

基于路由半径自适应的长链状无线传感网络协议

林炜岚 肖金超 资双飞

(广州中国科学院沈阳自动化研究所分所 广州 511458)

摘要 长链状无线传感网络的节点呈长链状分布。这种特殊的拓扑结构将导致数据碰撞概率增大、传输时延增加,且越靠近 Sink 节点的地方该现象越明显,这将影响 Sink 节点的数据接收,甚至导致整个网络的崩溃。针对长链状无线传感网络的链路特征,提出了基于最大传输距离的路由半径自适应调节策略 RAMD(Route-radius Adaptive with Max Transmission Distance)。该协议通过以 PRR(Packet Receive Rate)及 RSSI(Received Signal Strength Indication)相结合的链路质量评估方法自适应调节路由半径,设计基于分级同步的冲突避免机制及基于最优传输距离的自适应路由调整策略。通过与典型的分层路由和顺序传输路由的性能对比的仿真,以及对 200 个节点的长链状无线网络的物理平台的搭建及测试表明,RAMD 协议对简化路由选择、降低时延和减少数据冲突有显著的作用。

关键词 长链状无线传感器网络, PRR, RSSI, 最大传输距离, 路由半径, 自适应

中图分类号 TP393 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2017.03.022

Route-radius-based Adaptive Protocol for Long-chain Wireless Sensor Networks

LIN Wei-lan XIAO Jin-chao ZI Shuang-fei

(Shenyang Institute of Automation, Guangzhou, Chinese Academy of Sciences, Guangzhou 511458, China)

Abstract Long-chain wireless sensor network exhibits a special topology with the nodes distributed in one line just like a long chain. Such inefficient topology does not only enhance the probability of data collision, but also increases the time delay of data transmission, leading to the low working efficiency for data reception of Sink node, even the collapse of the entire network. Generally, the closer the nodes locate to the Sink node, the more obvious this phenomenon is. According to the linking characteristics of the long-chain wireless sensor networks, this study proposed an adaptive strategy termed Route-Radius Adaptive with Max transmission distance (RAMD) based on the maximum transmission distance, which adaptively adjusted the routing radius utilizing link quality assessment method through combining packet receive rate (PRR) with received signal strength indication (RSSI), eventually contributing to the calculation of collision avoidance parameters as well as the routing selection. The simulation of performance comparison with the typical hierarchical routing and sequential transmission routing, and building and testing of physical platform for long-chain wireless sensor networks which contains 200 nodes, show that the protocol played a crucial role in simplifying the method for routing selection, decreasing the rate of time delay, as well as reducing the probability of data conflicting.

Keywords Long-chain wireless sensor networks, PRR, RSSI, Max transmission distance, Route-radius, Adaptive

1 概述

近年来,无线传感网络的数据通信呈长链状区域分布的应用越来越多,诸如石油化工方面的油气管道在线监测、智能电网输电线实时在线检测、智慧路灯的实时监控、桥梁道路建设方面的地基含水量的实时监测以及河流沿岸的环境监控等。在这些应用中,无线传感网络由于低成本、易部署、易维护等特性较传统监测方法有着无可比拟的优势。但是以上这些长链状网络与树型、网状网不同,其拓扑结构狭长,数据几乎都沿着同一条链路传输,且网络一端的节点的数据通常需要经过多个中间节点的转发才能传输到另一端,这就造成了长链状网络普遍存在的问题:数据拥塞与传输延迟。

目前国内外针对长链状无线传感网在网络层上提出了多个路由协议,主要分为两类:层次路由协议和基于位置的路由协议。文献[1]提出了低功耗自适应聚类分层型算法 LEACH 协议,算法中传感节点发送数据到簇头节点,簇头节点融合簇内节点数据,再通过簇头间多跳方式发送到 Sink 节点。LEACH 算法随机选择簇头节点,可能出现被选簇头节点集中在某一个特定的区域而覆盖不到整个监测区域,容易造成网络的分裂和节点能耗的增大。最小跳数路由度量^[2](Minimum Hop Count, MHC)的方法是以邻居节点接收查询分组来划分梯度场(分层)的,不同的划分标准可以针对网络不同的方面进行改进。文献[3]针对井下长链状无线传感网络提出了最小跳数路由改进算法,但该算法旨在降低节点

到稿日期:2015-11-02 返修日期:2016-01-19 本文受国家高技术研究发展计划(863 计划)(2014AA041801-1)资助。

林炜岚(1980—),女,硕士,主要研究方向为短距离无线通信技术、无线传感网协议, E-mail: linweilan@gz.sia.zn; 肖金超(1982—),男,博士,副研究员,主要研究方向为物联网技术与应用、无线网络传感技术及其应用; 资双飞(1985—),男,硕士,主要研究方向为工业无线网络传感技术及其应用。

能耗,对数据拥塞与传输延迟不予关注;而且大多数的最小跳数路由算法都没有考虑链路质量情况,在路径链路质量变差的情况下丢包率较高,数据传输的可靠性得不到保证。GEAR^[4]是基于位置的路由协议,协议中每个传感器节点都需维持一个邻居表,通过能量感知和地理信息支持的邻居选择启发式方法来选择最小代价的节点用于转发数据,从而达到目的节点;但长链状拓扑若遵循该协议,数据的发送将沿着一个方向逐个节点地传输,不仅传输效率低下,而且极易造成“热区”效应。

针对长链状无线传感网的 MAC 子层的研究并不多,已有研究主要是运用一些经典的 MAC 协议,如 IEEE802.15.4, S-MAC^[5], T-MAC^[6] 等基于竞争的 MAC 协议,此方式没有考虑长链状拓扑的结构特点,性能没有得到优化。文献[7]提出了一种针对长链拓扑的带占空比机制的 MAC 协议 LC-MAC,在该协议下,超级同步帧为后面的数据传输进行预约,各中继节点在预约时间醒来并接收上一个节点的数据包,同时立即转发给下一个节点。该协议能够保证能耗和吞吐率性能,但长链拓扑的端到端延迟并没有太大改善。Karimi 等人^[8]提出了适用于高级量测体系(AMD)的线性多跳无线网络架构,其通过仿真电量测量设备与公共控制中心的双向通信的数据载荷容量,分析出了网络的容量极限,但是该网络模型针对的节点个数仅在 10 个以内,没有对更多节点的网络进行分析。文献[11]提出了一种面向输电线路监测的混合式 MAC 协议,即在网络空闲时期使用 X-MAC 协议,在繁忙时期使用流水线式传输调度方法,满足网络对实时性和能量有效性的要求,但这种方法涉及到精确同步、网络环境检测和闲时/忙时两种算法的切换,协议的实现较为复杂。

