

骨干无线网状网的排队延迟性能研究

黄丽莹

(广东技术师范学院 电子与信息学院, 广州 510630)

(huangly@126.com)

摘要:对一种基于网状分布的骨干无线网状网的延迟性能进行研究。提出了一种基于均衡负载的最短路径路由协议。在此协议基础上,研究了无线网状网数据包的排队延迟,推导出无线网状网排队延迟与网络的规模、网关和网状路由器的服务能力、数据包到达率的相互关系。此外,还分析排队延迟和网络容量的相互制约关系,并给出了在延迟限制条件下的网络容量。

关键词:骨干无线网状网;排队延迟;最短路由协议;容量

中图分类号: TP393.02 **文献标志码:** A

Queuing delay of backbone wireless mesh networks

HUANG Li-ying

(School of Electronics and Information Engineering, Guangdong Polytechnic Normal University, Guangzhou Guangdong 510630, China)

Abstract: The delay of a mesh-distributed backbone Wireless Mesh Network (WMN) was investigated. A short-path routing protocol based on traffic load balance was put forward. Considering the factors of routing protocol, network scale, the serving capability of gateways and mesh routers, the arriving rate of data packets, WMN's queuing delay was researched. In addition, the relation between queuing delay and capacity of the networks was discussed, and then the capacity based on the restriction of delay was given.

Key words: backbone wireless mesh networks; queuing delay; short-path routing protocol; capacity

0 引言

无线网状网(Wireless Mesh Network, WMN)被称为下一代网络的关键技术之一,是一种新型的、高容量、高速率宽带无线网络。WMN由多种类型的节点构成、以网状为基本拓扑结构,具有自组织、自愈合功能。在信息传输时,通过多跳的方式将数据转发到目的终端。文献[1]将WMN分成三种类型:骨干WMN、客户WMN和混合WMN,其中骨干WMN是极其重要的类型。

WMN支持多种服务,其中有许多是实时应用和多媒体网络应用,因此延迟是WMN很重要的性能参数。所以在规划与设计WMN时,需清楚网络延迟的决定因素,把握网络延迟和各决定因素的量化关系。

文献[2]提出了基于环状的WMN,研究了它的容量、覆盖范围和延迟。文献[3]研究了一种随机接入的WMN。作者并没有考虑骨干WMN作为因特网的无线接入网的情形(这是骨干WMN的重要应用形式)。文献[4]忽略了路由器内部的延迟,研究了WMN在网关处的延迟。文献[5]扩展链路层有效的容量模型,推导出WMN延迟超过设定边界的概率下限和累积分布函数。

与以上研究不同,本文研究一种含网关和网状路由器(以下简称“路由器”)在内网状分布的骨干WMN,并研究该网络作为无线接入网时的延迟性能。提出了一种基于均衡负载的最短路径路由协议,并在此协议基础上,推导出WMN排队延迟与网络的规模、网关和路由器的服务能力及数据包到达率的相互关系。此外,还分析排队延迟和网络容量的相互制约关系,并给出了在延迟限制条件下的网络容量。

1 系统模型

1.1 WMN模型

我们将骨干WMN的覆盖范围分成若干个正方形区域,每个正方形区域中心分布一个网关(网关是带网关功能的路由器)。每个网关负责自己所在正方形区域内所有终端用户和因特网之间的业务交换和中继。

如图1所示,假设每个网关服务的正方形区域以网关为中心可以划分为 $(2m+1) \times (2m+1)$ 个大小相同的正方形小区,除了网关所在的中心小区外,其他各小区内各分布着一个路由器。终端用户随机、独立地分布在各小区内。网关与路由器构成骨干网部分。

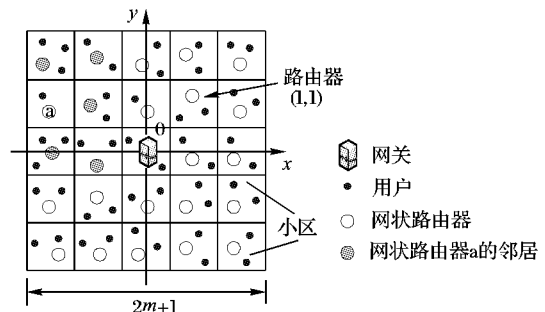


图1 骨干WMN的模型

我们使用直角坐标系来表示各路由器的位置。以网关为原点,建立坐标轴,以小区边长为一个坐标单元。以每个小区的中心点的坐标 (i, j) (其中 i, j 为整数)来表示该单元内路由器的位置及本身。令 $k = \max(|i|, |j|)$ ($1 \leq k \leq m$),则称路由器位于第 k 层。如果两个小区的边界具有公共点,称

