

多源多目的超宽带传感网生命周期的扩展律

徐娟¹, 吕彬彬¹, 王之瑜¹, 林伟栋²

(1. 同济大学 电子与信息工程学院, 上海 201804; 2. 同济大学 网络中心, 上海 200092)

摘要: 推导了多源多目的跳时脉冲无线电超宽带 (TH-IR UWB) 传感网生命周期的扩展律. 假定源节点沿着最小能耗路由分别给 n_d 个目的节点发送数据分组. 结果表明多源多目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期上界与节点密度的 $\alpha/2$ 次方成正比. 研究同时表明生命周期的上界与源节点数 n_s 和每源节点包含的目的节点数 n_d 均成反比, 因此减小 n_s 与 n_d 的乘积能延长网络生命周期. 而且当 $n_d=1$ 时, 多源多目的 TH-IR UWB 传感网生命周期的上界就变为多源单目的网络生命周期上界, 其中 Sink 为所有 n_s 个源节点的目的节点.

关键词: 无线传感网; 超宽带; 生命周期; 能量消耗

中图分类号: TP393

文献标志码: A

Lifetime Scaling Law of Ultra-wide Band Sensor Networks with Multi-source and Multi-destination

XU Juan¹, LÜ Binbin¹, WANG Zhiyu¹, LIN Weidong²

(1. College of Electronics and Information Engineering, Tongji University, Shanghai 201804, China; 2. Network Center, Tongji University, Shanghai 200092, China)

Abstract: The lifetime scaling law of time-hopping impulse radio ultra-wide band (TH-IR UWB) sensor networks with multi-source, multi-destination is derived. We suppose that each source node transmits data packets to its n_d destination nodes along the minimum energy dissipation route respectively. The results indicate that the upper bound on the lifetime of TH-IR UWB sensor network is in proportion to the $\alpha/2$ order of the node density λ . The results also reveal that the upper bound on the lifetime decreases with the number of source nodes n_s and the number of destination nodes n_d per source node, thus reducing the product of n_s and n_d can improve lifetime of network. Furthermore, as $n_s=n$ and $n_d=1$, the upper bound on lifetime of TH-IR UWB sensor network with multi-source, multi-destination becomes that of mutli-source, single-destination network in which Sink is the

only destination node for all n_s source nodes.

Key words: wireless sensor network; ultra-wide band; lifetime; energy dissipation

无线传感网 (Wireless Sensor Networks, WSN) 因其广阔的应用前景和对社会生活可能产生的巨大影响, 成为目前国内外的研究热点. 无线传感网络节点的重要特征之一就是低功耗、低成本和小体积. 而跳时脉冲无线电超宽带 (Time Hopping Impulse Radio Ultra Wide Band, TH-IR UWB) 传输技术由于具有低功耗、低成本和低复杂性的收发信机, 以及易于全数字化、空间传输容量大、与现有系统频谱共享、精确的定位能力和强大的抗多径衰落能力等独有的特性^[1], 成为无线传感网物理层的首选技术. 而且超宽带传感节点可以使用非常低功率的微波来收集数据, 即采用无损探测技术, 因此 TH-IR UWB 传感网特别适用于一些特殊场合的应用, 诸如表面穿透雷达、土木工程中的无损检测、工业感知和医学成像等.

生命周期是能量受限的无线传感网的一个关键问题. 对于大规模的无线传感网, 在给定期区域内随机部署 n 个节点时粗略地估计可获得的生命周期是非常必要的. 由于通过试验来研究大规模随机 TH-IR UWB 传感网 (即节点数 n 趋于无穷) 几乎不可行, 而生命周期的扩展律能为传感网的可扩展性及部署大规模网络提供理论依据, 因此从理论上研究大规模随机 TH-IR UWB 传感网的生命周期界限具有重大意义. 目前人们已对不同类型的多源单目的无线传感网生命周期扩展律进行了研究^[2-8], 文献[2-4]考虑的是节点采用传统无线电进行数据传输, 而文献[5-8]则研究了多源单目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期界限 (扩展律).

