

无线传感 mesh 网络的分段地址分配策略及其路由

袁利永^{1,2} 朱艺华¹ 邱树伟¹

(浙江工业大学计算机科学与技术学院 杭州 310014)¹ (浙江师范大学行知学院 金华 321004)²

摘 要 无线传感器网络中的设备具有能量、缓存空间、通信和计算能力受限的特点。因此,无线传感器网络路由算法需要具备低存储开销、低计算复杂度、无路由发现等特征。HiLow 是一种分层路由协议,它完全符合上述特点,且比 IEEE 802.15.5 具有更好的路由特性。但 HiLow 存在一些不足,如地址利用率低、仅适用于小规模网络等,无法应用于如环境监测、动物保护等具有较多节点数量和较大网络规模的应用场景。提出了一种两段地址分配策略 TFA,它将 16 位地址分成两段,前段地址用于全功能设备的地址分配,后段地址用于精简功能设备的地址分配。理论分析和数值仿真显示,相比于 HiLow,TFA 具有更大的地址利用率和路由树最大深度,能够适用于更大规模的无线传感网络。分析了 TFA 的 mesh 路由优化特性,提出了基于 TFA 的 mesh 路由算法。仿真结果表明,基于 TFA 的 mesh 路由在存储空间使用和能耗等方面都优于 IEEE 802.15.5。

关键词 层次路由算法,地址分配,无线传感网络,mesh 路由,IEEE 802.15.5

中图分类号 TN92 文献标识码 A DOI 10.11896/j.issn.1002-137X.2016.6.024

Segmented Address Assignment Policy and Routing for Wireless Sensor Mesh Networks

YUAN Li-yong^{1,2} ZHU Yi-hua¹ QIU Shu-wei¹

(College of Computer Science & Technology, Zhejiang University of Technology, Hangzhou 310014, China)¹

(Xingzhi College, Zhejiang Normal University, Jinhua 321004, China)²

Abstract As the wireless sensor network device has requirements such as low power, low cost, small size and other requirements, its communication capability, computing power and memory space are extremely restricted. So, wireless sensor network routing algorithm must have the following characteristics: low storage overhead, low routing computation, no route discovery, et al. HiLow is a hierarchical routing protocol. It compliant with aforementioned characteristics and has better routing performance than IEEE 802.15.5. Since there are still problems such as low address utilization rate, only applicable to small-scale networks, HiLow cannot be applied in WSN application scenarios, such as environmental monitoring, animal protection, which require the deployment of a large number of sensor nodes. In this paper, we proposed a two-fragment address policy (TFA), in which 16-bit address is divided into two fields, the significant field is used for address allocation of full function devices, and the insignificant field is used for address allocation of reduced function devices. TFA has a higher address utilization rate and a larger maximum depth of routing tree than those of HiLow, which means that TFA is suitable for larger-scale networks. We also analyzed the features of TFA which can be used to optimize routing, and proposed a mesh routing algorithm based on local link state and TFA. Simulations show that the TFA based mesh routing outperforms IEEE 802.15.5 in terms of memory usage and energy consumption.

Keywords Hierarchical routing, Address allocation, Wireless sensor network, Mesh routing, IEEE 802.15.5

1 引言

无线传感器网络(Wireless Sensor Network, WSN)以其低功耗、低成本、分布式和自组织的特点带来了信息感知的一场变革^[1],已经广泛应用于军事、工业、交通、环保等领域,是实现物联网感知层最可行的技术^[2]。由于 WSN 设备受大小和成本的制约,其通信能力、计算能力和缓存空间都受到较大

的限制,因此 WSN 的路由算法须满足以下特点^[3]:1)路由算法尽可能简单,路由操作计算量尽可能小;2)每个节点需要维护的路由信息尽可能少;3)具有良好的扩展性,能够适用于大规模网络;4)能够适应链路质量和网络拓扑结构的变化,路由算法具有一定的鲁棒性,并对移动性提供一定的支持;5)具有与其它网络良好的交互性,支持主流的 MAC 层和 PHY 层标准(如 IEEE 802.15.4 标准)。随着 WSN 的广泛应用以及它

到稿日期:2015-05-28 返修日期:2015-09-26 本文受国家自然科学基金重点项目(61432015),国家自然科学基金面上项目(61379124, 61472367)资助。

袁利永(1978—),男,博士生,讲师,CCF 会员,主要研究方向为无线传感网络、无线 mesh 网络,E-mail:651477584@qq.com;朱艺华(1961—),男,博士,教授,博士生导师,主要研究方向为无线网络、网络编码、移动计算等;邱树伟(1979—),男,博士生,讲师,主要研究方向为能量捕获无线传感网络、网络编码等。

与物联网的深入结合,节点之间的通信不再只是从传感器到汇聚节点的单一模式,还包括任意两个传感器之间的通信。为了减少通信能耗,提高网络的可靠性,路由算法支持 mesh 路由由显得尤为重要。

目前,基于 IEEE 802.15.4 标准^[4]并具有 mesh 功能的主流路由协议主要有 RPL^[5]、ZigBee^[6]和 IEEE 802.15.5^[7]。RPL 采用有向无环图(Directed Acyclic Graph, DAG)构建网络,从而实现路径的冗余和对 mesh 的支持。RPL 对从传感器到汇聚节点的通信模式提供了良好的支持^[8],而对任意两个传感器之间通信的支持并不理想。ZigBee 和 IEEE 802.15.5 采用树型结构来构建网络,它们将网络拓扑信息蕴含在节点的地址中,从而避免了大量路由信息的维护,实现了路由算法的简单性,并对任意两个传感器之间的通信提供了良好的支持,这种特点非常符合 WSN 的路由要求。除 ZigBee 和 IEEE 802.15.5,层次路由协议 HiLow^[9]也采用了类似的思想,它采用了广度优先的地址分配方法,在路由方面具有比 IEEE 802.15.5 和 ZigBee 更好的特性,且计算处理更加简单。

