989474]
- [9] Ganesan D, Krishnamachari B, Woo A, Culler D, Estrin D, Wicker S. Complex behavior at scale: An experimental study of low-power wireless sensor networks. Technical Report, CSD-TR 02-0013, UCLA, 2002.
- [10] Zhou G, He T, Krishnamurthy S, Stankovic JA. Models and solutions for radio irregularity in wireless sensor networks. *ACM Trans. on Sensor Networks*, 2006,2(2):221–262. [doi: 10.1145/1149283.1149287]
- [11] Sichertiu ML. Cross-Layer scheduling for power efficiency in wireless sensor networks. In: Li VOK, ed. *Proc. of the 23rd IEEE INFOCOM*. Hong Kong: IEEE Computer Society Press, 2004. 1740–1750. [doi: 10.1109/INFCOM.2004.1354585]
- [12] Sun LM, Li JZ, Chen Y, Zhu HS. *Wireless Sensor Network*. Beijing: Tsinghua University Press, 2005 (in Chinese).
- [13] Ye W, Heidenmann J, Estrin D. An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks. In: Kermani P, ed. *Proc. of the 21st IEEE INFOCOM*. New York: IEEE Computer Society Press, 2002. 1567–1576. [doi: 10.1109/INFCOM.2002.1019408]
- [14] Polastre J, Hill J, Culler D. Versatile low power media access for wireless sensor networks. In: Stankovic JA, ed. *Proc. of the 2nd ACM Conf. on Embedded Networked Sensor Systems*. Baltimore: ACM Press, 2004. 95–107. [doi: 10.1145/1031495.1031508]
- [15] Buettne M, Yee GV, Anderson E, Han R. X-MAC: A short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks. In: Campbell AT, ed. *Proc. of the 4th ACM Conf. on Embedded Sensor Systems*. Boulder: ACM Press, 2006. 307–320. [doi: 10.1145/1182807.1182838]
- [16] Karp B, Kung HT. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: Pickholtz R, ed. *Proc. of the 6th Annual ACM/IEEE Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*. Boston: ACM Press, 2000. 243–254. [doi: 10.1145/345910.345953]
- [17] Zhu HS, Sun LM, Xu YJ, Li XW. Mechanism and analysis on fine-grain gradient sinking model in wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2007,18(5):1138–1151 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1138.htm> [doi: 10.1360/jos181138]

- [18] CC2420. <http://www.ti.com>
- [19] MICAZ. <http://www.xbow.com>
- [20] Proakis JG, Salehi M. Communication Systems Engineering. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1994.
- [21] Zuniga M, Krishnamachari B. Analyzing the transitional region in low power wireless links. In: Znati T, ed. Proc. of the IEEE SECON. Santa Clara: IEEE Communications Society, 2004. 517-526. [doi: 10.1109/SAHCN.2004.1381954]
- [22] NS2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns>

附中文参考文献:

- [12] 孙利民,李建中,陈渝,朱红松.无线传感器网络.北京:清华大学出版社,2005.
- [17] 朱红松,孙利民,徐勇军,李晓维.基于精细化梯度的无线传感器网络汇聚机制及分析.软件学报,2007,18(5):1138-1151. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1138.htm> [doi: 10.1360/jos181138]



王辛果(1983-),男,四川遂宁人,博士,主要研究领域为无线网络.



陈国良(1938-),男,教授,博士生导师,中国科学院院士,CCF高级会员,主要研究领域为并行算法及其应用,并行计算机体系结构.



张信明(1964-),男,博士,副教授,CCF高级会员,主要研究领域为无线网络,IP网络QoS控制,网络性能分析.