这两个小区互为邻居小区。

由于每个网关服务区域大小和形状相同,并且各网关负责自己所属区域内的数据交换和中继,所以下面在一个网关服务的正方形区域内研究数据传输的排队延迟。

1.2 传输模型

网关与因特网之间的通信使用有线链路;网关、路由器和用户之间的传输均通过无线链路。当用户端有数据需要传输到因特网时,分成以下两种情况发送:如果用户位于 $(0,0)$ 小区,则直接发送给网关;否则首先发送到用户所在小区内的路由器,然后通过多跳方式传输到网关,最后由网关送入因特网。若因特网有数据要发送到 WMN 的用户时,则反之。

我们称用户→路由器→因特网方向的无线链路为上行链路,因特网→路由器→用户方向的无线链路为下行链路。假设上下行链路对称,且对应的上下行链路无线带宽相同,但使用的无线频段不同。同时,假定每个路由器和网关内部均有两个排队服务系统,分别处理上下行链路数据。由于对称性,上下行链路的特性相同,所以本文只讨论上行链路的传输特性,并假定路由器与路由器之间、由器与网关之间的上行链路带宽为 W bps。

1.3 排队模型

我们假设 WMN 网内数据的传输与处理以数据包为单位。每个数据包的长度为 L 比特。假设任意一个小区内所有用户发送的数据流之和(以下称为小区的业务流)都是参数 λ ($\lambda > 0$) 数据包/秒的泊松过程;数据包在路由器所需的服

$$p\{(i,j) \rightarrow (u,v)\} = \begin{cases} 1, & j = \pm i, u = \text{sgn}(i)(|i|-1) \text{ 且 } v = \text{sgn}(j)(|j|-1) \\ 1, & u = i = 0, v = \text{sgn}(j)(|j|-1) \text{ 或 } v = j = 0, u = \text{sgn}(i)(|i|-1) \\ \frac{2||i|-|j||-1}{2(k-1)}, & 1 \leq |j| \leq |i|-1, u = \text{sgn}(i)(|i|-1), v = j \text{ 或 } 1 \leq |i| \leq |j|-1, u = i, v = \text{sgn}(j)(|j|-1) \\ \frac{2\min(|i|, |j|)-1}{2(k-1)}, & |i| \neq |j|, u = \text{sgn}(i)(|i|-1) \text{ 且 } v = \text{sgn}(j)(|j|-1) \\ 0, & u, v \text{ 非以上取值} \end{cases} \quad (1)$$

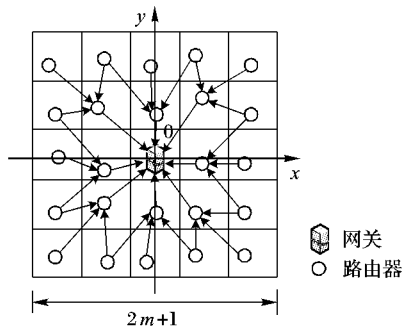


图2 WMN 采用的最短路径路由协议示意图

2 路由器和网关的排队延迟的分析

2.1 路由器和网关的到达过程与输出过程

令任一个路由器如 (i,j) 的到达过程表示为 $In(i,j)$, 输出过程为 $Out(i,j)$, 同时令小区 (i,j) 内所有用户数据到达路由器 (i,j) 的数据流表示为 $In_0(i,j)$, 则 $In_0(i,j)$ 为参数 λ 数据包/秒的泊松过程。

可以证明 WMN 中网关和每一个路由器都是 $M/M/1/\infty$ 排队系统。所有距离网关跳数相同(即同一层)的路由器的到达过程和输出过程都相同,即如果任两个路由器 (i,j) 和 (u,v) , 当它们满足 $1 \leq \max(|i|, |j|) = \max(|u|, |v|) \leq$