基于 802.15.4 标准的 WSN 已经广泛应用于环境监测、军事、动物保护等领域,这些 WSN 往往具有较大的网络规模和较多的传感器节点^[10]。HiLow 在全功能设备(Full Function Device, FFD)数量小于简化功能设备(Reduced Function Device, RFD)的网络中存在地址利用率低、仅适用于规模较小的网络等缺点,因此无法应用于环境监测、动物保护等较大规模的 WSN 应用场景。本文针对 HiLow 存在的一些不足,提出了一种分段地址分配策略及基于该策略的 mesh 路由算法。本文的主要贡献如下:1)提出了两段地址分配策略(Two Fragment of Address, TFA),它比 HiLow 具有更大的地址利用率和路由树最大深度,从而能适用于较大规模的无线传感网络;2)分析了 TFA 的 mesh 路由优化特性,提出了基于 TFA 和局部链路状态的 mesh 路由算法,它比 IEEE 802.15.5 mesh 路由具有更小的存储需求、更小更均衡的网络能耗。

2 相关工作

由于 WSN 节点受到各种资源的限制,目前基于 IEEE 802.15.4 标准的主流 mesh 路由协议均采用将网络拓扑蕴含于节点地址的思想,从而避免路由发现过程,减小路由发现时延,节约存储空间(如不配置路由表),减少通信开销和能量消耗。IEEE 802.15.4 标准的 MAC 层提供了两种地址,即 64 位的 IEEE 地址和可分配的 16 位短地址。很多基于逻辑树的路由协议(例如 IEEE 802.15.5、ZigBee、HiLow、MRIL^[11]等)都是利用其可分配的 16 位短地址,通过特殊的地址分配机制将网络拓扑信息蕴含其中,从而实现无表路由。

IEEE 802.15.5 采用块地址分配机制为节点分配地址,即 mesh 协调器在初始阶段拥有全部地址,并将其自身地址设置为 0(它所拥有的地址块的首地址),然后为它的每个子节点分配一块连续的地址。每个子节点将自身地址设置为它所拥有地址块的首地址,并为它的每个子节点分配一块连续的地址。依次类推,直到所有节点都分配到了地址^[12]。上述块地址分配机制使得任意节点仅凭地址信息就能判断某个节点是否是其子孙节点,从而实现了无路由表路由。然而,IEEE 802.15.5 的块地址分配机制主要存在以下几个不足:1)节点无法判断某个节点是否是其祖先节点,从而对基于局部链路状态的 mesh 路由性能产生较大影响;2)在 IEEE

802.15.5 中,每个节点至少需要 5 个字节来表示其相关信息,因此其较大的节点开销会明显提高局部链路状态维护成本,增加能耗,缩短网络寿命。

文献^[13,14]分别提出了利用一跳邻居信息使得 ZigBee 无线网络具有 mesh 功能的增强树路由(Enhanced Tree Routing, ETR)和捷径树路由(Shortcut Tree Routing, STR)。ETR 和 STR 首先利用 ZigBee 簇树地址分配机制建立簇树网络,然后再利用每个节点的单跳邻居信息使网络具有 mesh 路由功能,从而提高 ZigBee 网络的可靠性和路由性能。ZigBee 的簇树地址分配机制采用了深度优化的地址分配方法,它使得任意节点仅凭地址信息就能判断某个节点是否是其子孙节点,从而实现无表路由,且存储节点地址所需空间比 IEEE 802.15.5 要小。另外,ZigBee 的簇树地址分配机制使得节点还能够判断某个节点是否是其祖先节点,但其计算方法和判断过程比较复杂^[14];对于某个未知的网络,确定 ZigBee 地址分配机制的相关参数存在一定的困难。

HiLow 是针对 6LoWPAN 提出的一种基于 Mesh-under 原理的分层路由算法,它采用广度优先的地址分配机制,唯一的参数 MC 表示一个 FFD 最多可以关联的子节点数。HiLow 的地址分配机制具体如下^[10]。

(1)网络协调器将自身地址设置为 0;

(2)假设某个节点的地址为 A_p ,则其第 i 个子节点的地址表示为:

$$C(i) = MC \times A_p + i, 1 \leq i \leq MC \quad (1)$$

与 IEEE 802.15.5 相比,HiLow 中的任意节点不但凭地址信息就可以判断出某一节点是否是其子孙节点,而且也方便地判断出某个节点是否是其祖先节点。另外,HiLow 能够方便地计算出任意节点的父节点地址,从而能够快速计算任意两个节点的最近共同祖先。这些特性能够较大幅度地改善基于局部链路状态的 mesh 路由性能。然而,由于 HiLow 对 FFD 和 RFD 采用一样的地址分配方式,而 RFD 只能作为叶子节点,它的后续地址无法被使用,从而导致较多的地址被浪费。图 1 描述了 RFD 子节点的后代地址无法被利用的例子。

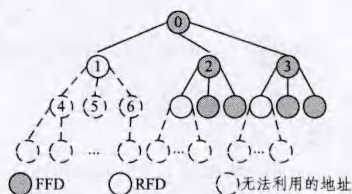


图 1 RFD 节点的后代地址无法被利用的例子

针对上述逻辑树路由协议存在的种种不足,本文提出了两段地址分配策略 TFA。TFA 保留了 HiLow 良好的路由特性,它比 IEEE 802.15.5 的块地址分配机制具有更好的 mesh 路由性能,比如 TFA 路由比 IEEE 802.15.5 路由具有更少的跳数。与 HiLow 相比,TFA 能够适用于更大规模的无线传感网络。另外,提出了基于 TFA 和局部链路状态信息的 mesh 路由算法。基于 TFA 的 mesh 路由算法首先利用 TFA 分配策略建立树型网络,然后再利用每个节点的若干跳邻居信息使网络具有 mesh 路由功能。基于 TFA 的 mesh 路由算法比 IEEE 802.15.5 mesh 路由具有更低、更均衡的网络能耗,以及更低的局部链路信息存储和维护开销。