分析现有的长链状网络协议可以看出,路由协议通常采用层次路由(数据在分配好的簇首和簇节点之间或簇首之间传输)或顺序传输路由(节点仅发送数据给相邻的节点,逐节点地向上或向下传输),而 MAC 协议的研究基本都是基于顺序传输的方式。层次路由在平衡能量消耗和降低时延方面有一定的优势,但是这种结构在外部环境变化引起通信距离发生变化时,容易造成路由的断裂;而顺序传输路由方式极易在接近 Sink 节点处造成“热区”效应,且在这种路由方式下进行的 MAC 协议的优化也不能从根本上解决传输延迟严重的问题。为此,针对长链状网络中网络规模庞大、数据交互频繁且传输节点对能耗要求并不严格的应用场景,设计一种低冲突率、强实时性、具备环境自适应路由的高效网络协议。本协议链路层采用分层次的时间同步方式避免数据冲突,网络层采用基于位置信息和链路质量的距离路由方式,并根据链路质量自适应调节路由,以保证最优的接收成功率和最短的传输延迟。

2 问题分析

长链状无线传感网络通常可抽象为一个如图 1 所示的网络模型。

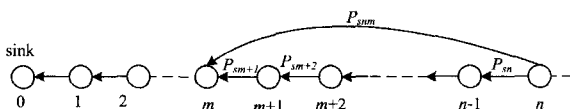


图 1 长链状无线网络模型

将 Sink 节点设为地址为 0 的节点,其他传输节点按照与 Sink 节点距离的远近分别以 1,2,3,⋯依次递增的方式分配地址。

设数据以顺序方式从节点 n 传输到节点 m 共经过 r 个节点,需要经过 r 跳的传输。假设节点 i 传输到下一节点的传输成功率为 P_i ,则由乘法原理可得,从节点 n 传输到节点 m 的总收包率 $P_{\text{总}} = P_n \cdot P_{n-1} \cdot P_{n-2} \cdot \dots \cdot P_{m+1}$,而由加法原理可得,耗费的时间 $t_{\text{总}} = t_n \cdot t_{n-1} \cdot t_{n-2} \cdot \dots \cdot t_{m+1}$ 。

假设数据能由节点 n 直接发送到节点 m ,则这种方式的传输成功率和所费时间与顺序传输的方式相比是否存在优势?

基于国内外学者对链路质量的评估指标进行的大量实验发现,链路质量评估指标收包率 PRR(或丢包率)与通信距离又有一定的相关性^[13-15]。文献[15]得出了 PRR 包接收率 p 与距离 d 之间的关系:

$$p(d) = (1 - \frac{1}{2} \exp^{-\frac{\gamma(d)}{2 \cdot 0.54}})^{8f}$$

其中, f 为帧长度,信噪比 γ 与距离 d 的关系表示为:

$$\gamma(d)_{dB} = P_{t_{dB}} - PL(d)_{dB} - P_{n_{dB}}$$

其中, P_t 为给定的发射功率, $PL(d)$ 为经过距离 d 后的路径损耗, P_n 为本底噪声。

理想环境下 PRR 与距离 d 的关系如图 2 所示^[15]。

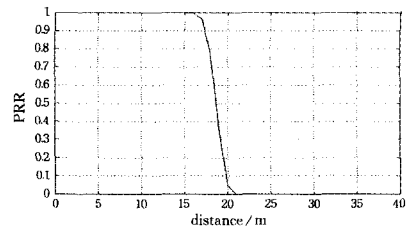


图 2 包接收率与距离的关系

可以看出,在一定的通信距离范围内,PRR 的值为 1。如图 2 中当 $d < 16$ (该值与 RF 芯片实际通信距离有关)时,信号都能被成功接收。假设在统计 PRR 值为 1 时的临界距离值为 d_c ,则可以取一个阈值 d_t ,使得满足 $d_t \leq d_c$ 。当通信距离 $d \leq d_t$ 时,信号都能被正确解析。

另外,从接收信号强度的角度来分析,接收信号强度 RSSI 与距离 d 的关系可表达如下:

$$RSSI = A - 10n \lg d$$

其中, A 为信号传输 1m 处的接收功率, n 为传播因子。

RSSI 与 d 的关系曲线如图 3 所示。

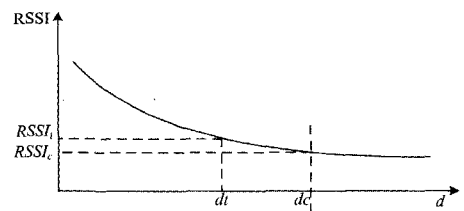


图 3 RSSI 与距离的关系曲线

假设所有节点的接收灵敏度是相同的,即在满足一定的 RSSI(或误码率)条件下的发送信号都能被接收节点正确处理。同样假设在该灵敏度下,信号能被正确处理的 RSSI 极限值为 $RSSI_c$,对应的极限距离为 d_c ,则可以取一个距离的阈值 d_t ,使得满足 $d_t \leq d_c$ 。当通信距离 $d < d_t$ 时,可以认为