务时间序列独立,服从相同参数 μ ($\mu > 0$) 数据包/秒的负指数分布,其中 μ 取值大于任一个路由器的平均数据到达率,且 $\mu L < W$, 路由器的数据到达过程与服务过程彼此独立。每个路由器在上行链路上只有一个处理器,具有无限大的缓存空间。路由器处理进入的数据包均采用先到先服务的模式。

我们假设数据包在网关所需的服务时间序列独立,服从相同参数 μ_g 数据包/秒的负指数分布,其中 μ_g 取值大于网关的平均数据到达率;假设网关的到达过程和服务过程彼此独立;同时假设每个网关在上行链路上只有一个处理器,具有无限大的缓存空间。

1.4 一种基于均衡负载的最短路径路由协议

假设数据传输基于最短路径路由原则。当路由器有数据需要传输到因特网时,将尽量沿着路由器和网关之间的连线,以多跳的方式向着网关方向传输。路由规则如图 2 所示。对任一小区的中心点与网关之间作一连线,则该小区内的路由器将选择连线通过的内层邻居小区的路由器作为下一跳目的地。

为了均衡负载,使得进入同一层各路由器的负载平衡,我们提出了一种基于均衡负载的路由算法,对路由器数据的传输方向作了一些限制。

用 $p\{(i,j) \rightarrow (u,v)\}$ 表示路由器 (i,j) 输出的数据直接发送给路由器 (u,v) 的概率,则假定数据的传输有以下限制。

当 $k = \max(|i|, |j|) \geq 2$ 时,

m 时,则有 $Out(u,v) = Out(i,j)$ 和 $In(u,v) = In(i,j)$ 。由于篇幅所限,略去证明过程。

可以看出,该路由协议可以达到均衡负载的目的。

引理 1 对于第 k 层路由器 (i,j) , 其到达过程 $In(i,j)$ 和输出过程 $Out(i,j)$ 均为参数 $\frac{(m+k)(m-k+1)}{2k}\lambda$ 的泊松过程。

证明 路由器 (i,j) 到达过程的参数我们用 $\lambda(i,j)$ 来表示;第 k 层的路由器到达过程的参数可以统一用 $\lambda(k)$ 来表示;每个路由器接收来自所在小区内部的业务流是泊松过程,其参数我们用 $\lambda_0(i,j)$ 来表示,则:

$$\lambda_0(i,j) = \lambda \quad (2)$$

1) 当路由器 (i,j) 位于最外层,即 $k = m$ 时:

$$\lambda(i,j) = \lambda = \frac{(m+m)(m-m+1)}{2m}\lambda \quad (3)$$

此时,引理 1 成立。

2) 假设当 $k = h$ (其中 h 为整数,且 $2 < h < m$) 时,引理 1 也成立,则:

$$\lambda(i,j) = \lambda(h) = \frac{(m+h)(m-h+1)}{2h}\lambda \quad (4)$$

3) 当 $k = h - 1$ 时:

$$In(i,j) = In_0(i,j) + \frac{h}{h-1}Out(h) \quad (5)$$

$$\lambda(i, j) = \lambda(h-1) = \lambda_0(i, j) + \frac{h}{h-1} \lambda(h) = \frac{(m+h-1)(m-(h-1)+1)}{2(h-1)} \lambda \quad (6)$$

所以,当 $k = h-1$ 时,命题也成立。

综合上面的证明,对于第 k 层路由器 (i, j) , 有:

$$\lambda(i, j) = \lambda(k) = \frac{(m+k)(m-k+1)}{2k} \lambda \quad (7)$$

引理1得证。

引理2 网关的到达过程是参数为 $(4m^2 + 4m + 1)\lambda$ 的泊松过程。

证明 用 $\{In_G(t), t > 0\}$ 来表示网关的到达过程,则:

$$In_G(t) = In(0, 0) + \sum_{\max(|i|, |j|)=1} Out(i, j) \quad (8)$$

因为第一层8个路由器的输出均是独立的泊松过程,小区 $(0, 0)$ 内部用户数据流到达网关的到达过程也是泊松过程,并且与这8个路由器的输出独立,所以 $\{In_G(t), t > 0\}$ 是个泊松过程,其参数为:

$$\lambda_G = 8\lambda(1) + \lambda = (4m^2 + 4m + 1)\lambda \quad (9)$$

2.2 路由器的排队延迟

第 k 层路由器的业务强度为:

$$\rho(k) = \frac{\lambda(k)}{\mu} = \frac{(m+k)(m-k+1)}{2k} \times \frac{\lambda}{\mu} \quad (10)$$