3 两段地址分配方案

3.1 两段地址格式及其分配方法

由于 HiLow 对 FFD 和 RFD 采用一样的地址分配方式,但 RFD 只能作为终端节点使用,无法关联子节点,从而使得这些 RFD 的后代地址无法被利用,因此导致了 HiLow 较低的地址利用率,尤其是在 FFD 数量少于 RFD 的网络中。为了缓解这一问题,提出两段地址分配方法,即将节点的 16 位短地址划分为两段: $b_0 b_1 \dots b_{n_R-1} := b_{n_R} b_{n_R+1} \dots b_{15}$ 。其中, b_0, b_1, \dots, b_{15} 表示比特, F_0 由 n_R 个比特构成,称为路由器地址域, F_1 为终端设备地址域,冒号用于分隔两个域。在分配地址时,对于树根节点,其 F_0 域和 F_1 域均置为 0,即根节点的地址为“0:=0”。对于除根节点外的 FFD 节点,其 F_1 域置为 0,而 F_0 域由式(2)确定。

$$F_0(i) = RC \times A_p + i, 1 \leq i \leq RC \quad (2)$$

其中, RC 是一个 FFD 最多可关联的 FFD 子节点数量, A_p 表示父节点地址中 F_0 域的值。对于 RFD 子节点,在分配地址时,其 F_0 域取它所关联的 FFD 父节点的 F_0 域,其 F_1 域则从 1 开始至 EC 顺序分配。此处, EC 是 FFD 最多能关联的 RFD 个数。

下面举例说明上述两段地址分配方法(参数 RC 取 2, EC 取 3 的情况)。由于根节点“0:=0”的 F_0 域为 0,由式(2)可以得出根节点的两个 FFD 子节点 F_0 域分别为 1 和 2,对应于地址“1:=0”和“2:=0”。同理,对于 FFD “1:=0”,其两个 FFD 子节点的地址由式(2)计算得出,为“3:=0”和“4:=0”。依此类推,可以得出图 2 中各个 FFD 节点(灰色显示)的地址。对于每个 RFD 节点,其 F_0 域与其父节点的 F_0 域相同,其 F_1 域则顺序取 1 到 EC 之间的值。

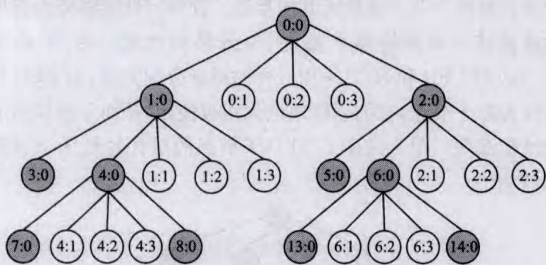


图 2 两段地址分配方法

3.2 地址利用率

两段地址分配方法仍然保留了 HiLow 地址分配方法在路由方面的优点,同时又可以提高地址利用率。下面讨论两段地址分配方法和 HiLow 地址分配方法的地址利用率。将地址利用率定义为可利用的地址数量与总的地址空间大小即 2^{16} (16 位地址总数)的比值。

下面分析本文的 TFA 和 HiLow 的地址利用率。假设每个 FFD 都能够关联 RC 个 FFD 和 EC 个 RFD,即 $MC=RC+EC$ 。

首先推导 TFA 的地址利用率。在 TFA 方案中, n_R 位 F_0 域可以取 2^{n_R} 个不同的值,而对于 F_0 域的每个值,在 F_1 域中可以分配给 RFD 的地址数为 EC 。所以, TFA 可用地址数可表示为

$$N_{TFA} = 2^{n_R} \times (1+EC) \quad (3)$$

EC 个 RFD 占用的比特数为 $\lceil \log_2(EC+1) \rceil$ (因为 F_1 域

不可全取 0), $\lceil \cdot \rceil$ 表示取最小整数上界。于是,

$$n_R = 16 - \lceil \log_2(EC+1) \rceil \quad (4)$$

根据式(3)和式(4),得到 TFA 的地址利用率为

$$R_{TFA} = \frac{N_{TFA}}{2^{16}} = \frac{(EC+1)2^{16-\lceil \log_2(EC+1) \rceil}}{2^{16}} = \frac{EC+1}{2^{\lceil \log_2(EC+1) \rceil}} = \frac{MC-RC+1}{2^{\lceil \log_2(MC-RC+1) \rceil}} \quad (5)$$

定理 1 TFA 地址分配策略的地址利用率满足

$$\frac{1}{2} \leq R_{TFA} \leq 1 \quad (6)$$

证明:因为 $\log_2(MC-RC+1) \leq \lceil \log_2(MC-RC+1) \rceil \leq \log_2(MC-RC+1)+1$,由式(5)得

$$1 = \frac{MC-RC+1}{2^{\log_2(MC-RC+1)}} \geq R_{TFA} \geq \frac{MC-RC+1}{2^{\log_2(MC-RC+1)+1}} = \frac{1}{2} \quad (7)$$

即式(6)成立,定理得证。

下面推导 HiLow 的地址利用率。首先推导几个引理。

引理 1 在 HiLow 地址分配策略所生成的树中,节点总数不大于 x 的满 MC 叉树的最大深度为

$$D_{\max}(x) = \lfloor \log_{MC}^{x(MC-1)+1} \rfloor - 1 \quad (8)$$

证明:假设 HiLow 地址分配策略生成的某棵 MC 叉树的前 n 层为满 MC 叉树,但前 $n+1$ 层不是满 MC 叉树,则根据 HiLow 的地址分配机制,前 n 层的节点个数为

$$1+MC+MC^2+\dots+MC^n = \frac{MC^{n+1}-1}{MC-1} \quad (9)$$

由于 $n+1$ 层不是满 MC 叉树,因此节点数量 x 满足

$$\frac{MC^{n+1}-1}{MC-1} \leq x < \frac{MC^{n+2}-1}{MC-1} \quad (10)$$

由式(10)可得

$$n+1 \leq \log_{MC}^{x(MC-1)+1} < n+2 \quad (11)$$

于是有

$$\lfloor \log_{MC}^{x(MC-1)+1} \rfloor = n+1 \quad (12)$$

其中, $\lfloor \cdot \rfloor$ 表示取最大的整数下界。因此,满 MC 叉树的最大深度 $D_{\max}(x) = n = \lfloor \log_{MC}^{x(MC-1)+1} \rfloor - 1$,即式(8)成立。