信号都能被正确解析。

综合以上分析,可以找到一个距离 d_r ,当通信距离 $d \leq d_r$ 时,信号都能被正确解析。

回到长链状无线传感网络模型,若节点 n 到节点 m 的距离小于 d_r ,则信号从节点 n 传输到节点 m 的成功率等于节点 n 传输到节点 $n-1$ 的成功率。以此类推,则在距离 d 范围内,即 n 节点发送到 m 节点的成功率 $P_{s_{nm}} = P_{s_n} = P_{s_{n-1}} = \dots = P_{s_{m+1}}$ 。因此,若数据按节点逐级传输,得到 $P_{s_{\text{总}}} = P_{s_n} \cdot P_{s_{n-1}} \cdot P_{s_{n-2}} \cdot \dots \cdot P_{s_{m+1}} = P_{s_n}^r$;而数据若直接从 n 节点传输到 m 节点,得到 $P'_{s_{\text{总}}} = P_{s_{nm}}$ 。因为 $P_{s_{nm}} = P_{s_n}$,所以 $P_{s_{\text{总}}} = P'_{s_{\text{总}}} < P'_{s_{\text{总}}}$,而且 r 值越大, $P_{s_{\text{总}}}$ 越低。

传输时延方面,由于一跳之内节点传输所耗费的时间与传输距离的远近无关,假设节点处理和转发信号耗费的时间相同,则 $t_{nm} = r \cdot t_m$,因此 r 越小,所耗费的时间越短。

由此可以得出,在能保证接收数据正确处理的 PRR 及 RSSI 范围内,尽量减少数据传输的跳数,不仅可以提高传输成功率,而且能大幅降低时延。

由于链路收包率 PRR 是一段时间内对发送消息数量的统计值,因此 PRR 是一个相对稳定的反映链路质量的参数,而 RSSI 反映的则是链路的一个瞬时状态。因此,可以通过不同的参数选择对链路质量进行综合评估,对无线链路的实际通信质量进行判断;在外界环境没有或缓慢变化的情况下,采用 PRR 作为路由自适应调节的评估指标;在外界环境快速变化的情况下,采用 RSSI 作为路由自适应调节的评估指标,能够更快地重建路由,选择可靠的路径进行数据传输。

3 协议设计

综合以上分析,在保证传输可靠性的前提下,为了提高实时性,需要设计一种以最近传输距离实现数据传输的路由协议,即节点在 PRR 及 RSSI 允许范围内能以最大传输距离传输数据;其次,当长链状无线传感网络应用于室外时,无线模块的传输性能受外部环境特别是时刻变化的温、湿度等天气因素的影响较大,因此最大传输距离的路由应能满足自适应调节需求;相应地,该路由方式下的 MAC 冲突避免机制也应适应路由的快速调节,同时均衡数据转发的能量分布,降低“热区”效应。

3.1 路由半径及链路层数据包格式的定义

协议定义传输节点具有全网唯一的两个字节的短地址 ID, Sink 节点的地址编码为 0x0000,其他传输节点短地址 ID 从 0x0001 开始,按照距 Sink 节点的距离长短来编码,离汇聚点越远,编码越大。由此,两个节点地址之间的差就可以大致表示二者的距离。此处引入路由半径的概念:发送节点到本跳目的节点之间的地址差称为路由半径。

路由半径的大小由发送节点规定,表明本次通信的范围。为适应外界环境的变化,路由半径的值应可以自适应调整,且为保证能以最少的跳数实现数据传输,该值在合适的范围内应尽量大。另外,由于节点地址按顺序编码,则传输节点根据源地址和目的地址即可知道该数据包的传输方向。

链路层数据包格式如图 4 所示。

帧头	源地址	目的地址	路由半径	RSSI 阈值	链路层载荷
----	-----	------	------	---------	-------

图 4 协议链路层帧格式

其中,帧头包括数据长度、帧序号、帧控制字、网络 ID 等信息;

源地址 $Addr_{source}$ 表示本数据帧的发送节点;

目的地址 $Addr_{dest}$ 表示本数据帧的接收节点,广播时该值为 0xFFFF;

路由半径 R 为本次通信划定了通信范围。

单播时, $R = Addr_{dest} - Addr_{source}$ (下行)或 $R = Addr_{source} - Addr_{dest}$ (上行);广播时,目的地址为 0xFFFF。

由源地址和路由半径可以得出以下推论:

- 1)若接收到广播的节点本地地址 $Addr_{Local} > Addr_{source} + R$,则说明节点在此次通信范围外,节点应丢弃该广播帧;
- 2)若接收到广播的节点本地地址 $Addr_{Local} = Addr_{source} + R$,则说明节点是此次通信范围边缘的节点,不仅需要回复应答,而且将作为广播的下一跳转发节点;
- 3)若接收到广播的节点本地地址 $Addr_{Local} < Addr_{source} + R$,则说明节点在此次通信范围内,需要回复应答。

RSSI 阈值表示能正确接收到数据的 RSSI 的最小值,在路由半径初始化完成之前,该值为 0。在相同的射频芯片、相同的距离下,不同的外界环境读取的 RSSI 值是不同的,因此 RSSI 阈值也会相应地发生变化。

3.2 冲突避免的 MAC 协议设计

以数据量最大的 Sink 节点发送广播且其下所有节点均回复应答的通信模型为例,设计冲突避免的 MAC 协议。

3.2.1 分级同步机制

由于传输节点随时处于监听状态,因此 Sink 节点不需要发送额外的同步帧来传递同步信息,一个包含数据的广播帧就可以达到同步的目的:所有接收到广播帧的节点先判断自身是否在本次通信范围内,若是,则这些节点将接收到广播帧的那一刻作为同步的起始时刻。如图 5 所示,从一次广播发起到通信范围内所有应答返回,再到下一跳广播发出,这个过程作为一次分级传输的流程。一个分级的同步机制仅在该通信范围内有效,而下一级传输过程以下一个广播发出开始,也遵循同样的同步机制流程。

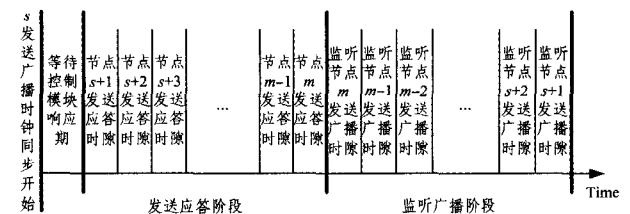


图 5 一次分级同步流程示意图

该流程主要可以分为 3 个阶段:1)接收到广播后,通信范围内的节点等待其控制模块处理该数据帧的阶段,该等待响应的的时间对所有节点来说都是一致的;2)发送应答阶段,即通信范围内的所有节点回复广播的处理结果,所有节点的发送