将式(10)代入文献[6]中的定理2.1.2,可以得到引理3。

引理3 若不考虑无线传播延迟因素,在统计平衡 ($\rho(i, j) < 1$, 即 $\lambda(i, j) < \mu$) 下,数据包在路由器 (i, j) 的平均等待时间为:

$$\bar{T}_{QW}(k) = E[T_{QW}(k)] = \frac{(m+k)(m-k+1)\lambda}{2k\mu^2 - (m+k)(m-k+1)\lambda\mu} \quad (11)$$

等待时间的方差为:

$$D[T_{QW}(k)] = \frac{4k(m+k)(m-k+1)\lambda\mu - (m+k)^2(m-k+1)^2\lambda^2}{\mu^2(2k\mu - (m+k)(m-k+1)\lambda)^2} \quad (12)$$

平均逗留时间(称为平均排队延迟)为:

$$\bar{T}_Q(k) = E[T_Q(k)] = \frac{2k}{2k\mu - (m+k)(m-k+1)\lambda} \quad (13)$$

排队延迟的方差为:

$$D[T_Q(k)] = \frac{4k^2}{(2k\mu - (m+k)(m-k+1)\lambda)^2} \quad (14)$$

2.3 网关的排队延迟

网关的业务强度为:

$$\rho_G = \frac{\lambda_G}{\mu_G} = (4m^2 + 4m + 1) \frac{\lambda}{\mu_G} \quad (15)$$

同样,将式(15)代入文献[6]中的定理2.1.2,可以得到引理4。

引理4 若不考虑无线传播延迟等因素,在统计平衡 ($\rho_G < 1$) 下,数据包在网关的平均等待时间为:

$$\bar{T}_{GW} = E[T_{GW}] = \frac{(4m^2 + 4m + 1)\lambda}{\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda\mu_G} \quad (16)$$

等待时间的方差为:

$$D[T_{GW}] = \frac{2(4m^2 + 4m + 1)\lambda\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)^2\lambda^2}{\mu_G^2(\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda)^2} \quad (17)$$

平均逗留时间(即排队延迟)为:

$$\bar{T}_G = E[T_G] = \frac{1}{\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda} \quad (18)$$

其方差为:

$$D[T_G] = \frac{1}{(\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda)^2} \quad (19)$$

3 数据包的排队延迟

从用户到因特网,数据包的排队延迟包括所有经过的路由器和网关里面的排队延迟。我们称网关所在的小区为第0层小区。第 k 层 ($0 \leq k \leq m$) 小区内用户所发送的数据包自用户到因特网的平均排队延迟可以表示为 $\bar{T}_{UQ}(k)$ 。

结论1 骨干 WMN 第 k 层 ($0 \leq k \leq m$) 小区内用户所发送的数据包从用户到因特网的平均排队延迟为:

$$\bar{T}_{UQ}(k) = \frac{1}{\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda} + \sum_{h=0}^k \frac{2h}{2h\mu - (m+h)(m-h+1)\lambda} \quad (20)$$

证明 因为网关、路由器的到达过程和服务过程是彼此独立的,所以网关、各路由器间的服务过程也是独立的,因此当 $1 \leq k \leq m$ 时:

$$\bar{T}_{UQ}(k) = \bar{T}_G + \sum_{h=1}^k \bar{T}_Q(h) \quad (21)$$

当 $k = 0$ 时:

$$\bar{T}_{UQ}(k) = \bar{T}_G \quad (22)$$

令 $\bar{T}_Q(0) = 0$, 我们可以将式(21)和(22)统一为:

$$\bar{T}_{UQ}(k) = \bar{T}_G + \sum_{h=0}^k \bar{T}_Q(h) \quad (23)$$

将式(13)和式(18)代入式(23),结论1得证。

从结论1我们可以看出,越外层用户的数据包延迟越大。当用户处于网关所在小区时,其排队延迟最小,平均排队延迟为 $\frac{1}{(\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda)}$ 。当用户处于距离网关最远的第 m 层小区时,延迟最大,其平均排队延迟为

$\frac{1}{\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda} + \sum_{h=1}^m \frac{2h}{2h\mu - (m+h)(m-h+1)\lambda}$ 。如果要限制网络的最大平均排队延迟,就要限制每个网关的服务范围或者限制用户发送的数据率。