由于 16 位短地址的节点总数为 2^{16} ,由引理 1 可知,HiLow 地址分配策略生成的节点总数不大于 2^{16} 的满 MC 叉树的最大深度为

$$d = D_{\max}(2^{16}) = \lfloor \log_{MC}^{2^{16}(MC-1)+1} \rfloor - 1 \quad (13)$$

当 $RC=1$ 时,网络中的所有 FFD 组成一个线型网络,在实际应用中非常少见,因此本文仅考虑 $RC \geq 2$ 的情况。由于每个 FFD 节点可以关联子节点,而 RFD 节点则不能,因此在 HiLow 地址分配机制下,可用地址数的最大值在以下情形产生: d 层子树中的每个 FFD 枝节点都有 RC 个 FFD 和 EC 个 RFD,剩余节点分布在第 $d+1$ 层。此时,前 d 层的节点数为 $1+MC \times \sum_{j=0}^{d-1} RC^j$,而 $d+1$ 层的节点数为 $\text{Min}\{MC \times RC^d, 2^{16} - (1+MC \times \sum_{j=0}^{d-1} MC^j)\}$ 。因此,在 HiLow 策略下,可以接入网络的最大节点数即最大可利用地址数为

$$N_{\text{HiLow}} = (1+MC \times \sum_{j=0}^{d-1} RC^j) + \text{Min}\{MC \times RC^d, 2^{16} - (1+MC \times \sum_{j=0}^{d-1} MC^j)\} = \text{Min}\{MC \times RC^d, 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1}\} + \frac{MC(RC^d-1)}{RC-1} + 1 \quad (14)$$

这样,HiLow 的地址利用率为

$$R_{HiLow} = \frac{N_{HiLow}}{2^{16}}$$

$$= \frac{1}{2^{16}} [\text{Min}\{MC \times RC^d, 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1}\} + \frac{MC(RC^d-1)}{RC-1} + 1] \quad (15)$$

引理 2 当 $2 \leq RC \leq EC$ 且 $MC \leq 12$ 时, 式(16)成立。

$$\frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} \geq RC^d \cdot MC + 2(MC \sum_{j=0}^{d-1} RC^j + 1) \quad (16)$$

将不等式(16)的左边展开, 得到式(17)。

$$1 + MC + MC^2 + MC^3 + \dots + MC^{d-1} + MC^d \quad (17)$$

将不等式(16)的右边展开, 得到式(18)。

$$2 + 2MC + 2MC \times RC^1 + 2MC \times RC^2 + \dots + 2MC \times RC^{d-1} + MC \times RC^d \quad (18)$$

由于 $RC \leq EC$ 且 $RC + EC = MC$, 将 $RC = MC/2$ 代入式(18), 得到不等式(19)。

$$\text{式(18)} \leq 2 + 2MC + MC^2 + \frac{MC^3}{2} + \dots + \frac{MC^d}{2^{d-2}} + \frac{MC^{d+1}}{2^d} \quad (19)$$

首先, 比较式(17)和式(19)的前 4 项, 式(17)的前 4 项减去式(19)的前 4 项得到 $\frac{MC^3}{2} - MC - 1$, 根据 $MC \geq 2RC$ 且 $RC \geq 2$ 的假设, 上式大于 0。因此式(17)的前 4 项大于式(19)的前 4 项。

其次, 比较式(17)和式(19)的第 5 项到第 d 项, 由于式(17)的第 5 项到第 d 项的系数都小于 1, 因此式(17)的第 5 项到第 d 项都大于式(19)的对应项。

最后, 比较式(17)和式(19)的剩余部分, 根据 $MC \leq 12$ 的假设, 显然有 $d \geq 4$ 成立, 故 $MC \leq 2^d - 4$ 成立, 从而 $MC^d \geq \frac{MC^d}{2^{d-2}} + \frac{MC^{d+1}}{2^d}$ 成立。即式(17)的剩余部分不小于式(19)的剩余部分。

因此, 不等式(16)成立。

定理 2 当 $2 \leq RC \leq EC$ 且 $MC \leq 12$ 时, HiLow 地址分配策略的地址利用率 $R_{HiLow} \leq \frac{1}{2}$ 。

证明:

$$1) \text{ 当 } RC^d \cdot MC \leq 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} \text{ 时, 依此及引理 2 可得}$$

$$2^{16} \geq RC^d \cdot MC + \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1}$$

$$\geq 2RC^d \cdot MC + 2(MC \sum_{j=0}^{d-1} RC^j + 1)$$

$$= 2(RC^d \cdot MC + MC \frac{RC^d-1}{RC-1} + 1) = 2N_{HiLow} \quad (20)$$

因此, $N_{HiLow} \leq 2^{15}$, 由此及式(15), 得到 $R_{HiLow} \leq \frac{1}{2}$ 。

$$2) \text{ 当 } RC^d \cdot MC > 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} \text{ 时, 由式(14)及引理 2,}$$

得

$$N_{HiLow} = 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} + \frac{MC(RC^d-1)}{RC-1} + 1$$

$$\leq 2^{16} - \frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} + \frac{1}{2} (\frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} - RC^d \cdot MC)$$

$$= 2^{16} - \frac{1}{2} (\frac{MC^{d+1}-1}{MC-1} + RC^d \cdot MC)$$

$$< 2^{16} - \frac{1}{2} \times 2^{16} = 2^{15} \quad (21)$$

由此及式(15), 得到 $R_{HiLow} \leq \frac{1}{2}$ 。

由定理 1 和定理 2 获悉, 在 $2 \leq RC \leq EC$ 且 $MC \leq 12$ 时, 本文提出的 TFA 的地址利用率高于 HiLow 的地址利用率。