应答时隙的时间长度是一致的,为一个固定值;3)广播监听阶段,为了避免广播发送节点设置的通信范围超出实际所能到达的通信范围,设置范围内的所有节点需有一个监听等待的时期,以保证下一跳广播的顺利发出。

节点根据自身的编码地址,可以知道其在网络中的相对位置,由此计算出自身分配的时隙。具体方法如下:

假设广播帧由节点 s 发出,其地址为 $Addr_s$, 设置的路由半径为 R_s , 且该次广播通信范围边缘的节点为 m , 其地址 $Addr_m = Addr_s + R_s$, 则 m 节点的应答发送时隙即可定义为: 发送应答阶段开始的第 R_s 个时隙。

在通信范围内的其他节点 c 的传输时隙定义为: $S_c = Addr_c - Addr_s$ 。如节点 $s+1$ 发送应答的时隙 $S_{s+1} = s+1 - s = 1$, 即 $s+1$ 的应答在发送应答阶段的第一个时隙发出。

监听广播阶段,即下一跳广播的发出阶段,该阶段时长是不定的,当有一个广播发出时,该阶段即结束。监听广播期的第一个时隙,即通信范围内的节点(包括原广播节点)监听节点 m 发送广播的时隙。若通信范围内的节点在第一个监听广播时隙内听不到节点 m 的广播,说明节点 m 可能在本次广播的实际传输范围之外或者节点 m 失效,则在第二个监听广播时隙,由节点 $m-1$ 来转发广播,同时,通信范围内的节点开始监听节点 $m-1$ 的发送广播。以此类推,直到该通信范围内有一个节点将广播发送出去,监听广播期结束。

节点 c 转发广播的时隙 S_c' 也由本地地址、源节点地址和路由半径计算得到:

$$S_c' = R_s - (Addr_c - Addr_s) + 1$$

若最终由节点 c 作为转发路由将广播转发下去,说明上一跳广播的通信范围不合理,即路由半径设置得不合理,有 $(Addr_m - Addr_c)$ 大小的偏差,则节点 c 发出的广播中的路由半径将被修正为 $R_s - (Addr_m - Addr_c)$ 。

3.2.2 节点应答机制

传输节点应答的最终目的节点是 Sink 节点,但由于与 Sink 节点可能相距较远,传输节点发送的数据可能需要多跳才能到达 Sink 节点。节点的应答(上行数据)采用点对点的方式传输,即节点根据优化后的路由半径选择其目的地址,该目的节点收到数据后,返回一个端到端应答 ACK,再立刻将该数据传往 Sink 节点,直到节点应答帧传送到 Sink 节点。

节点应答时隙示意图如图 6 所示。

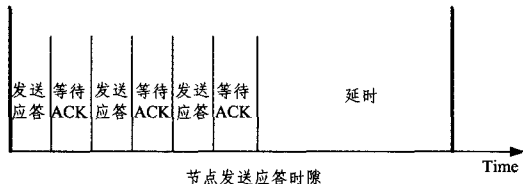


图 6 节点应答时隙示意图

为降低可能发送不成功的概率,传输节点有 3 次重新发送应答的机会:若发送应答后,在规定的时间内没有收到目的节点的 ACK,说明对方不在实际通信范围内或者对方节点已经失效,则传输节点调整为较短的路由半径再次发送。

节点发送应答失败重发示意图及各时段关系如图 7、图 8 所示。

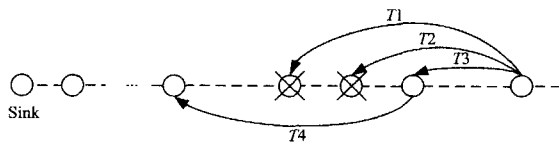


图 7 节点发送应答失败重发示意图

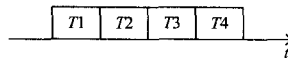


图 8 各时间段关系图

图 7 中 T 表示一次发送应答和等待 ACK 的时间。

因为在同一信道中,为了防止信息间的相互干扰,在节点发送应答时隙中加入延时阶段,以便与下一个应答时隙的数据发送和接收做一个隔离。等到延时结束,相邻节点开始发送应答帧时,前一个应答帧已经传送到足够远的距离,避免与当前的应答帧产生冲突。因为本协议的路由半径设计为在合适的区间内选择尽可能大的值,所以节点总是往尽可能远的距离发送数据。这种方式的好处是,当节点 a 向前发送一个数据帧,且该数据帧在进行第三跳时,节点 a 的下一个节点 $a+1$ 及其通信范围内的其他节点已监听不到该数据帧了,此时, $a+1$ 开始发送数据将不会与前一条数据相互干扰,如图 9 所示。此情况下,各时段的关系如图 10 所示。

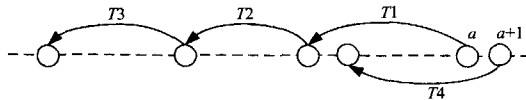


图 9 相邻节点发送应答时间示意图

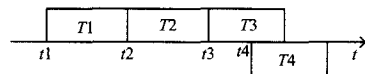


图 10 各时间段关系图

即节点 $a+1$ 开始发送应答包的时间点 t_4 应满足: $t_4 - t_1 \geq t_3 - t_1$, 且该延时长度的设置与节点的发送数据率有关。

3.2.3 节点应答机制对“热区”问题的改善

最容易出现“热区”问题的时刻通常是广播之后通信范围内节点都回复应答的时刻。由于本应答机制中,一次广播后,在该广播范围内的所有节点的初始路由半径是一致的,因此如图 11 所示,在路由半径相同的情况下,相邻节点各自的下一跳转发节点也是相邻的节点,而没有固定的簇头节点。转发节点在网络中的分布更加均匀,能耗分布也更加均衡,因而“热区”问题也会大大地减少。此情况下,各时段的关系如图 12 所示。