收稿日期: 2014-05-04

基金项目: 国家自然科学基金(61202384, 61472284); “十二五”国家科技支撑计划项目(2015BAG19B02)

第一作者: 徐娟(1973—), 女, 副教授, 工学博士, 主要研究方向为无线传感网, 太赫兹无线通信网络. E-mail: jxujuan@tongji.edu.cn

在大多数无线传感网络的应用中,一个消息发送者通常需要将信息同时发送给一组目的节点.这些应用一般是采用组播技术来实现的.对于传统无线电,可以利用无线电波的广播特性,即在发送方传输半径内的节点都能收到该消息,因此可通过构造组播树来实现一对多的应用.然而,对于 TH-IR UWB 通信系统,尽管仍然可以利用无线电波的广播特性,但是由文献[5-8]可知,TH-IR UWB 通信系统的发射能耗和接收能耗都是与收发节点之间的欧几里德距离的 α 次方成正比,因此,为了使发射能耗和接收能耗最小,应该尽可能采用最短跳距来通信,从而达到延长网络生命周期的目的.所以,对于多源多目的 TH-IR UWB 传感网,源节点应该分别为每个目的节点构建最短跳距路由.

在目前的扩展律模式中,通常有两种典型模型:节点密度固定的扩展网络($\lambda=1$)和节点密度与节点数成正比的密集网络($\lambda=n$).本文考虑通用节点密度的多源多目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期扩展律,即 $\lambda \in [1, n]$,而不是仅仅考虑扩展网络和密集网络两种特例.

1 系统模型

1.1 网络模型

网络模型假设由 n 个 UWB 传感节点(下文简称节点)和一个目的节点(Sink)组成的一个随机 TH-IR UWB 传感网,节点密度为 λ ,且假设节点的位置已知. n 个节点 $X = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ 独立同分布且均匀地分布在面积为 S 的正方形区域 $R(\lambda, n) = [0, \sqrt{S}]^2$,其中 $S=n/\lambda$.显然 $\lambda=1$ 时为扩展网络, $\lambda=n$ 时为密集网络.文中假设由节点产生的数据分组长度均为 M bit.

令 X_i 代表节点及其所在的位置.令 $P_{i_i} \geq 0$ 为节点 X_i 的发射功率, $P_{r_j} \geq 0$ 为节点 X_j 的接收功率.设节点 X_i 的初始能量为 $\epsilon_i \geq 0$.为简单起见,假设这是一个同质网络,即所有节点有相同的硬件和处理能力.因此有 $P_{i_i} = P_t, P_{r_j} = P_r, \epsilon_i = \epsilon, \forall i, j \in \{1, 2, \dots, n\}$.

假设 $n_s = |V|$ 个节点 $V = \{v_1, v_2, \dots, v_s\}$ 将充当源节点,其中 $V \subseteq X$.每个源节点 v_i 将随机且独立地选取 $n_d = |U_i|$ 个目的节点,其中 $U_i = \{u_{i,j} | 1 \leq i \leq n_s, 1 \leq j \leq n_d\}$.源节点 v_i 将分别给 n_d 个目的节点发送数据,而且源节点发送数据给其各个目的节点时都是沿着各自的最小能耗路由.

1.2 空间棋盘形布置

采用与文献[5]相同的关于正方形 Q 的正方形空间棋盘布置 C .棋盘布置 C 是由许多边长为 l 的小正方形 q 组成.其中每一个小正方形 q 为一个单元,而包含正方形 Q 中心点的单元为中央单元,如图 1 所示.如果两个单元之间共享一条边或一个顶点,则称这两个单元是邻接的.

引理 1 如果面积为 $S=n/\lambda$ 的正方形 Q 采用正方形空间棋盘布置 C 来覆盖,其中每个小正方形单元 q 的面积为 $s(n) = \gamma \log n/\lambda$,则当 $n \rightarrow \infty$ 时,每个单元的节点数 $N(q)$ 以高概率满足 $N(q) \geq 1$,且 $N(q) = \Theta(\gamma \log n)$,其中 γ 是一个与 n 无关的常数.

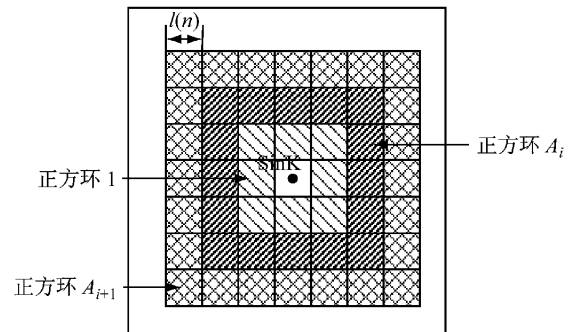


图 1 正方形棋盘布置

Fig.1 Square Tessellation

证明过程类似于文献[5]的引理 1 和引理 2.