由于每个路由器从小区内部用户输入的数据到达过程同分布,都是参数 λ 。所以从整个网络的角度来看,数据包进入任一路由器 (i, j) 的概率为:

$$p_{i,j} = \frac{1}{(2m+1)^2} \quad (24)$$

结论2 当 WMN 每个网关的影响范围是以其为中心的 $(2m+1) \times (2m+1)$ 个正方形小区时,整个网络的平均排队延迟为:

$$\bar{T}_{WMNQ}(m) = \frac{1}{\mu_G - (4m^2 + 4m + 1)\lambda} + \frac{16}{(2m+1)^2} \sum_{k=1}^m \sum_{h=1}^k \frac{kh}{2h\mu - (m+h)(m-h+1)\lambda} \quad (25)$$

证明

$$\bar{T}_{WMNQ}(m) = \sum_{i,j=-m}^m p_{i,j} \bar{T}_{UQ}(i, j) \quad (26)$$

将式(20)和式(24)代入式(26),结论2得证。

4 容量和延迟的关系

我们以上的分析均在假设所有路由器的到达率小于路由

器的服务率 μ , 网关的数据到达率小于网关的服务率, 同时 $\mu L < W$ 的条件 (即满足 $\lambda(k) < \mu < \frac{W}{L}, \lambda_G < \mu_G$) 下进行的。

这保证了系统稳定性。所以 λ 必须满足以下限制:

$$\begin{cases} \lambda(1) = \frac{m(m+1)}{2} \lambda < \mu < \frac{W}{L} \\ \lambda_G = (4m^2 + 4m + 1) \lambda < \mu_G \end{cases} \quad (27)$$

即:

$$\lambda < \min\left(\frac{2\mu}{m^2 + m}, \frac{2W}{L(m^2 + m)}, \frac{\mu_G}{4m^2 + 4m + 1}\right) \quad (30)$$

因此当网关服务区域越大, 每个小区内可以允许的业务流量就越小, 即网络的吞吐量越小。

因为每个小区单位时间平均业务流量 (即 λ) 是 WMN 容量的重要参数, 所以结论 1 和结论 2 给出了网络容量和排队延迟的关系。从这些结论可以看出, 每个小区内所有用户发送的总数据率 (即 λ) 和网络数据包的排队延迟是相互制约的关系。在网络其他参数不改变的情况下, λ 越大, 单个数据包在网内的总排队延迟越大, 整个网络的平均延迟 $\bar{T}_{WMN}(m)$ 也越大。

容量和延迟是相互制约的关系。当增大 λ 也就是增大网络的吞吐量时, 会带来网络延迟的增加; 如果要限制网络的延迟, 则 λ 会受到限制。当给定网络最大平均排队延迟为 T_D 时, 可以通过 $T_D = \bar{T}_{WMN}(m)$, 代入结论 2, 求出此时的 λ 的取值 λ_{\max} , λ_{\max} 就是满足最大平均排队延迟为 T_D 时, 小区用户发送总数据率的上限。

由前面的讨论可以看出, 在网络其他参数不改变的情况下, 如果 m 越大 (即骨干 WMN 每个网关服务的小区越多, 也即路由器数目越多), 整个网络数据包的总平均排队延迟 $\bar{T}_{WMN}(m)$ 就越大。所以如果需要在满足网络容量增大的同时减少延迟, 可以通过增加网关的数量, 减少每个网关的服务

范围 (也就是减少 m 值), 提高网关和路由器排队服务能力 (即提高 μ 和 μ_G) 等方法来实现。

5 结语

本文研究了一种网状分布的骨干 WMN 的延迟性能。首先提出了一种基于均衡负载的最短路径路由协议。该路由协议能够保证在网关周围相同跳数的路由器的到达过程和输出过程都是相同参数的泊松过程, 即保证了路由器负载均衡。

我们进一步研究了骨干 WMN 每个用户的数据包因为路由器和网关处理能力所造成的排队延迟, 以及整个网络内数据包的平均排队延迟, 推导出骨干 WMN 的排队延迟与网络的规模、网关和路由器的服务能力、数据包到达率之间的相互关系。本文最后讨论了骨干 WMN 容量和延迟的相互制约关系。