3.3 参数 RC 与 n_R 的讨论

如果 RC 取值过大, 而在实际应用中一个 FFD 的 FFD 子节点过少, 会导致大量地址浪费; 而当 RC 取值过小, 且当 FFD 子节点数量已达到 RC 时, 如果新的设备加入, 将无法为其分配地址, 从而导致产生 FFD 孤立节点。下面对参数 RC 的取值进行讨论。

在假设 FFD 节点被均匀分布的网络中, 以网络协调器为中心, 以传感器节点无线电通信距离 r 为基本单位, 以 r 为半径增量逐层向外画圆环, 可得到图 3 所示的通信层次图。



图 3 通信层次示意图

分析图 3 可知, 第 k 层圆环的面积可表示为

$$\text{area}(k) = k^2 \times \pi \times r^2 - (k-1)^2 \times \pi \times r^2 \quad (22)$$

根据前面节点均匀分布的假设, 第 $k+1$ 层节点数量与第 k 层节点数量的比率可近似表示为

$$IRate(k) \approx \frac{(k+1)^2 - k^2}{k^2 - (k-1)^2} = \frac{2 \times k + 1}{2 \times k - 1}, k \geq 1 \quad (23)$$

由式(23)可知, 当 $k \geq 2$ 时, 有 $2 > IRate(k) > 1$, 即从第 2 层开始, 每个 FFD 可关联的 FFD 子节点平均数小于 2。

从提高 TFA 的路由树最大深度的角度考虑, 参数 RC 最小可取 2。然而在 RC 较小的情况下, 某些 FFD 节点的 FFD 子节点数量达到 RC, 使其无法为更多的 FFD 节点分配地址, 从而导致产生 FFD 孤立节点。为了分析参数 RC 与网络中孤立节点比例的关系, 进行了如下仿真实验。假设节点之间的最大通信距离为 150m, 在 $2000\text{m} \times 2000\text{m}$ 的范围内随机部署 400 个 FFD 节点, 选择中心节点作为根节点生成 HiLow 路由树, 然后统计网络中孤立节点的比例。网络中孤立节点比例定义如下:

$$\text{孤立节点比例} = \frac{\text{与根节点连通但地址分配失败的节点数}}{\text{与根节点连通的所有节点数}}$$

对参数 RC 分别取 2, 3, 4, 5 中的每个值进行 1000 次实验, 并统计实验结果的平均值, 得到如图 4 所示的结果。由图 4 可知, 当 RC 取值为 2 时, 孤立节点比例最大, 为 2.72%, 而当 RC 增大时, 孤立节点比例快速减小。这是因为随着 RC 的增大, 每个 FFD 节点能够关联更多的 FFD 子节点。

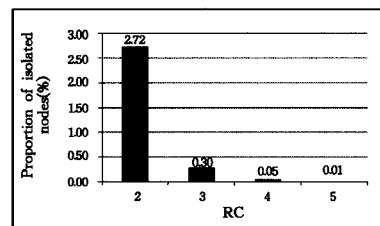


图 4 参数 RC 与孤立节点比例的关系

通过实验仿真研究了节点通信半径对孤立节点比例的影响, 其实验结果如图 5 所示。由图 5 可知, 随着通信半径的增大, 孤立节点比例迅速减小, 这是因为增大的通信半径使

FFD节点具有更多的候选父节点,从而有更多的机会分配到地址。

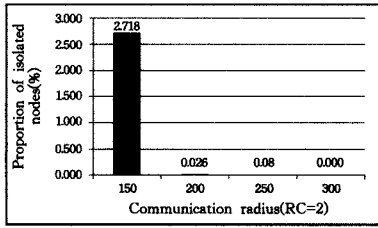


图5 通信半径与孤立节点比例的关系(RC=2)

另外,还通过实验仿真研究了节点均匀分布情况下RC与孤立节点比例之间的关系。实验结果表明当RC分别取2,3,4,5时,其孤立节点比例均为0%。

由上述实验仿真结果可知,在节点均匀分布的网络或节点随机分布但允许存在少量孤立节点的网络中,参数RC可取2。

下面讨论参数 n_R 的取值问题。参数 n_R 取较大值时,网络能为较多的FFD节点分配地址,但每个FFD节点所能关联的RFD节点数量较少。参数 n_R 取较小值时,网络只能为较少的FFD节点分配地址,但每个FFD节点所能关联的RFD节点数量较多。由式(4)可知,要确定参数 n_R ,只需确定参数EC。假设根据应用需求能够确定每个FFD最多需要关联 EC_{max} 个RFD,则参数 n_R 可取 $16 - \lceil \log_2(EC_{max} + 1) \rceil$ 。

4 基于TFA的mesh路由算法

4.1 TFA的mesh路由优化特性

与IEEE 802.15.5类似,基于TFA的mesh路由算法也是依靠局部链路状态信息来实现路由优化。首先,网络中的节点根据TFA地址分配策略生成路由树。然后,每个FFD节点定期地向 $meshTTLOfHello$ 跳邻居广播Hello消息,并根据收到的Hello消息维护 $meshTTLOfHello+1$ 跳邻居的局部链路状态。基于TFA的mesh路由算法利用这些局部链路状态实现路由优化。在具体介绍mesh路由策略之前,先给出在mesh路由优化中有用的两个定理。由于RFD设备只与它所关联的FFD设备直接通信,因此这里只考虑FFD之间的mesh路由,下面涉及的地址都是指FFD地址的 F_0 域。