1.3 生存期的定义及性能度量

采用文献[5-8]给出的生命周期定义,具体表达式为

$$T_L(n) = \epsilon / E\{\bar{e}_{\max}(n)\} \quad (1)$$

式中 ϵ 为节点的初始能量; \bar{e}_{\max} 为在假定网络中 n_s 个源节点均产生长度为 M bit 的数据分组并通过多跳将分组发送到各自的 n_d 个目的节点时,网络内的节点为传递数据分组所消耗的最大平均能量; $E\{\bar{e}_{\max}(n)\}$ 表示对 $\bar{e}_{\max}(n)$ 求期望.

本节研究节点随机分布在服务区域内的 TH-IR UWB 传感网生命周期 $T_L(n)$ 的扩展律. $T_L(n)$ 是 n 的函数,又由于网络是随机的,所以网络生命周期 $T_L(n)$ 也是随机的.推导得到的生命周期上界为具有高概率的某个函数,即当 $n \rightarrow \infty$ 时其概率趋于 1. 具体而言,如果存在确定的与 n 无关的常数 $c > 0$,满足

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr(T_L(n) = cf(n) \text{ is feasible}) < 1 \quad (2)$$

则称生命周期 $T_L(n)$ 的上界为 $O(f(n))$.

从生命周期上界的定义可以看出,实际网络所

获得的生命周期大小不可能超过上界. 但它为设计能量高效的路由协议指明了方向.

2 TH-IR UWB 通信系统的能量消耗

文献[5-6]已经证明:对由 n 个节点组成的 TH-IR UWB 通信网络,节点在部署区域内服从均匀分布,采用 BPSK(binary phase shift key)调制,加性高斯白噪声(additive white Gaussian noise, AWGN),噪声的双边功率谱密度为 $\eta/2$,若源节点 X_i 欲发送长度为 M bit 数据分组给其一个目的节点,并令 R_i 表示源节点 X_i 和其一个目的节点的通信路由,即为 $R_i=[X_i, X_2, \dots, X_d]$,则路由 R_i 上所消耗的总能量为

$$e_{i, \text{tot}}(n) = \sum_{j=0}^{T-1} [(1 + P_r/P_t)M\delta\eta \|X_j - X_{j+1}\|^\alpha] \quad (3)$$

式中: T 是分组从源节点 X_i 到目的节点之间的路由 R_i 上所经历的跳数, $\delta = [Q^{-1}(P_b)]^2$; P_b 是比特错误概率; $\|X_j - X_{j+1}\|$ 为节点 X_j 与其相邻的下一跳节点 X_{j+1} 之间的欧几里德距离, α 为路径损耗指数, $X_0 = X_i, X_T = X_d$.

显然,每跳之间的距离越短,路由上所消耗的总能量越小. 因此,使用尽可能多的短跳将会延长传感网的生命周期.

3 多源多目的密集 TH-IR UWB 传感网的生命周期上界

令 L_i 为源节点 X_i 和其任一目的节点 X_d 之间路由 R_i 的跳距长度之和,则 L_i 可表示为

$$L_i = \sum_{j=0}^{T-1} \|X_j - X_{j+1}\| \geq \|X_i - X_d\| = D_i \quad (4)$$

式中 D_i 是源节点 X_i 和目的节点 X_d 之间的欧几里德距离.

引理 2 源目的节点对最小能耗路由所包含的中继节点数的最大值的期望以高概率为 $c_1(n \log n)^{1/2}$, 其中 c_1 是一个与 n 无关的常数.

证明: 为了防止总能耗的增加和不能接受的延迟,需要将源目的节点对路由上的中继节点限定在一定的范围之内.

令 B_i 为源节点 X_i 和其任一目的 X_d 之间的直线. 定义在平面上的一个区域 $G(B_i)$ 如下:

$$z \in G(B_i) \text{ iff } \exists y \in B_i$$

$$\text{s. t. } |y - z| \leq \sqrt{2}l(n) \quad (5)$$

式中: y, z 为平面上的点; $l(n) = (\gamma \log n / \lambda)^{1/2}$.

覆盖区 $G(B_i)$ 如图 2 所示. $G(B_i)$ 定义了围绕源汇聚对直线 B_i 的一个覆盖区: 与直线 B_i 相交的所有单元将被完全包含在该覆盖区内. 则覆盖区内包含的单元数为

$$N_{\text{cell}}(n) = 2\pi + \frac{2\sqrt{2}D_i}{l(n)} \quad (6)$$

因此,被包含单元数的期望值以高概率为

$$\bar{N}_{\text{cell}} = E\{N_{\text{cell}}\} = t_1 \left(\frac{n}{\log n} \right)^{1/2} \quad (7)$$

式中 $E\{D_i\} = t(n/\lambda)^{1/2}$, t 和 t_1 都是与 n 无关的常数.