参考文献:

- [1] AKYILDIZ L F, WANG XUDONG. A survey on wireless mesh networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2005, 43(9): 23-30
- [2] HUANG J-H, WANG L-C, CHANG C-J. Capacity and QoS for a scalable ring-based wireless mesh network[J]. IEEE Selected Areas in Communications, 2006, 24(11): 2070-2080.
- [3] BISNIK N, ABOUZEID A. Delay and throughput in random access wireless mesh networks[C]// 2006 IEEE International Conference on Communications. [S. l.]: IEEE, 2006, 1: 403-408.
- [4] WU XIAOBING, LIU JIANGCHUAN, CHEN GUIHAI. Analysis of bottleneck delay and throughput in wireless mesh networks[C]// IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS). [S. l.]: IEEE, 2006: 765-770.
- [5] CHEN YU, CHEN JIA, YANG YANG. Multi-hop delay performance in wireless mesh networks[J]. Mobile Networks and Applications, 2008, 13(4): 160-168.
- [6] 唐应辉, 唐小我. 排队论——基础与分析技术[M]. 北京: 科学出版社, 2006: 31.
- [7] (上接第 2178 页)
- [8] 密集, 在建立链路的过程中候选转发节点可能过多, 造成多的能量消耗; 网络过于稀疏, 可能造成链路建立不成功。因此只有明确了网络环境, 簇首转发链路在建立过程中才能确定合适的参数, 建立合理的转发链路。本文讨论了在某一网络环境下, 参数取值对 LTCH 算法性能的影响情况。仿真结果表明: 根据网络节点的密集程度不同, 选择合适的转发链路候选区域的跨度与角度的值是提高 LTCH 算法性能的关键。由于篇幅有限, 本文未针对各种具体网络做深入研究, 因此如何根据网络节点分布的变化, 动态调整建立链路参数 d_{turn} 、 θ 及 $d_{i, \text{next}}$ 的取值, 对候选转发节点剩余能量的考虑等, 建立合理的链路是下一步研究的重要内容; 同时, 簇首的均匀分布以及稀疏不同、网络大小不同的情况下算法的适应性也是 LTCH 算法需要进一步完善的主要内容。
- [9] 参考文献:
- [10] ESTRIN D, GOVINDAN R, HEIDEMANN J, et al. Next century challenges: Scalable coordinate in sensor network[C]// Proceedings of the 5th ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. Seattle: IEEE Computer Society, 1999: 263-270.
- [11] ESTRIN D. Wireless sensor networks tutorial part IV: Sensor network protocols[C]// Proceedings of the ACM Mobile Computing and Networking (MobiCom). New York: ACM, 2002.
- [12] 孙利民, 李建中. 无线传感器网络[M]. 北京: 清华大学出版社, 2005: 89-94.
- [13] HEINZELMAN W. Application-specific protocol architectures for wireless networks[D]. Boston: Massachusetts Institute of Technology, 2000.
- [14] YOUNIS O, FAHMY S. HEED: A hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach for Ad Hoc sensor networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2004, 3(4): 660-670.
- [15] AL-KARAKI J N, UL-MUSTAFA R, KAMAL A E. Data aggregation in wireless sensor networks - Exact and approximate algorithms[C]// Proceedings of the IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing. Phoenix: IEEE Communications Society, 2004: 241-245.
- [16] YAN JINA, WANG LING, KIMB Y, et al. EEMC: An energy-efficient multi-level clustering algorithm for large-scale wireless sensor networks[J]. Computer Networks, 2008, 52(3): 542-562.
- [17] LI CHENG-FA, CHEN CUI-HAI, YE MAO, et al. An uneven cluster-based routing protocol for wireless sensor networks[J]. Chinese Journal of Computers, 2007, 30(1): 27-36.
- [18] 王毅, 张德运, 梁涛涛. 无线传感器网络分区能耗均衡的非均匀分簇算法[J]. 西安交通大学学报, 2008, 42(4): 389-393.
- [19] 陈贵海, 李成. EESC: 一种无线传感器网络中节能的聚类方案[J]. 计算机科学与探索, 2007, 1(2): 170-179.
- [20] SANTI P. Topology control in wireless Ad Hoc and sensor networks [M/OL]. [2009-02-01]. <http://as.wiley.com/WileyCDA/Section/index.html>.