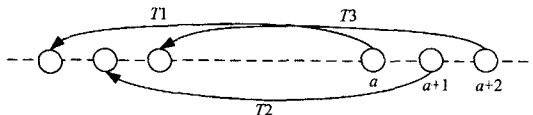


图 11 各相邻节点传输路径示意图

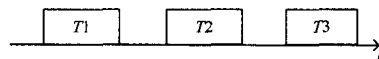


图 12 各时间段关系图

3.3 最优传输距离的自适应路由调整策略

3.3.1 路由半径的初始化

在路由半径建立的初始化阶段, Sink 按传输节点的地址从小到大逐个给节点发送 3 次单播查询命令, 节点收到命令后给予应答。

若 Sink 收到的应答是一跳到达, 并且 3 次查询命令均有收到, 则说明 $PRR=1$, Sink 记录接收到的 RSSI 均值, 并继续给下一个节点发送查询命令。

若 Sink 收到的应答是一跳到达, 但是 3 次查询命令存在某次没有应答的情况, 则 Sink 给该节点再发送 6 次查询命令, 若总共的 10 次通信的 $PRR \geq 90\%$, 则记录接收到的 RSSI 均值, 并继续给下一个节点发送查询命令。

若 Sink 收到的应答是一跳到达, 但是 $PRR < 90\%$, 则将上一个节点的 RSSI 均值 $RSSI_i$ 作为能得到正确解析的 RSSI 的阈值保存起来, Sink 到上一个节点的地址差即为初始的路由半径值, 路由半径初始化过程结束。

若 Sink 收到的应答不是一跳到达, 则同样将上一个节点的 RSSI 均值 $RSSI_i$ 将作为能得到正确解析的 RSSI 的阈值保存起来, Sink 到上一个节点的地址差即为初始的路由半径值, 路由半径初始化过程结束。

3.3.2 路由半径的继承

为了不使网络在每次通信前都再确定一次路由半径, 路由半径应该是可继承和可本地调节的。假设 Sink 节点与其他传输节点的传输能力是相同的, 又由于在当前时刻及其之后很短的一段时间内外界影响对所有节点来说是基本相同的, 因此 Sink 节点通过 PRR 值判断得到的路由半径值也适用于之后一小段时间内各传输节点的路由半径; 同样, RSSI 阈值 $RSSI_i$ 也可作为其下一跳节点的参考值。

节点接收到 Sink 或其他节点发来的数据时, 将提取数据帧头中的路由半径值(见表 1)作为自身的路由半径, 并由此计算其下一跳的目的地址, 且此路由半径值也随数据帧传递给下一个目的节点。

3.3.3 路由半径的调节

在户外环境下, 为了适应外界无线环境的变化, 使节点能够在最佳的通信状态下保证最大传输距离, 需要对传输路由半径进行调节。

广播方式下, 路由半径的调节分为 3 种情况。

(1) 若一次广播之后, 原路由半径内最远距离的节点 i 监听到该广播的 $RSSI_i$, 则有 $RSSI_i - RSSI_i > \Delta RSSI$, 其中, $\Delta RSSI$ 表示相差了两个节点的 RSSI 的差值。换句话说, 若监听到节点 $s-k$ 返回应答时的 RSSI 为阈值 $RSSI_i$, 其中 $k \geq 2$, 说明外界环境变化引起无线模块的射频通信距离变长, 且最大传输距离已超过了原最大传输距离两个以上节点的距离, 因此路由半径可做相应的增加。

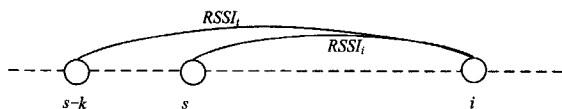


图 13 节点 i 监听到 $s-k$ 的 RSSI 为阈值 $RSSI_i$

如图 13 所示, 若节点 i 监听到的节点 $s-k$ 的 RSSI 等于 $RSSI_i$, 则新的路由半径为原路由半径与 k 值之和, 并且下一跳广播的发起节点 i 将此修正后的路由半径值传递下去。

(2) 监听广播阶段结束后, 若监听到的不是原路由半径内最远距离的节点 i 的广播, 而是 $i-k$ (其中 $k \geq 1$) 的广播, 说明外界环境变化导致通信距离变短, 则下一跳广播的发起节点 $i-k$ 传递下去的新的路由半径为原路由半径与 $(i-k)$ 之差。

(3) 若作为下一跳广播的发起节点, 在某一路由半径下, 其统计 $PRR \geq 90\%$, 则在 RSSI 变化未超出范围的情况下, 该节点传递下去的新的路由半径为原路由半径加 1。

单播方式下, 路由半径的调节分为两种情况。

(1) 节点 i 接收到发给自身的数据后, 同样判断该信号的 $RSSI_i$, 若有 $RSSI_i < RSSI_i$, 说明外界环境变化引起传输距离变短, 则新的 RSSI 阈值为 $RSSI_i$, 路由半径继承于接收到的路由半径, 若发送的数据没有应答, 则通过重发的方式(见 3.2.2 节)调整, 使之适应新的环境变化。

(2) 若接收节点 i , 在某一路由半径下, 其统计 $PRR \geq 90\%$, 则在 RSSI 变化未超出范围的情况下, 节点 i 传递下去的新的路由半径为原路由半径加 1。

4 仿真与实验

本文通过 Matlab 进行仿真, 仿真场景为: 节点与 Sink 呈长链状分布, 各节点间距为 20m, 设置信号的初始最远传输和监听距离在当前环境下为 100m。最后, 在实际的室外环境下, 使用无线节点进行了实际物理测试。

4.1 链路分级同步机制性能评估

RAMD 的 MAC 层协议采用分级同步机制, 即在每个发起广播的节点的最佳通信范围内采用 TDMA 方式。以下仿真比较在一跳范围内 TDMA 与 CSMA/CA 在不同的节点个数下的包接收率。

设定节点物理层数据率为 2Mbps; 误码率 $BER = 10^{-6}$; CSMA/CA 的二进制指数竞争窗口 $CW = 32$, 时隙间隔 = 20us, 最大退避时间 = 1200 时隙; TDMA 的时隙间隔为 10ms; 仿真时间为 200s。