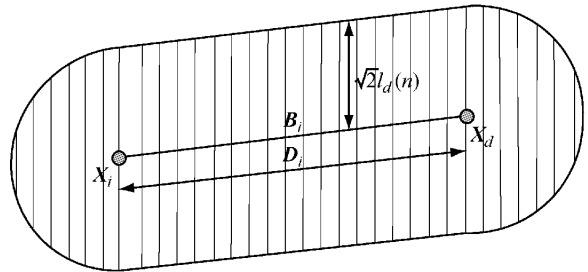


图 2 源目的对路由 R_i 的覆盖区

Fig.2 Coverage region of source destination pair route R_i

根据引理 1, 在每个单元中包含的节点数以高概率至多为 $t_2 \gamma \log n$, 因此源目的节点对最小能耗路由上的中继节点数以高概率为

$$N_{\text{node}} \leq N_{\text{cell}} \cdot t_2 \gamma \log n = t_3 \log n + t_4 D_i (\lambda \log n)^{1/2} \quad (8)$$

式中 t_2, t_3 和 t_4 均是与 n 无关的常数.

由于当源目的节点对之间的欧几里德距离 D_i 大于一个常数 ϵ 并当 $n \rightarrow \infty$ 时, $E\{D_i\}(\lambda \log n)^{1/2} > \log n$ 成立, 因此源目的节点对最小能耗路由所包含中继节点数最大值的期望以高概率为

$$\bar{N}_{\text{node}} = E\{N_{\text{node}}\} = c_1(n \log n)^{1/2} \quad (9)$$

式中 c_1 是一个与 n 无关的常数.

显然, 为 $n_s n_d$ 条路由中继的最大中继节点数的期望为 $n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}$. 由于 n_s 个源节点是随机选择的, 而对于每个源节点 n_d 个目的节点也是随机的, 所以 $n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}$ 个中继节点在部署区域内是随机分布, 而这些中继节点是由网络中的 n 个节点充当的.

引理 3 如果面积为 n/λ 的正方形采用正方形棋盘格子 C 来覆盖, 则穿过每个单元的源目的对直线数以高概率满足 $\Theta\left(\frac{n_s n_d \log n \bar{N}_{\text{cell}}}{n}\right)$, 其中 $n_s n_d \bar{N}_{\text{cell}} \geq n$.

证明:称连接源节点和其一个目的节点的直线为 $S-D$ 对直线. 令 H_i 为源目的 $(S-D)$ 对 i 的一个分组从源节点 X_i 开始沿着源目的 $S-D$ 对直线从一个单元跳到其相邻的另一个单元直到到达目的节点 X_d 所需的跳数, 因此有

$$E[H_i] = E[N_{\text{cell}}] = \bar{N}_{\text{cell}} \quad (10)$$

固定一个单元并定义 Z_i^j 为源目的对 i 的 $S-D$ 对直线穿过单元 j 的指示变量, 即有

$$Z_i^j = \begin{cases} 1 & \text{如果 } S-D \text{ 对 } i \text{ 的任何跳落入单元 } j \\ 0 & \text{否则} \end{cases}$$

对于 $1 \leq i \leq n_s n_d$ 和 $1 \leq j \leq n/(\gamma \log n)$, 所有单元的所有跳数之和为

$$\sum_{i=1}^{n_s n_d} \sum_{j=1}^{n/(\gamma \log n)} Z_i^j = \sum_{i=1}^{n_s n_d} H_i \quad (11)$$

对式(11)两边分别求期望, 可得

$$\frac{n_s n_d n}{\gamma \log n} E[Z_i^j] = n_s n_d E[H_i] \quad (12)$$

根据式(11)和式(12)可得, $P\{Z_i^j\} = \Theta\left(\frac{\log n \bar{N}_{\text{cell}}}{n}\right)$. 对于某个固定单元 j , 通过该单元的 S

$-D$ 对直线的总数为 $Y = \sum_{i=1}^{n_s n_d} Z_i^j$. 由于每个节点的位置与其他节点的位置无关而且 Z_i^j 仅与 $S-D$ 对 i 的源和目的节点的位置有关, 因此 Y 是一个独立同分布的 Bernoulli 随机变量之和, 从而有

$$E[Y] = \Theta\left(\frac{n_s n_d \log n \bar{N}_{\text{cell}}}{n}\right) \quad (13)$$

因此根据独立同分布 Bernoulli 随机变量之和的 Chernoff 界, 并令 $\delta = \sqrt{6 \log n / E[Y]}$, 则有

$$\Pr(|Y - E[Y]| > \delta E[Y]) \leq n^{-2} \quad (14)$$

这也意味着 $|Y - E[Y]| \leq \delta E[Y]$ 成立的概率至少为 $1 - 1/n^2$.

