

文章编号: 2096-1618(2018)01-0028-06

一种用于 6LoWPAN 的低功耗路由协议

崔栋才, 胡志恒

(成都信息工程大学通信工程学院, 四川 成都 610225)

摘要:基于 Mesh-under 和 Route-over 这两种 6LoWPAN(IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks)无线网络路由协议的优点,并针对前者扩展性差,后者复杂度较大等不足,提出一种新的路由协议 S-RPL(Simple IPv6 Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks)。S-RPL 协议按需驱动、寻址路由,每个节点只保存附近两跳内的节点信息,同时优化 Rank 值计算,还继承了 Route-over 机制中互联网的通用性、可扩展性。如此,S-RPL 中节点地址存储量小,节点的运算开销低、能量消耗低,且能寻找最优、跳数最少的路径。NS2 仿真结果表明该协议具有低功耗的优点。

关键词:计算机应用;无线传感网络;路由协议;6LoWPAN;RPL

中图分类号:TP393

文献标志码:A

doi:10.16836/j.cnki.jcuit.2018.01.006

0 引言

物联网是一种无所不在、全面感知的信息网络,大量采用无线传感网络(wireless sensor networks, WSNs)作为感知层基础设施,互联网作为通信层基础设施。如今互联网已成为生活不可缺少的一部分,然而互联网中 IPv4 地址严重不足的缺陷已经构成互联网发展障碍。由此提出了 IPv6 方案,同 IPv4 相比还有其他更多的优势。所以,主要应用于无线传感网络的 6LoWPAN^[1-5]技术就应运而生并得到了高度重视和发展。

目前,已提出多种 6LoWPAN 的路由协议。例如,AODV(Ad-hoc On-demand Distance Vector Routing)是一种按需式的路由协议,只有在需要发送数据报文时才建立路由;LOAD(6LoWPAN Ad-Hoc On-demand Distance Vector Routing)是 AODV 的简化版,且协议运行在适配层;文献[6]描述的 HiLow(Hierarchical routing)层次路由协议;LEACH(Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy)路由协议循环地随机选择簇头节点,将整个网络的能量负载平均分配到每个传感器节点中。以上提到的协议都属于 Mesh-under 路由^[7],具有简单、快速、低开销等优点。然而,其路由方式在适配层进行,传感器不具有任何 IP 化的特征,不易扩展和维护,且传感器网络管理和故障诊断具有一定难度。所以 IETF ROLL 小组(ROLL working group in the Internet Engineering Task Force)提出了 RPL^[8-10](IPv6 Routing

Protocol for Low-Power and Lossy Networks)。RPL 属于 Router-Over 模型,可以真正地实现无线传感网络的全 IP 化^[11]。它是针对低功耗有损网络设计的距离矢量路由协议,其依据路由度量和目标函数构建有向无环图为基础的拓扑网络,功能更加强大。然而作为 Router-Over 路由协议代表,RPL 也有以下不足之处:

(1)对于计算量小,低消耗的传感网络,RPL 有点复杂,计算量也比较大。

(2)在向下路由存储模式中,每次路由都需要经过根节点,根节点消耗过大。

(3)IPv6 最小的数据报文长度是 1280 字节。1280 字节需很大的开销。

结合文献[12]描述,提出 S-RPL(Simple IPv6 Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks),结合 Mesh-under 路由优点,尽量简化 RPL 路由协议,更适合 WSNs 网络。

1 S-RPL 协议

英文专业词汇见表 1。

1.1 Rank 值计算

文中,Rank 值是寻找最短路径的一个重要指标,也是防止回路和贪婪的重要指标。在一个 DODAG 中,DODAG 根节点是确定的,它的 Rank 值默认为 0。在路由拓扑结构建立过程中,通过式(1)确定其他节点的 Rank。