图 14 示出了不同网络规模下两种协议的包接收率变化曲线。

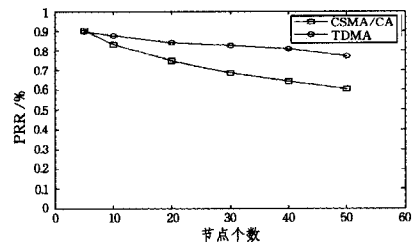


图 14 不同节点个数下 CSMA/CA 和 TDMA 包接收率的比较

从图中可以看出, TDMA 协议的包接收率比 CSMA/CA 协议的高。这是由于 CSMA/CA 协议基于竞争方式分配资源, 对信道的接入是随机的, 只要节点有需求便会对接道进行接入竞争, 这样产生的冲突无法避免, 因而包接收率较低; 而 TDMA 协议基于预留方式分配资源, 每个节点信息已知, 这

样分配产生的冲突很小,且控制开销不大,因此有较高的包接收率。

4.2 时间延迟性能评估

该仿真对比 RAMD 与另外两种典型的路由协议即层次路由协议 LEACH^[1]和顺序传输路由协议 GEAR^[4]之间的平均端到端传输时延性能。LEACH 协议中,网络以最大传输距离划分为相邻 5 个节点一组的簇,簇首由簇中节点轮流担任;GEAR 协议中,节点发射功率降低,仅相邻节点可以接收到数据。

假设通信距离由于环境变化有±20%的增减,当最远通信距离小于源节点到目的节点的距离时,数据的丢包率为 50%,且最多重传 3 次;当源节点到目的节点的距离在最远通信距离之内时,数据的丢包率为 95%。设每个数据包的长度为 255bit,通信时隙 slot 为 200ms,3 种协议的网络节点发送速率相同,均为 1 packet/slot。图 15 为网络规模分别为 20 个节点、100 个节点和 200 个节点时,3 种协议在 3 种不同通信距离长度下,所有节点的平均时延比较。

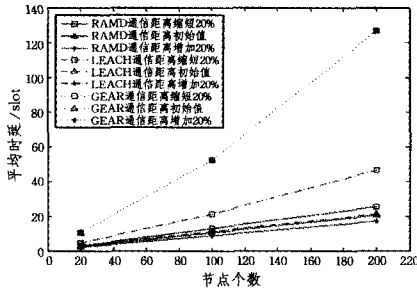


图 15 不同网络规模、不同通信距离时 3 种协议平均时延的比较

从图 15 看出,当通信距离的初始值为 100m 时,由于 RAMD 协议和 LEACH 协议都使用了最大通信距离分簇传输,因此二者的平均时延相差不大,RAMD 只比 LEACH 少了几个时隙。当通信距离缩短 20%后,由于自适应调整了路由半径,RAMD 协议的传输路由相应缩短,仅造成极少量的数据丢失,增加的跳数使得平均时延略有增大;而 LEACH 协议由于簇首之间的传输信号变弱,导致重传增多,平均时延增加了几乎一倍;当通信距离增加 20%后,RAMD 协议自适应延长路由半径,减少跳数使得平均时延降低,而 LEACH 协议对此没有优化,平均时延不变。GEAR 协议在这 3 种通信距离下的平均时延几乎保持不变,但总体较前两种协议的平均时延要多出很多。从网络的节点规模来看,随着网络节点个数的增多,RAMD 协议在传输时延方面的优势也越明显。

假设通信半径为 100m,其他条件同上一例,图 16 示出在源节点到 Sink 节点距离固定的情况下,当通信距离变化且分别采用 3 种协议时,数据包需要经过的跳数。

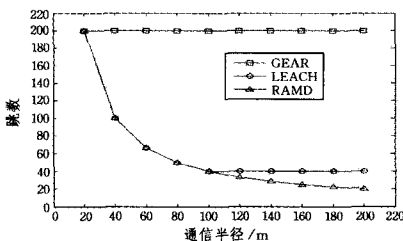


图 16 3 种协议下不同通信半径与跳数的关系比较

从 3 种协议的跳数也可以看出数据传送的特征,RAMD 协议在控制参与转发数据分组的节点数方面更占优势,减少转发跳数可限制或保证数据分组重复传送的程度,均衡传感器网络的能源有效性和传送可靠性,在保证网络具有较长的网络寿命的同时降低“热区”效应。

4.3 网络吞吐率评估

以 Sink 节点发送广播后,各节点回复应答的场景为例。假设传输过程中,通信距离有 50%的概率波动±20%的幅度,当源节点到目的节点的距离在最远通信距离之内时,数据的丢包率为 95%;当最远通信距离小于源节点到目的节点的距离时,数据的丢包率为 50%;且 3 种协议的通信波特率相同。3 种协议在 20 节点、100 节点、200 节点 3 种网络规模下的吞吐率如图 17 所示。

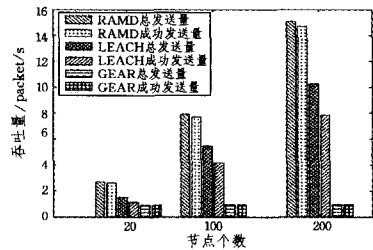


图 17 不同网络规模的 3 种协议的吞吐率的比较

从图 17 中可以看出,由于 RAMD 协议以最大通信距离传输,数据到达 Sink 节点的传输效率最高,因此吞吐率在 3 种协议中是最高的,其成功发送量由于路由半径随时根据通信距离调整,保持着 95%的丢包率,与总发送量相差不大;当通信距离变短时,LEACH 协议丢包率增大,因此成功发送量比总发送量明显降低;GEAR 协议调整发射功率,使数据仅发送给邻居节点,因此总发送量与成功发送量几乎相等且低于 1packet/s。另外,随着网络规模的增大,RAMD 协议吞吐率增大的幅度最大,而 GEAR 协议几乎不变。