应用联合界有

$$\Pr(\exists j, |Y_j - E[Y]| \geq \delta E[Y]) \leq \frac{n}{\gamma \log n} n^{-2} \quad (15)$$

式中 Y_j 表示通过单元 j 的 $S-D$ 直线数.

由于当 $n \rightarrow \infty$ 和 $n_s n_d \bar{N}_{\text{cell}} \geq n$ 时, 有 $\delta = o(1)$, 因此当 $n \rightarrow \infty$ 和 $n_s n_d \bar{N}_{\text{cell}} \geq n$ 时, 穿过任意一个单元的 $S-D$ 对直线数为 $\Theta\left(\frac{n_s n_d \log n \bar{N}_{\text{cell}}}{n}\right)$ 的概率趋于 1.

由 TH-IR UWB 通信系统的能耗模型可知, 按照最短跳距通信得到的路由总能耗最小, 又因为每个单元包含的节点数为 $\Theta(\log n)$, 每个节点需要中继的最大次数为 $N_n(r) = \Theta\left(\frac{n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}}{n}\right)$.

定理 1 多源多目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期扩展律为 $O\left(\frac{n^{1/2} \lambda^{\alpha/2} (\log n)^{(\alpha-1)/2}}{n_s n_d}\right)$, 其中 $\alpha > 2, n \rightarrow \infty$.

证明:由式(3)可知, 源节点 X_i 发送一个包含 M bit 的数据分组沿着多跳路由达到其一个目的节点 X_d 时, 其路由 R_i 总能耗为

$$\begin{aligned} e_{i, \text{tot}}(n) &= \sum_{j=0}^{T-1} \left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta \|X_j - X_{j+1}\|^\alpha \geq \\ &\left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta N_{\text{node}} \left(\frac{L_i}{N_{\text{node}}}\right)^\alpha \geq \\ &\left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta \frac{L_i^\alpha}{\left[\lceil t_3 \log n + t_4 D_i (\lambda \log n)^{1/2} \rceil^{\alpha-1}} \end{aligned} \quad (16)$$

当且仅当相邻的中继节点之间的距离都相同, 式(16)取等号. 在式(16)的推导过程中, 利用了凸函数的性质, 并且 $T \leq N_{\text{node}}$.

由引理 3 可知, 当 $n_s n_d \bar{N}_{\text{cell}} \geq n$ 且 $n \rightarrow \infty$ 时, 每个节点需要中继最大的次数为 $N_n(r) = \frac{t_5 n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}}{n}$, 其中 t_5 是一个与 n 无关的常数. 因此, 当 n_s 个源节点都发送数据分组给各自的 n_d 个目的节点时, 每节点的最大平均发射和接收总能耗为

$$\bar{e}_{\max}(n) \geq \left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta \frac{t_5 n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}}{n} \cdot \frac{L_i^\alpha}{(t_3 \log n + t_4 D_i (\lambda \log n)^{1/2})^\alpha} \quad (17)$$

$$\text{令 } f(L_i) = \frac{L_i^\alpha}{\left[\lceil t_3 \log n + t_4 D_i (\lambda \log n)^{1/2} \rceil^\alpha\right]}, \text{ 则有 } E\{\bar{e}_{\max}(n)\} \geq$$

$$\left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta \frac{t_5 n_s n_d \bar{N}_{\text{node}}}{n} E\{f(L_i)\} \quad (18)$$

因此每节点的最大平均发射和接收总能耗以高概率满足

$$E\{\bar{e}_{\max}(n)\} \geq \left(1 + \frac{P_r}{P_t}\right) M \delta \eta \frac{t_6 n_s n_d}{n^{1/2}} \lambda^{-\alpha/2} (\log n)^{-(\alpha-1)/2} \quad (19)$$

式中 t_6 是一个与 n 无关的常数.