$$R_{(n)} = R_{(p)} + 1 \quad (1)$$

表 1 英文专业词汇解释

英文专业词汇	解释
Rank	节点的 Rank 定义就 DODAG 根而言,节点相对其他节点的具体位置。Rank 在向下(Down)方向严格增加,在向上(Up)方向严格减少。
DODAG	Destination-Oriented DAG,扎根于单个目的地的有向无循环图(DAG),即扎根于没有出站边缘的单个 DAG 根(DODAG 根)的 DAG。
OF	Objective Function,目标函数(OF)定义路由度量(routing metrics)。OF 决定如何选择 DODAG 中的父代,从而决定 DODAG 形成。
DODAGID	DODAGID 是 DODAG 根的标识符
RPLInstance	RPL Instance 是一组共享 RPLInstanceID 的一个或多个 DODAG
RPLInstanceID	RPLInstanceID 是网络中唯一的标识符。有相同 RPLInstanceID 的 DODAGs 共享相同 OF。
FFD	全功能节点,有路由器作用。
RFD	部分功能节点,只能发、接信息,作为终端设备。
DIO	DODAG Information Object,使节点能够发现 RPL Instance、了解节点自己的配置参数、选择 DODAG 父代集,维护 DODAG 的信息
DAO	Destination Advertisement Object,用于沿 DODAG 上行传播目的地信息。

$R_{(n)}$ 表示当前节点 Rank 值, $R_{(p)}$ 表示父亲节点 Rank 值。这样并不需要复杂的目标函数 (Object Function, OF) 计算,减少计算量实现低功耗^[13]。

1.2 地址结构

每个 S-RPL 节点地址在全球是唯一的,其地址结构见表 2。

表 2 节点地址结构				
路由前缀	RPLInstanceID	DODAGID	节点类型	节点 ID
64	8	7	1	M

地址前缀:IPv6 规范的普通单播地址/64 前缀长度。也包括了几个重要的技术:邻居发现(ND),安全邻居发现(SEND),部分移动 IPv6 等。

RPLInstanceID:标志了当前的 RPLInstance。RPLInstanceID 和 DODAGID 结合唯一标识网络中单个 DODAG。

节点类型:标志当前节点是 FFD 或者是 RFD。

节点 ID:由节点本身的 EUI-64bits(64-bit Extended Unique Identifier,64 位扩展唯一标志符)通过哈希映射出 M 位的节点标识符。为确保节点标识符在子网内的唯一性,节点 ID 都需要进行地址冲突检测(duplicate address detection, DAD)。

1.3 S-RPL 路由建立过程

S-RPL 是一个按需驱动、低功耗的路由协议。网络中包含全功能节点 FFD,部分功能节点 RFD 及边缘路由器。它的拓扑结构需发现连接,然后建立和维护拓扑结构,整个过程分两部分。第一个部分是拓扑结构的建立和向上路由的建立,支持节点向上转发数据;第二个过程是向下路由的建立,支持节点向下转发数据。

1.3.1 向上路由的建立

向上路由的建立同 RPL^[14] 大致一样。不同的是在 S-RPL 中,节点向附近一跳和两跳距离的节点发送 DIO

信息,这些节点收到的 DIO 消息都存储在自己的路由表中,可作为备选父亲节点及支持向上多路径转发。然后计算自己的 Rank 值,修改后的 DIO 消息再发送给其他的节点。示意图如图 1。从图 1 最左的一幅图可以看见,节点收到 DIO 继续向下再转发一次 DIO 信息。

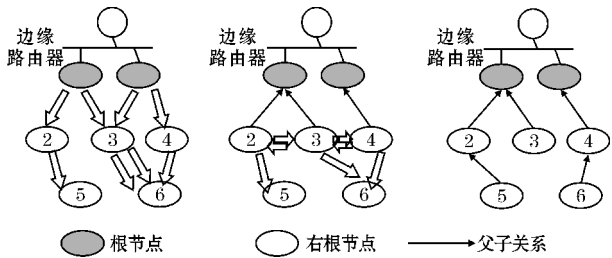


图 1 向上路由建立

1.3.2 向下路由的建立

同样地,与传统的 RPL 路由协议向下路由相比,协议中每个节点选择保存附近一跳和两跳的节点的信息,可以提供多路径路由^[15-16]。每个节点向附近一跳和两跳距离的节点发送 DAO 消息,然后该节点信息会被附近一跳和两跳距离的节点保存在路由表中。