4.4 实际物理测试

为了进一步验证该协议的有效性,进行多次实际物理平台的测试,通信模块采用自主研发的 433MHz 无线模块(见图 18),其最大可视通信距离达 1000m 以上。

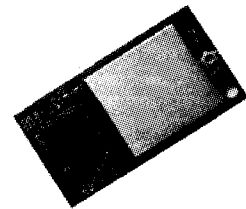


图 18 433MHz 短距离无线通信模块

4.4.1 RSSI 阈值的确定

路由半径初始值依靠 RSSI 阈值来确定,阈值的选择关系到能否得到最佳路由半径以及路由半径调节的速度。若其过大,则路由半径初始值减小,PRR 增大,路由调节速度减缓;若其过小,则路由半径初始值增大,PRR 降低,路由调节速度加快。

为了平衡最优接收成功率和最大路由半径,通过实验的方式作出 RSSI 与 PRR 的关系图,从中提取合适的阈值。

模块发射功率为 18dBm,发送速率为 9.6kbps,监测接收

同步获取 RSSI,并统计相应 RSSI 下的 PRR,结果如图 19 所示。

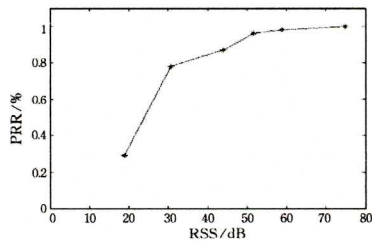


图 19 不同 RSSI 下的 PRR 统计

从图 19 可以看出,在 RSSI 为 55dB 以上时,PRR 接近于 1;RSSI 大于 50dB 时,PRR 都在 90% 以上;而 RSSI 小于 50dB 时,PRR 下降得很快。因此,为了保证较好的传输质量,并且易于统计,取 PRR 为 90% 时的 RSSI 为阈值是较为合理的。

4.4.2 协议整体测试

测试现场如图 20 所示。

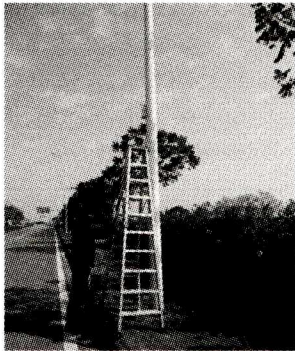


图 20 测试现场

以 Sink 节点发送一次广播其下所有传输节点都回复为一个周期,周期时长最大值设为 120s,共进行了 800 个周期的通信。网络规模为 200bit,分布于总长 3.8km 的道路两边的路灯灯柱上,如图 21 所示。节点设备离地约 2.5m,同排路灯间隔约 20m,道路宽约 30m。

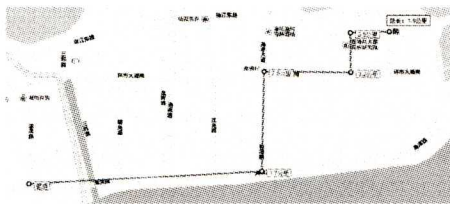


图 21 实验节点分布示意图

图 22 为长链状网络 200 个节点室外进行 800 次端到端通讯的测试结果。

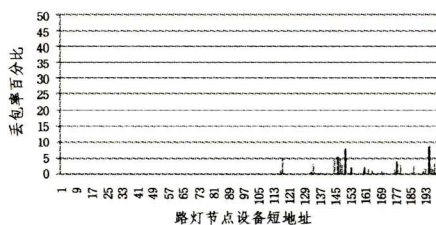


图 22 200 个节点室外测试 800 次的丢包率分布图

从图 22 中可以看出,200 个节点的室外测试中,前 116 个节点的丢包率为 0%,116 之后的节点开始出现丢包的情况,但丢包率都在 10% 以下。按丢包数和相应节点个数分别统计丢包率和节点所占比例,如表 1 所列。

表 1 200 点室外测试 800 次丢包数情况统计表

丢包数	丢包率/%	节点数	所占百分比/%
0	0	161	80.5
1~5	0.125~0.625	14	7
6~15	0.625~1.875	10	5
16~25	1.875~3.125	6	3
26~45	3.125~5.625	7	3.5
46~70	5.625~8.75	2	1

结束语 针对长链状无线传感路由建立复杂、网络传输时延长、“热区”效应明显等固有的问题,本文提出了 RAMD 协议,该协议描述了路由半径的概念,借助 RSSI 与距离的关系,初始化与调节路由半径,并通过路由半径的继承使整个网络非常方便地建立路由,且能根据外界环境变化自适应调节最优路由;同时,协议设计了与之相适应的冲突避免机制,使网络传输在时延和“热区”效应方面得到了极大的改善。分析与仿真表明,较典型的分层路由协议和顺序传输路由协议,RAMD 协议在时延和网络吞吐率方面的性能有很大的提高,实际物理实验也证明了 RAMD 协议在 200 节点长链状网络中的数据丢包率达到一个很低的水平。

本协议适用于智慧路灯、智能电网、油气管道等网络监控节点呈长链状拓扑且各节点大致等间距分布的无线传感网络。下一步,将通过具体的应用进一步验证和改进该网络协议。

参考文献

[1] MHATER V,ROSENBERG C.Homogeneous VS Heterogeneous Clustered Sensor Networks; A Comparative Study[C]// Proc. of IEEE Int’l Conference on Communications. IEEE Press,2004.

[2] KUO Y C,CHEN J L. An Energy Efficient DSR Protocol in Mobile Ad-hoc Networks[C]//Proceedings of 2012 2nd International Conference on Advanced Materials and Information Technology Processing(AMITP 2012). 2012.

[3] ZHANG M L,ZHAO M. Research of improved algorithm of minimum hop count routing of underground wireless sensor networks[J]. Industry and Mine Automation, 2015, 41(7): 78-83. (in Chinese)

张麦玲,赵敏. 井下无线传感器网络最小跳数路由改进算法研究[J]. 工矿自动化,2015,41(7):78-83.

[4] YU Y,ESTRIN D,GOVINDAN R. Geographical and Energy-Aware Routing: A Recursive Data Dissemination Protocol for Wireless Sensor Networks; Technical Report; UCLA-CSD TR-01-0023[R]. 2001.

[5] JIANG X. S-MAC Protocol of Wireless Sensor Network[J]. ZTE Communications,2007,5(3):44-47.