定理3 假设某个FFD的16位短地址中 F_0 域的值为 x ,则该节点的所在树层深度(根节点为第0层)可表示为

$$depth(x) = \lfloor \log_2^{(x \times (RC-1) + 1)} \rfloor \quad (24)$$

定理3的证明与定理1类似,这里不再赘述。

定理4 假设某个FFD的16位短地址中 F_0 域的值为 A_p ,则以其作为根节点的子树的第 n 层FFD子节点的地址 x 的范围可表示为

$$A_p \times RC^n + \frac{RC^n - 1}{RC - 1} \leq x < (A_p + 1) \times RC^n + \frac{RC^n - 1}{RC - 1} \quad (25)$$

证明:

根据HiLow的地址分配机制,第 n 层首个FFD子节点地址可表示为

$$A_p \times RC^n + \frac{RC^n - 1}{RC - 1} \quad (26)$$

由于 A_p 的第 n 层FFD子节点地址必然大于或等于其第

n 层首个FFD子节点地址,又由于 A_p 的第 n 层FFD子节点地址与 A_p+1 的第 n 层FFD子节点地址连续, A_p 的第 n 层FFD子节点地址 x 必然小于 A_p+1 的第 n 层首个FFD子节点地址,因此不等式(25)成立。

利用定理3和定理4,任意FFD节点凭地址信息不仅能够容易地判断某个FFD节点是否是其子孙节点,也能够容易地判断某个节点是否是其祖先节点。这一特性是IEEE 802.15.5的块地址分配机制所不具备的,它能够有效提高基于局部链路状态的mesh路由算法的性能。

4.2 基于TFA的mesh路由算法

下面介绍基于TFA的mesh路由算法。假设每个FFD在mesh层维护 $meshTTLOfHello+1$ 跳FFD邻居的链路状态信息,节点 i 的 $meshTTLOfHello+1$ 跳邻居定义为:

$$N(i) = \{x \mid distance(x, i) \leq meshTTLOfHello + 1\}$$

其中, $distance(x, i)$ 表示节点 x 到节点 i 的最小跳数。另外,用 $ConnectionMatrix(i)$ 表示 $N(i)$ 的连接矩阵。

基于TFA的mesh路由算法的具体步骤如下。

(1)判断当前节点 i 是否就是目标节点 x 。若是,则将数据包交给上层,并返回;否则转第(2)步。

(2)判断目标节点 x 是否存在于当前节点 i 的邻居集 $N(i)$ 中。若存在,则将数据包根据 $ConnectionMatrix(i)$ 转发给到达目标节点的下一跳,并返回;否则转第(3)步。

(3)判断目标节点 x 是否是当前节点 i 的祖先节点(或子孙节点)。若是,则将数据包根据路由树转发给它的父节点(或相应子节点),并返回;否则转第(4)步。

(4)在当前节点 i 的邻居集中 $N(i)$ 查找目标节点 x 的祖先节点(或子孙节点)集 $AnchorSet$ 。若 $AnchorSet$ 为空,则转第(5)步;否则从 $AnchorSet$ 中选择到达目标节点路径最短的途经节点 $anchor$,将数据包转发给到达 $anchor$ 的下一跳,并返回。

(5)在当前节点 i 的邻居集 $N(i)$ 中查找与目标节点 x 的最近共同祖先的节点 $anchor$,将数据包转发给到达 $anchor$ 的下一跳,并返回。

5 实验比较

5.1 地址利用率和路由树最大深度的比较

对TFA和HiLow的地址利用率和路由树最大深度进行了数值比较。图6显示了MC分别取4~48且 $RC = \lfloor MC/2 \rfloor$ 时的地址利用率比较。由图6可知,TFA的地址利用率始终大于50%。当 $MC \leq 30$ 时,TFA的地址利用率均高于HiLow。

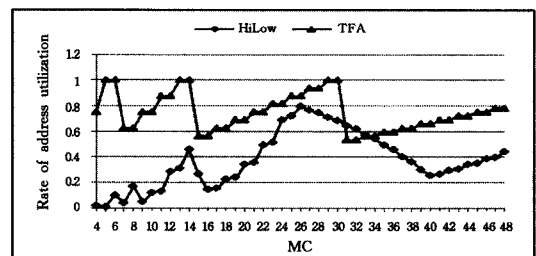


图6 地址利用率对比(RC=⌊MC/2⌋)

由式(14)可知,当MC不变时,随着RC变小,HiLow的地址利用率会进一步变小。图7显示了MC分别取4~32且

RC=2 时的地址利用率比较。

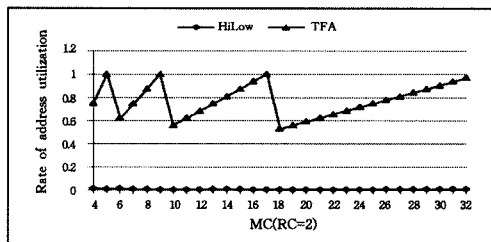


图7 地址利用率对比(RC=2)

其次,比较 TFA 和 HiLow 的路由树最大深度。HiLow 的路由树最大深度可根据式(8)计算,而 TFA 的路由树最大深度可根据式(27)计算。

$$MaxCTD^* = \lfloor \log_{RC}^{2^n \times (RC-1) + 1} \rfloor - 1 \quad (27)$$

其中, $n=16 - ceiling(\log_2^{RC+1})$ 。

图 8 显示了 MC 分别取 4~32 且 $RC = \lfloor MC/2 \rfloor$ 时的路由树最大深度比较。由图 8 可知,当 $MC \leq 13$ 时,TFA 路由树的最大深度大于 HiLow。

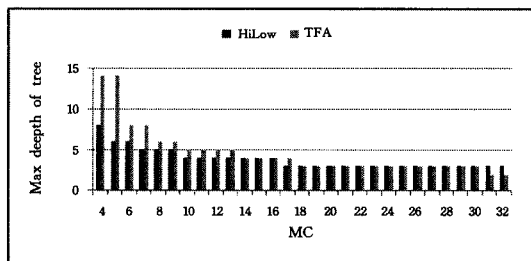


图 8 路由树最大深度对比(RC=⌊MC/2⌋)