2 S-RPL 路由过程

假定按照上节方法,建立如图 2 的路由分析 S-RPL 是如何进行路由的。路由过程中,需随时比较 Rank 的值,以防止形成回路和贪婪。

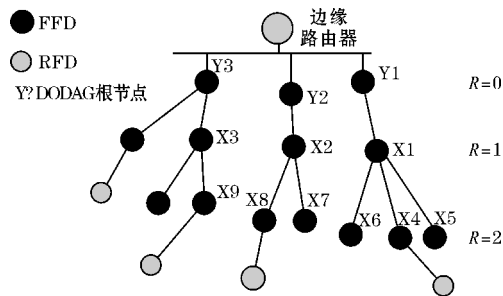


图 2 路由

分以下情况(优先级依次是情况1>情况2>情况3):

情况1:源节点 s , 目标节点 d , 例如图2中 X6, X5。其地址 N_s 在 N_d 两跳范围, 即 N_s 的一跳地址信息列表 L_1 , 或两跳地址信息列表 L_2 存储了目的地址的信息。此时 s 直接路由到 d , 不形成回路与贪婪。那么路由长度 $h_{(s0)}$ (不同情况下路由长度由下标 $S0, S1, \dots, Sn$ 区别) 满足式(2), 选择当前情况最优的一条路径。

$$\begin{aligned} & \forall s, d \\ & \exists (N_d \in L_1) \vee (N_d \in L_2) \\ & (h_{(s0)} = 1) \vee (h_{(s0)} = 2) \end{aligned} \quad (2)$$

情况2: 源节点没有目的节点地址信息, 且 $Rank_{(source)} = Rank_{(destination)}$ 任意 $Rank_{(s)} = Rank_{(d)}$, s 为源节点, d 为目的节点, 且 d 不在 s 的两跳范围内。

如果 s 、 d 同父亲节点, 即 $s_{(p)} = d_{(p)}$, 此时相当于 X6 与其另一个相距跳数大于2兄弟节点(图中不存在)。路由长度 $h_{(s1)}$ 满足式(3), 即数据包先转发到父亲节点再到节点 d 。此时转发情况简单, 父亲节点必含 d 的地址, 容易得出不形成回路和贪婪的结论。

$$\begin{aligned} & \forall s, d \\ & \exists s_{(p)} = d_{(p)} \\ & h_{(s1)} = 2 \end{aligned} \quad (3)$$

如果 $s_{(p)} \neq d_{(p)}$, 例如 X7 和 X5 的情况。 s 数据包向 $s_{(p)}$ 转发。若 $s_{(p)}$ 的地址列表 L_1 或 L_2 不包含 $d_{(p)}$ 地址信息, 则向 $s_{(p)}$ 的父代节点 u 转发。若它的地址列表 L_1 或 L_2 仍不包含 $d_{(p)}$ 地址信息, 则 u 经共同祖先节点向同 Rank 值节点 v 转发, 其中节点 v 地址列表 L_1 或 L_2 包含 d 地址信息。 u 与 v 的转发距离是 $l_{(uv)}$, 最后转发到节点 d 。在特例中, X7 向 X2 转发, X2 包含 X1 的地址信息(X1 为 X5 的父亲节点), 所以路径为: X7→X2→X1→X5。这种情况比较 $Rank$, $Rank+2$ 后, 就不再向 $Rank$ 值更大的节点发送, 避免了贪婪。它的祖先节点传给其兄弟节点, 之后不再传回来形成回路。路由长度 $h_{(s2)}$ 满足:

$$\begin{aligned} & \forall s, d \wedge (s_{(p)} \neq d_{(p)}) \\ & \exists v, (N_{(d)} \in L_1) \vee (N_{(d)} \in L_2) \\ & (h_{(s2)} = l_{(uv)} + 2) \vee (h_{(s2)} = l_{(uv)} + 4) \\ & Rank_{(u)} = Rank_{(v)} \end{aligned} \quad (4)$$