[6] ZHOU L M,TIAN B,LIAO T. Researchon T-MAC protocol of wirelesssens or networks[J]. Transducerand Microsystem Technologies, 2007,26(6):36-38(in Chinese)

- 周丽敏,田斌,廖婷. 无线传感器网络 T-MAC 协议的研究[J]. 传感器与微系统, 2007, 26(6): 36-38.
- [7] CHEN F, HAO L. LC-MAC: An Efficient MAC Protocol for the Long-Chain Wireless Sensor Networks[C]//Third International Conference on Communications and Mobile Computing. 2011; 495-500
- [8] KARIMI B, NAMBOODIRI V. On the Capacity of a Wireless Backhaul for the Distribution Level of the Smart Grid[J]. IEEE Systems Journal, 2014, 8(2): 521-531,
- [9] ZHOU Y, LIU J, ZHENG L N, et al. Link-Utility-Based Cooperative MAC Protocol for Wireless Multi-Hop Networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2011, 10(3): 995-1005
- [10] YANG X W. Research of Topology Control and MAC Protocol in Strip-based Wireless Sensor Network[D]. Hefei: Hefei University of Technology, 2012. (in Chinese)
杨希望. 带状无线传感网中拓扑控制和 MAC 协议研究[D]. 合肥: 合肥工业大学, 2012.
- [11] LIN J R, ZHU B H. Wireless Sensor Networks Hybrid MAC Protocol for Overhead Transmission Line Monitoring[J]. Computer Science, 2012, 39(9): 47-59. (in Chinese)
林俊如, 朱宝晖. 一种面向输电线路监测的 WSN 混合式 MAC 协议[J]. 计算机科学, 2012, 39(9): 47-59.
- [12] ZHANG X, ANSARI J. Enabling Rapid Prototyping of Reconfigurable MAC Protocols for Wireless Sensor Networks[C]//2013 IEEE Wireless Communications and Networking Conference(WCNC); MAC. 2013
- [13] LIN S, ZHANG J, ZHOU Q, et al. ATPC: aaptive transmission power control for wireless sensor networks[C]//Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensory Stems. 2006; 223-236.
- [14] WANG B, WU G, WANG S, et al. Localization Based on Adaptive Regulated Neighborhood Distance for Wireless Sensor Networks With a General Radio Propagation Model [J]. IEEE Sensors Journal, 2014, 14(11): 3754-3762.
- [15] ZUNIGA M. Analyzing the transitional region in low power wireless links [C]// First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, 2004 (IEEE SECON 2004). 2004; 517-526.
- [16] KOLAR V, RAZAK S. Interference across Multi-hop Wireless Chains[C]// IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications. 2009; 288-294.
- [17] AÍSA J, Villarroel J L. WICKPro: A Hard Real-Time Protocol for Wireless Mesh Networks with Chain Topologies[C]//European Wireless Conference. 2010; 163-170.
- (上接第 96 页)
- 郭文忠, 苏金树, 陈澄宇, 等. 无线传感器网络中带复杂联盟的自适应任务分配算法[J]. 通信学报, 2014, 35(3): 1-10.
- [14] HEINZELMAN W B, CHANDRAKASAN A P, BALAKRISHNAN H. An application specific protocol architecture for wireless micro-sensor networks [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2002, 1(4): 660-670.
- [15] CHEN J X, YU H B. An Updating Scheme of the Working Dynamic Coalition for Collaborative Task Allocation in Wireless Sensor Networks[J]. Chinese Journal of Sensors and Actuators, 2009(4): 499-504. (in Chinese)
陈剑霞, 于海斌. 一种面向无线传感器网络协同任务分配的动态联盟更新机制[J]. 传感技术学报, 2009(4): 499-504.
- [16] ZHANG J. Study of Agent Role Model and Construction Method of Multi-agent System [D]. Qingdao: Shangdong University, 2012. (in Chinese)
张健. Agent 角色模型与多 agent 系统构造方法研究[D]. 青岛: 山东大学, 2012.
- [17] CHEN Y. Research on Adaptive Task Allocation Algorithm in Wireless Sensor Network [D]. Fuzhou: Fuzhou University, 2011. (in Chinese)
陈颖. 无线传感器网络自适应任务分配算法的研究[D]. 福州: 福州大学, 2011.
- [18] GENESERETH M R, KETCHET S P. Software Agents [J]. Communication of the ACM, 1993, 37(7): 48-53
- [19] ZHENG B, LOU X Y, CUI B T. Energy Optimization Based on Position Weight PSO in WSNs[J]. Journal of Jiang Nan University(Natural Science Edition), 2014, 13(5): 568-571. (in Chinese)
郑波, 楼旭阳, 崔宝同. 基于位置加权粒子群算法的 WSNs 能量优化[J]. 江南大学学报(自然科学版), 2014, 13(5): 568-571.
- [20] KENNY J, EBERHART R C. A Discrete Binary Version of the Particle Swarm Algorithm[C]//Proc of the IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics. Orlando, US, 1997; 4104-4108.
- [21] ZHU T, LI X F, LU M W. Improved particle swarm optimization algorithm with position weighted[J]. Computer Engineering and Applications, 2011, 47(5): 4-6. (in Chinese)
朱童, 李小凡, 鲁明文. 位置加权的改进粒子群算法[J]. 计算机工程与应用, 2011, 47(5): 4-6.
- [22] SHI Y, EBERHART R C. A modified particle swarm optimizer [C]//Proc of the 1998 IEEE International Conference on Evolutionary Computation. Anchorage, Alaska, 1998; 69-73.
- [23] HOU J B, FAN X G, WANG W L, et al. Cluttering strategy of wireless sensor networks based on improved discrete particle swarm optimization [C]// Sixth International Conference on Natural Computation. Yantis, China; IEEE, 2010; 3866-3870.
- [24] LESSER V, ORTIZ C L, TAMBE M. Distributed Sensor Networks: a Multi-agent Perspective [M]. Kluwer Academic Publishers, 2003.
- [25] ARMSTRONG R, HENSGEN D, KIDD T. The relative performance of various mapping algorithms is independent of sizeable variances in run time predictions [C]//Proc of the 7th IEEE Heterogeneous Computing Workshop. Orlando, USA, 1998; 79-87.