进一步的仿真表明,当 MC 不变时,随着 RC 变小,TFA 的路由树最大深度会进一步变大,而 HiLow 路由树的最大深度保持不变。图 9 显示了 MC 分别取 4~32 且 RC=2 时的路由树最大深度比较。

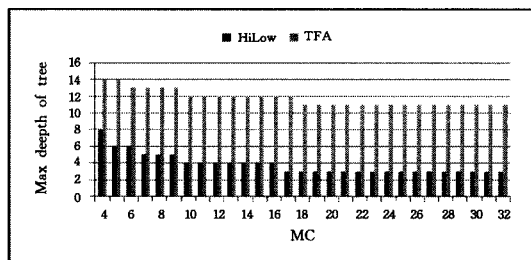


图 9 路由树最大深度对比(RC=2)

根据图 6—图 9 可知,在 FFD 节点少于 RFD 节点的无线传感器网络中,TFA 在地址利用率和路由树最大深度等方面都优于 HiLow。因此,TFA 比 HiLow 能适用于更大规模的无线传感网络。

5.2 mesh 路由性能比较

为了验证基于 TFA 的 mesh 路由算法的性能,对 HiLow 纯树路由、IEEE 802.15.5 mesh 路由和基于 TFA 的 mesh 路由分别进行了实验比较。模拟了 FFD 节点数量分别为 10×10 、 15×15 且均匀分布的无线传感网络场景,在每个场景中,选择中心节点作为根节点生成路由树,并让每个节点维护 2 跳邻居信息。然后,随机选择 5000 对通信节点分别执行 HiLow 纯树路由、IEEE 802.15.5 mesh 路由和基于 TFA 的 mesh 路由,将一个大小为 100 字节的数据包从源节点传递到目标节点,并重复上述实验 100 次。

为了测量能耗,采用文献[15]提出的如式(28)所示的能耗模型,即向距离为 d 的节点发送 x 比特数据包需要消耗的能量可表示为 $E_{tx}(x, d)$,而接收 x 比特数据包需要消耗的能量可表示为 $E_{rx}(x)$ 。

$$\begin{cases} E_{tx}(x, d) = x(\epsilon_0 + \epsilon_1 d^\gamma) \\ E_{rx}(x) = x\epsilon_0 \end{cases} \quad (28)$$

其中, ϵ_0 为编码、调制单位比特的能耗, ϵ_1 为无线电放大器的能耗, γ 为路径衰减指数,在 2~4 之间取值。

使用 VB 程序设计语言编制了仿真程序,仿真中用到的参数如表 1 所列。

表 1 实验参数取值

Parameter	Value
d	150m
x	100B
γ	2
ϵ_0	50nJ/bit [B]
ϵ_1	10pJ/bit/m ² [B]
RC	2
n	12

首先,比较了基于 TFA 的 mesh 路由和 IEEE 802.15.5 mesh 路由的邻居表大小。图 10 显示了邻居表大小对比。从图 10 可以看出,基于 TFA 的 mesh 路由用于存储邻居表所需的存储空间要小于 IEEE 802.15.5 mesh 路由的。

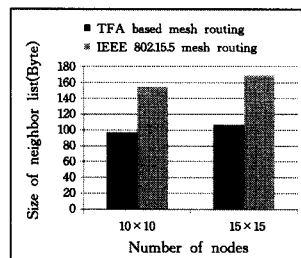


图 10 邻居表存储空间比较

其次,比较了 HiLow 纯树路由、IEEE 802.15.5 mesh 路由和基于 TFA 的 mesh 路由的平均路由跳数、耗能最大节点的能耗、节点平均能耗和节点能耗方差。图 11—图 14 显示了相应的对比情况。

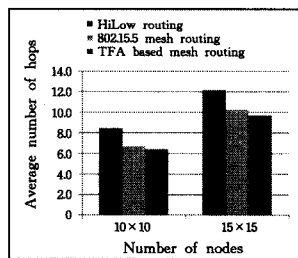


图 11 单次通信平均路由跳数对比

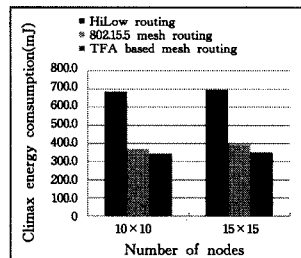


图 12 最大耗能节点能耗对比

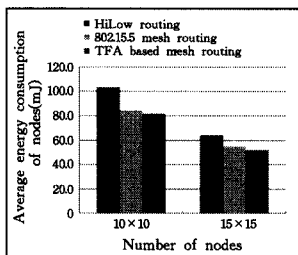


图 13 节点平均能耗对比

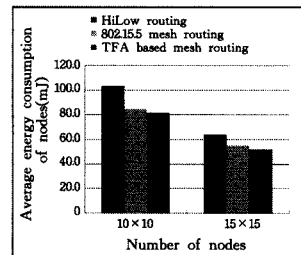


图 14 节点能耗方差对比

3.6 格式兼容性分析

算法流程如图 1 所示,在本算法中,将自适应加密的方法结合到 JPEG 的压缩过程中。加密所改变的只是 DC 系数位置及其符号以及 AC 系数的位置,对后续的熵编码过程不会有影响。在重建图像时,无论有没有正确的密钥,解码器均可正确解码出对应的余弦系数值,经过反量化及逆余弦变换,可恢复为可视图像。若密钥是正确的,即可获得最终的解密图像。因此,本算法加密过程不会导致编码器/解码器崩溃或其它错误,具有格式兼容的特性。