情况3: 源节点没有目的节点地址信息, 且 $Rank_{(source)} \neq Rank_{(destination)}$

任意 $Rank_{(s)} \neq Rank_{(d)}$, s 为源节点, d 为目的节点。 d 不在 s 的两跳范围内。

源节点 s 、目的节点 d 某一根节点为他们的共同祖先节点, 即一节点为另一节点后代, 例如图2中的

Y1 和 X4 的儿子节点。首先源节点与目的节点在同一分支, d 父亲节点必然包括 d , 所以不形成回路和贪婪。 $l_{(sd)}$ 为两节点的距离, 路由长度 $h_{(s3)}$ 满足:

$$\begin{aligned} & (Rank_{(s)} < Rank_{(d)}) \vee (Rank_{(s)} > Rank_{(d)}) \\ & \forall g, (Rank_{(g)} < Rank_{(d)}) \vee (Rank_{(g)} > Rank_{(d)}) \\ & \exists g = d \\ & h_{(s3)} = l_{(sd)} \end{aligned} \quad (5)$$

源地址和目的地址是不同分支, 例如图2的 X3 和 X5。且 d 的一祖先(后代)节点 g 满足 $Rank_{(g)} = Rank_{(s)}$, $l_{(sg)}$ 为节点 s 与 g 的距离, 对于 X3 和 X5 来说, X3→X2→X1。然后参照式(5), g 到 d 的路径长度 $h_{(s3)}$ 。第一步向 Rank 值相等的节点发送, 不形成回路和贪婪, 第二步见情况3同祖先节点的分析, 同样的不形成回路和贪婪。路由长度 $h_{(s4)}$ 满足:

$$\begin{aligned} & (Rank_{(s)} < Rank_{(d)}) \vee (Rank_{(s)} > Rank_{(d)}) \\ & \exists g, Rank_{(g)} = Rank_{(d)} \\ & h_{(s4)} = l_{(sg)} + h_{(s3)} \end{aligned} \quad (6)$$

3 协议复杂度分析

3.1 节点存储量

按照 RPL 存储模式, 每个节点存储量为 m , m 为子网络所有节点数量。而文中的 S-RPL 因只保存相邻两跳节点地址, 显然节点存储占用内存满足:

$$M_{(RPL)} > M_{(S-RPL)} \quad (7)$$

3.2 节点计算量

S-RPL 节点需计算 Rank 值, 发现邻居节点。与 RPL 不同的是, 文中 Rank 值计算见式(1), 同已有协议的 Rank 值计算式(8)比较, $Rank$ 的增加必须是 MinH 公 opRankIncrease (MPI), 它是指节点和它的任何一个 DODAG 父代间以 $Rank$ 为单位的最小增量。且 $Rank$ 的变化要与反映度量值 (metric) 的变化成正比。

$$Rank_{(n)} = ObjectionFunction(MPI, metric) \quad (8)$$

从计算量来看, 简单的加1运算计算复杂度显然更小。所以, 可以得出复杂度关系:

$$O_{(RPL)} > O_{(S-RPL)} \quad (9)$$

3.3 路由长度及其时延

由第2节路由过程给出的具体路由式子, 我们可以得出每种路由情况的最长路径 $h_{(s)}$ 。设 t 为邻居节点间传送的时延时间, $T_{(s)}$ 为每种情况下的最大时延时间:

$$T_{(s)} = t \times h_{(s)} \quad (10)$$

对于路径长度,将 S-RPL 与文献[17]路由作比较。假设相邻节点间传送时延相等,则主要对比路由长度。不过它的路由是基于一跳和两条路由表,寻找源节点与目的节点共同的祖先节点。这里划分 3 种情况进行比较。