根据式(1)和式(19), 可得多源多目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期上界以高概率为

$$T_L(n) = \frac{\epsilon}{E\{\bar{e}_{\max}(n)\}} = O\left[\frac{n^{1/2} \lambda^{\alpha/2} (\log n)^{(\alpha-1)/2}}{n_s n_d}\right] \quad (20)$$

其中 $\alpha > 2$.

结果表明多源多目的 TH-IR UWB 传感网的生命周期上界与节点密度的 $\alpha/2$ 成正比, 因此大规模

密集网络更为实用些;生命周期上界与源节点数和目的节点数成反比,所以减小 n_s 与 n_d 的乘积能提高网络生命周期。

由定理 1 可以很容易得到密集网络和扩展网络的生命周期上界。

密集网络, $\lambda = n$, 其生命周期上界为

$$T_L(n) = O\left[\frac{n(n \log n)^{(\alpha-1)/2}}{n_s n_d}\right] \quad (21)$$

扩展网络, $\lambda = 1$, 其生命周期上界为

$$T_L(n) = O\left[\frac{n^{1/2} (\log n)^{(\alpha-1)/2}}{n_s n_d}\right] \quad (22)$$

若 $n_s = n, n_d = 1$, 式(21)退化为 $O[(n \log n)^{(\alpha-1)/2}]$, 得到单目的节点的密集网络生命周期上界, 其中汇聚节点 Sink 是所有源节点的唯一目的节点, 该结果与文献[6]得到的结论一致, 因此多源单目的节点的网络生命周期上界是多源多目的网络生命周期上界的特例。

4 结语

研究了多源多目的 TH-IR UWB 无线传感网生命周期的扩展律。假设 n_s 个源节点分别给各自的 n_d 个目的节点发送包含 $Mbit$ 的数据分组, 并且源节点给其每个目的节点发送数据时都是沿着各自的最小能耗路由进行的。结果表明多源多目的的网络生命周期上界与节点密度的 $\alpha/2$ 成正比, 生命周期的上界与源节点数和目的节点数的乘积 $n_s n_d$ 成反比。而且, 若 $n_s = n, n_d = 1$, 多源多目的节点的网络生命周期上界就变为单目的节点的网络生命周期上界, 其中汇聚节点 Sink 是所有源节点的唯一目的节点, 此时密集网络的生命周期上界与节点密度(或节点数)成正比, 这与文献[6]得到的

结论一致, 而扩展网络的生命周期上界则与节点部署区域大小(或节点数)成反比。

参考文献:

- [1] Zhang J, Orlik P, Sahinoglu Z, *et al.* UWB systems for wireless sensor networks[J]. Proceedings of the IEEE, 2009, 97(2): 313.
- [2] Bhardwaj M, Garnett T, Chandrakasan A. Upper bounds on the lifetime of sensor networks [C]//Proceedings of IEEE International Conference on Communications. New York: IEEE, 2001: 785-790.
- [3] Cheng B C, Liao G T, Tseng R Y, *et al.* Network lifetime bounds for hierarchical wireless sensor networks in the presence of energy constraints [J]. Computer Networks, 2012, 56(2): 820.
- [4] Zhang H, Hou J. On deriving the upper bound of α -lifetime for large sensor networks [C]//Proceedings of the International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MoBiHoc). New York: ACM, 2004: 121-132.
- [5] 徐娟, 洪永发, 王成, 等. 常规分簇的超宽带传感网生存期的上界[J]. 软件学报, 2011, 22(2): 313.
XU Juan, HONG Yongfa, WANG Cheng, *et al.* Upper bounds on lifetime of ordinary clustering ultra wide band sensor networks[J]. Journal of Software, 2011, 22(2): 313.
- [6] 徐娟, 郭爱煌, 赵晓群. 跳时超宽带无线传感网生存期的上界[J]. 同济大学学报: 自然科学版, 2008, 36(3): 388.
XU Juan, GUO Aihuang, ZHAO Xiaoqun, *et al.* Upper bound on lifetime of time hopping ultra wide band wireless sensor network[J]. Journal of Tongji University: Natural Science, 2008, 36(3): 388.
- [7] Xu J, Jiang C J, Guo A H, *et al.* Lower bounds on lifetime of ultra wide band wireless sensor networks [J]. Wireless Networks, 2010, 16(6): 1739.
- [8] Xu J, Cheng J J, Han L N, *et al.* Lifetime scaling law of ordinary clustering ultra-wideband sensor network [C]// Proceedings of 9th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference. New York: IEEE, 2013: 1464-1469.