结束语 为了满足应用广泛的 JPEG 格式图像的安全需求,本文结合 JPEG 压缩过程,先对 DC 系数和前 16 个 AC 系数进行自适应加密,再对 DC 系数的符号也进行加密,提出了一种格式兼容的 JPEG 彩色图像加密算法。理论分析和仿真实验表明,该算法加密效果好、对压缩影响小,且具有格式兼容和足够安全的特点。

参 考 文 献

- [1] Cai Jun, Chen Xin, Xiang Xu-dong. Substitution-permutation Network Structured Image Encryption Algorithm Based on Chaotic Map[J]. Computer Science, 2014, 41(9): 158-165 (in Chinese)
蔡俊,陈昕,向旭东.一种基于混沌的代换-置换结构图像加密算法[J]. 计算机科学, 2014, 41(9): 158-164
- [2] Zhang Yong-hong. Algorithm of Digital Image Encrypting Based on Multi-chaotic Sequence Generated by Rational Bézier Surface [J]. Computer Science, 2015, 42(4): 136-140 (in Chinese)

(上接第 121 页)

由图 11 可知,基于 TFA 的 mesh 路由算法比 HiLow 纯树路由和 IEEE 802.15.5 mesh 路由需要更少的路由跳数,从而实现更少的传递时延和能量消耗。而由图 12—图 14 可知,基于 TFA 的 mesh 路由算法比 IEEE 802.15.5 mesh 路由和 HiLow 纯树路由具有更低、更均衡的能量消耗。

结束语 在无线传感器网络中,由于受到节点资源的严格限制,其路由算法必须具有低计算复杂度、低存储空间、无路由发现等特点。另外,为了降低能耗和提高网络可靠性,路由算法还需要具有良好的 mesh 路由特性。本文提出的两段地址分配策略及其路由能很好地满足上述需求。实验仿真表明,基于 TFA 的 mesh 路由算法比 IEEE 802.15.5 mesh 路由具有更低、更均衡的能量消耗。

参 考 文 献

- [1] Ren Feng-yuan, Huang Hai-ning, Lin Chuang. Wireless Sensor Networks[J]. Chinese Journal of Software, 2005, 14(7): 1282-1291 (in Chinese)
任丰原,黄海宁,林闯.无线传感器网络[J]. 软件学报, 2005, 14(7): 1282-1291
- [2] Akkaya K, Younis M. A survey on routing protocols for wireless sensor networks[J]. Ad Hoc Networks, 2005, 3(3): 325-349
- [3] Dohler E M, Watteyne E T, Winter E T, et al. Routing requirements for urban low-power and lossy networks: IETF RFC 5548 [R]. 2009
- [4] LAN/MAN Standards Committee. IEEE 802.15.4: Low-Rate Wireless Personal Area Networks[S]. 2012
- [5] Winter T, Thubert P. RPL: IPv6 routing protocol for low power

张永红.基于有理 Bézier 曲面生成组合混沌序列的图像加密算法[J]. 计算机科学, 2015, 42(4): 136-140

- [3] Wang Wei, Jin Cong. Image Encryption Scheme for Android Mobile Platform[J]. Computer Science, 2014, 41(8): 94-96, 108 (in Chinese)
王伟,金聪.一种基于 Android 平台的图像加密方案[J]. 计算机科学, 2014, 41(8): 94-96, 108
- [4] Wu C P, Kuo C C. Design of integrated multimedia compression and encryption systems[J]. IEEE Transactions on Multimedia, 2005, 7(5): 828-839
- [5] Lian S. Efficient image or video encryption based on spatiotemporal chaos system[J]. Chaos, Solitons & Fractals, 2009, 40(5): 2509-2519
- [6] Yuen C H, Wong K W. Chaos-based encryption for fractal image coding [J]. Chinese Physics B, 2012, 21: 010502
- [7] Lian S, Sun J, Wang Z. A novel image encryption scheme based on JPEG encoding[C]// IEEE Eighth International Conference on Information Visualisation. 2004: 217-220
- [8] Xu P, Zhao J, Wang D. A selective image encryption algorithm based on hyper-chaos[C]// 2011 IEEE 3rd International Conference on Communication Software and Networks (ICCSN). 2011: 376-379
- [9] Kohda T, Tsuneda A. Statistics of chaotic binary sequences[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1997, 43(1): 104-112
- [10] The USC-SIPI image database[OL]. <http://sipi.usc.edu/database>

and lossy networks: IETF Internet draft, draft-ietf-roll-rpl-04 [R]. 2009

- [6] ZigBee Alliance. ZigBee specification version 2006[S]. 2006
- [7] LAN/MAN Standards Committee. IEEE 802.15.5: Mesh topology capability in wireless personal area networks (WPANs) [S]. 2009
- [8] Gaddour O, Koubaa A. RPL in a nutshell: A survey[J]. Computer Networks, 2012, 56(14): 3163-3178
- [9] Kim K, Yoo S, Lee J. Hierarchical routing over 6LoWPAN: Internet-Draft, draft-daniel-6lowpan-hilow-hierarchical-routing-01 [R]. 2007
- [10] Li X, Bleakley C J, Bober W. Enhanced Beacon-Enabled Mode for improved IEEE 802.15.4 low data rate performance[J]. Wireless Networks, 2012, 18(1): 59-74
- [11] Yuan L Y, Xu L, Zhu Y H, et al. A novel mesh routing using the nodes with identical tree level[J]. International Journal of Distributed Sensor Networks, 2014, 2014(1): 1-11
- [12] Lee M J, Zhang R, Zheng J, et al. IEEE 802.15.5 WPAN mesh standard-low rate part: Meshing the wireless sensor networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2010, 28(7): 973-983
- [13] Qiu W, Skafidas E, Hao P. Enhanced tree routing for wireless sensor networks[J]. Ad Hoc Networks, 2009, 7(3): 638-650
- [14] Kim T, Kim S, Yang J, et al. Neighbor Table Based Shortcut Tree Routing in ZigBee Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2014, 25(3): 706-716
- [15] Heinzelman W B, Chandrakasan A P, Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2002, 1(4): 660-670