情况 1:路由方式基本一致,也相对简单,路由长度基本相等。

情况 2:按文献[17]的路由,其路由路径长度:

$$h_{(exit-1)} = h_{one-neig-a} + h_{one-dest-a} + 1 \quad (11)$$

$$h_{(exit-2)} = h_{two-neig-a} + h_{two-dest-a} + 2 \quad (12)$$

$h_{(one-neig-a)}$ 表示下一跳节点和目标节点最近共同祖先节点与下一跳节点之间的距离; $h_{(one-dest-a)}$ 表示目的节点和下一跳节点最近共同祖先节点与目的节点之间的距离; $h_{(two-neig-a)}$ 表示是下两跳节点和目标节点最近共同祖先节点与下两跳节点之间的距离; $h_{(two-dest-a)}$ 表示目的节点和两跳节点最近共同祖先节点与目的节点之间的距离。式(11)、(12)是分别根据一跳路由表和两跳路由表划分路由长度,从数学的角度比较其路径长度,理论上此处都基于式(11)比较。

当 $s_{(p)} = d_{(p)}$, 由式(3)得出

$$h_{(exit-1)} - h_{(s1)} = h_{one-neig-a} + h_{one-dest-a} + 1 - 2 \geq 0$$

这种情况只有选择下一跳节点是父亲节点,两种路由方式才有可能相等。

当 $s_{(p)} \neq d_{(p)}$, 由式(4)可知,节点从父亲节点层开始路由,找到包含目的节点的祖先节点,这样寻找会更快找到目的节点,得出:

$$h_{(exit-1)} - h_{(s2)} = h_{one-neig-a} + h_{one-dest-a} + 1 - l_{(uv)} - 2 \geq 0$$

情况 3:源节点 s 与目的节点 d 在同一分支,由式(5),当目的节点 Rank 值大于源节点,且式(10)选择父亲节点作为下一节点,才出现相等情况,可以得到:

$$h_{(exit-1)} - h_{(s3)} = h_{one-neig-a} + h_{one-dest-a} + 1 - l_{(sd)} \geq 0$$

源节点 s 、目标节点 d 不在同一分支,由式(6),源节点首先会发送数据到同目的节点 Rank 值相等的祖先或者后代节点,此时成为情况 2 的第二种情况,依然可以得出结论:

$$h_{(exit-1)} - h_{(s4)} = h_{one-neig-a} + h_{one-dest-a} + 1 - (l_{(sg)} + h_{(s2)}) \geq 0$$

从节点的存储、计算量以及路由长度的比较,可以得出文中的路由协议确有低功耗、低存储量、计算量低、简单等优点。

4 仿真结果

用 NS2 仿真该协议效果。仿真环境主要参数设置见表 3。

表 3 仿真主要参数设置

主要参数	参数值
传输半径	50 m
MAC 协议	IEEE802.15.4
初始能量	5 J
节点数量	40
仿真时间	400 s
仿真范围	250 m×250 m

从实验仿真图 4 中可以得出 S-RPL 时延小于 AODV, AODV 时延小于 RPL。由于 S-RPL 的计算量低,且存储附近两跳节点地址,寻址更快,使得 S-RPL 的时延随着发包速率的不断增加, S-RPL 的延迟时间比 RPL 和 AODV 都短。

图 5 给出在不同的节点数量网络中,丢包率的变化。发包速率采用 25 packet/s, RPL 的协议复杂,适用于更复杂的环境,在丢包率上,要优于 AODV。然而, S-RPL 在计算与存储方面做了优化,使计算出错的的可能性更小,从而有了图 5 的实验结果。

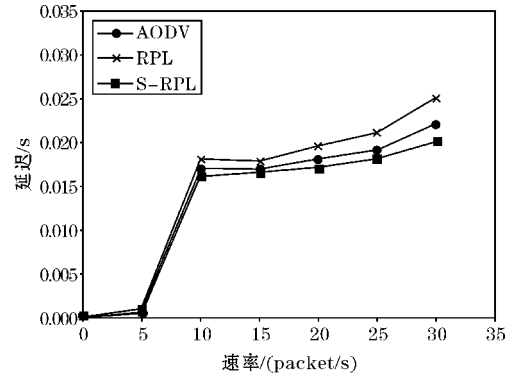


图 4 传输时延

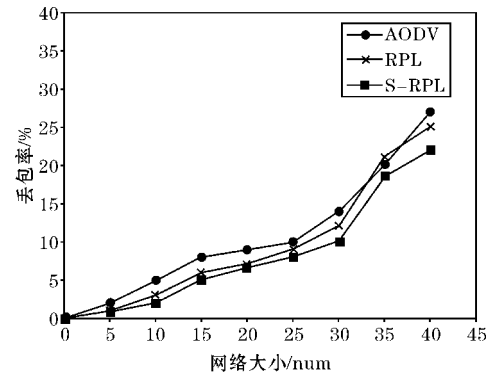


图 5 丢包率

图6实验仿真比较了S-RPL同RPL平均能量消耗。两个协议采用同样的网络节点数目40个节点,发包速率也是25 packet/s,初始能量5 J。能量的消耗在于节点的计算、寻址和地址管理等方面。在文中论述了S-RPL各方面都优于RPL,因此S-RPL能量消耗只是RPL的55%左右。

图7实验仿真的是相同情况下,文献[17]和文中路由协议路径跳数的比较。L是源节点与目的节点到源节点和目的节点共同最近的祖先节点之间的距离之和。从图中,可以看出已存在的路由虽然很优化,但是都是受限于共同祖先节点,在L越来越大的情况下,文中的协议的优势更加明显的。

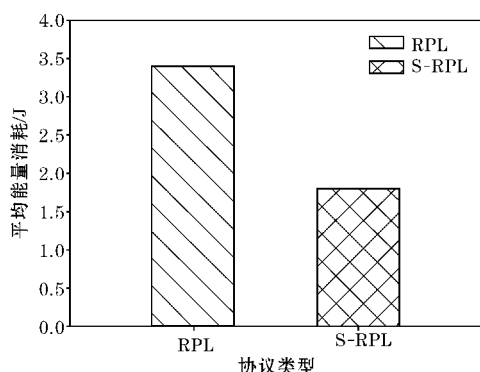


图6 平均能量消耗图

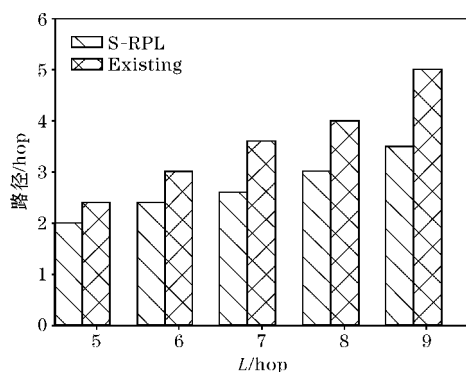


图7 路径

5 结束语

提出的S-RPL路由协议具有以下优点。首先,简化Rank值的计算,减小路由计算,提高路由速率。其次,S-RPL协议为节点构造了全球唯一的地址,每个节点都只存储附近2跳的节点信息,相比于RPL存储模式减少存储空间。再次,目的地址与源地址之间的可选路径增加,提高数据转发的成功率,增加稳定性。此外,该协议的路由规则使得跳数也是最低的,降低能量消耗。最后,S-RPL协议在选择源地址与目的地址之间的路径时,利用Rank值防止贪婪和回路的出现。

NS2仿真结果表明了S-RPL短时延、低功耗等优越性。不过,没有很好地解决数据报文过长的问题,需继续研究。

参考文献:

- [1] Zach Shelby, Carsten Bormann. 6LoWPAN: the wireless embedded internet [M]. the UK.: John Wiley & Sons Ltd, 2009: 1-245.
- [2] Bouaziz M, Rachedi A. A survey on mobility management protocols in Wireless Sensor Networks based on 6LoWPAN technology [J]. Computer Communications, 2016, 74(1): 3-15.
- [3] Oliveira Luis Miguel, Rodrigues Joel, de Sousa Amaro, et al. Network Admission Control Solution for 6LoWPAN Networks Based on Symmetric Key Mechanisms [J]. IEEE transactions on industrial informatics, 2016, 12(99): 2186-2195.
- [4] Martinez Gerardo Santillan, Delamer Ivan M, Lastra Jose L. et al. A packet scheduler for real-time 6LoWPAN wireless networks in manufacturing systems [J]. Journal of Intelligent manufacturing, 2017, 28: 301-311.
- [5] Xiaonan Wang. A Mobility Frame for 6LoWPAN WSN [J]. IEEE sensors journal, 2016, 16(8): 2755-2762.
- [6] Ming Liu, Yang Xu, Shuai Wu, et al. Design and Optimization of Hierarchical Routing Protocol for 6LoWPAN [J]. International Journal of Distributed Sensor Networks, 2015, 13.
- [7] Luís Oliveira, Amaro Sousa, Joel Rodrigues. Routing and mobility approaches in IPv6 over LoWPAN mesh networks [J]. International Journal of Communication Systems, 2011, 24(11): 1445-1466.
- [8] Long N T, Caro N D, Colitti W, et al. Comparative performance study of RPL in Wireless Sensor Networks [C]. IEEE Symposium on Communications & Vehicular Technology in the Benelux. IEEE, 2012: 1-6.
- [9] Ancillotti E., Bruno R., Conti M. The role of the RPL routing protocol for smart grid communications [J]. IEEE Communications Magazine, 2013, 5, 1(1): 75-83.
- [10] Olfa Gaddour, Anis Koubâa. RPL in a nutshell: A survey [J]. Computer Networks, 2012, 56(14):

- 3163–3178.
- [11] Choi D I, Park J T, Kim S Y, et al. IPv6 global connectivity for 6LoWPAN using short ID[C]. International Conference on Information NETWORKING. IEEE, 2011: 384–387.
- [12] Lee Tsung-Han, Chu Hung-Chi, Chang Lin-Huang. Modeling and Performance Analysis of Route-Over and Mesh-Under Routing Schemes in 6LoWPAN under Error-Prone Channel Condition[J]. Journal of Applied Mathematics, 2013(5): 1–9.
- [13] Vinay Kumar, Sudarshan Tiwari. Routing in IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks (6LoWPAN): A Survey[J]. Journal of Computer Networks and Communications, 2012, (2012–3–22), 2012, 2012.
- [14] 邹琳. IPv6 无线传感网路由协议研[D]. 南京: 南京邮电大学, 2013.
- [15] Oana Iova, Fabrice Theoleyre, Thomas Noel. Using multiparent routing in RPL to increase the stability and the lifetime of the network[J]. Ad Hoc Networks, 2015, 29: 45–62.
- [16] Jian-Ming Chang, Hsin-Yun Yang, Han-Chieh Chao. Multipath design for 6LoWPAN ad hoc on-demand distance vector routing[J]. International Journal of Information Technology, Communications and Convergence, 2010, 1(1): 24–40.
- [17] Xiaonan Wang, Qi Sun, Yuan Yang. Optimal addressing-based routing for 6LoWPAN[J]. Computer Standards & Interfaces, 2016, 45(C): 79–89.

A Low-power Routing Protocol for 6LoWPAN

CUI Dong-cai, HU Zhi-heng

(College of Communication Engineering, Chengdu University of Information Technology, Chengdu 610225, China)

Abstract: Based on the advantages and disadvantages of wireless sensor network routing protocol for the 6LoWPAN (IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks), Mesh-under and Route-over, this paper proposes a new routing protocol named S-RPL (Simple IPv6 Routing Protocol for Low-Power and Lossy Networks). And this kind of protocol improves the poor extendibility of Mesh-under and the complexity of Route-over. The S-RPL protocol is an on-demand driven protocol as well as an addressing-based routing protocol, and it just stores node information of two-hop neighbours, optimizes the calculation of Rank, inherits the universal property and extendibility of Route-over mechanism. Thus, the storage of node address in S-RPL, the computation and the consumption energy of nodes are reduced. Meanwhile, the S-RPL protocol looks for the best path or the path with least hops. The simulation of NS2 shows that the S-RPL implements low-power.

Keywords: computer application; WSNs; routing protocol; 6LoWPAN; RPL