

面向工业无线汇聚网络的高吞吐率 MAC 协议

徐亦达 徐朝农

(中国石油大学(北京)计算机科学与技术系 北京 102249)

摘要 汇聚网络是工业传感器网络的常用拓扑形式。汇聚网络的隐藏终端是影响网络吞吐率的重要因素,目前常用信道预留机制来加以解决。此外,随着物理层数据传输速率的不断提高,相对短报文的现象日渐突出,使得用于信道预留的控制报文的开销相对增加。现有的 IEEE802.11 DCF 不能同时有效应对这两个现象。提出了取消信道预留方式来克服相对短报文问题,而对于由于信道预约取消所导致的隐藏终端问题,则以随机发送机制解决。为了获得最优的发送概率,设计了 APCSMA 协议,该协议以最大化节点吞吐率为目标,提出吞吐率最大化的必要条件,基于该必要条件,在主干扰模型下推导出节点均匀分布情况下的最优报文发送概率。从理论上分析了协议的网络吞吐率、延迟和能量效率。仿真结果和分析表明,APCSMA 协议对于工业无线汇聚网络具有广泛的适用性。

关键词 媒体接入,汇聚,隐藏终端,信道预留,干扰模型

中图分类号 TP391 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2017.05.010

High-throughput MAC Protocol for Industrial Convergent Wireless Networks

XU Yi-da XU Chao-nong

(Department of Computer Science and Technology, China University of Petroleum, Beijing 102249, China)

Abstract Convergent topology is a widely used topology in industrial wireless sensor networks, and its throughput is adversely influenced by the hidden terminal problem. Nowadays, channel reservation scheme is utilized to deal with the notorious hidden terminal problem. However, the increasing data rate in the physical layer introduces relatively short packets, which results in the relative increase of the overhead of the channel reservation scheme. Since IEEE 802.11 DCF cannot effectively deal with the two problems mentioned above simultaneously, we proposed a novel protocol, termed as APCSMA, for convergent topology. Specifically, the channel reservation scheme is eliminated to deal with the relatively short packets, and an opportunistic transmission scheme is employed to deal with the hidden terminal problem. A necessary condition has been developed for the optimal transmission probability to maximize the per-node throughput. Together with the assumption of uniformly distributed nodes, the optimal transmission probability is derived under the primary interference model. Then, the performances of our protocol are thoroughly investigated in terms of network throughput, delay and energy efficiency. Our analytical results verified by simulations and the results demonstrate the efficiency of the proposed protocol in practical industrial convergent wireless networks.

Keywords MAC, Convergent, Hidden terminal, Channel reservation, Interference model

1 引言

我们的研究动机来源于一个实际的工业应用系统。无线综合录井系统由位于钻井平台控制室内的一台主机和散布于平台各部位的多个无线传感器共同构成,这些无线传感器的功能各不相同,它们实时地采集立压、套压、井深、大轴转速等钻井状态信息,并将其填充成 6 字节后无线发送给主机以进行进一步处理,包括滤波、故障状态诊断和数据展示等,主机无需给无线传感器发送任何动态配置信息或命令。这些传感器的负载差异很大,如井深传感器在非钻井状态时无需进行

任何数据采集,而立压传感器则必须至少每秒上报一次压力状态。由于布线难易程度不同,控制室内的主机可采用交流供电,而各无线传感器则使用 2Ah 的电池供电。为尽可能地省电以维持长时间的工作,将无线传感器的功率各自设定为其能与主机保持可靠通信的最小功率值,从而形成了一个典型的工业汇聚无线网络。事实上,汇聚型无线网络在工业中的应用范围非常广泛,因此对其进行深入研究具有重要意义。

显然,工业汇聚无线网络需要一个合适的 MAC 协议来进行数据收集^[1]。在负载差异很大的工业汇聚无线网络中,轮询协议等被动式 MAC 协议并不适用^[2-4]。此外,轮询式协

到稿日期:2016-04-28 返修日期:2016-06-08 本文受国家自然科学基金(61003307,61173132),中国石油大学(北京)科研基金(ZX20150089),国家科技重大专项(2014ZX03006-003)资助。

徐亦达(1986—),男,硕士生,主要研究方向为无线自组织网络,E-mail:744246418@qq.com;徐朝农(1975—),男,博士,副教授,主要研究方向为无线自组织网络与嵌入式系统,E-mail:xuchao-nong@cup.edu.cn。

议还需要整个网络系统保持严格的时间同步,这对低功耗要求较高的网络来说也具有相当大的挑战。主动式 MAC 协议(如 IEEE802.11 DCF 协议)可以充分发挥节点的自主性优势,因此在工业汇聚无线网络中具有更为广泛的应用。

汇聚无线网络支持单向的数据汇聚传输,隐藏终端众多是其典型特征。如图 1 所示,由于节点 A 和节点 C 分布在中心节点 R 的两侧且距离较远,因此它们彼此不能侦听到对方的传输,在 IEEE802.11 DCF 的载波侦听机制下彼此构成隐藏终端,若它们同时传输,必然引发无线冲撞,极大地影响了网络性能。

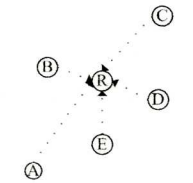


图 1 无线汇聚网络

为了解决隐藏终端问题,IEEE802.11 采用了基于 RTS/CTS 的信道预约机制。如图 2 所示,发送节点在发送数据前先发送 RTS 请求,接收节点回应 CTS,在通知发送节点可以进行传输的同时,也通知所有其他发送节点暂不进行传输,以保证传输不受干扰。该方式已经得到广泛的认可和应用。

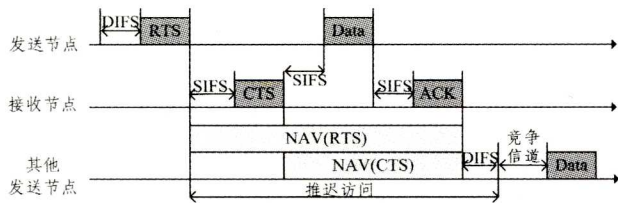


图 2 IEEE802.11 DCF 机制

当传感数据报文较长时,用于信道预约的控制报文的开销相对较小,因此可以使用基于 RTS/CTS 的预约机制。然而,随着物理层传输速率的不断提高(例如 802.11n-2009 物理层的最大数据传输速率为 600Mbps),同样长度的传感报文的传输时间急剧缩短。而控制报文的时间却相对保持恒定,一个原因是由于受到电路延迟和处理延迟的影响 DIFS (Distributed Interframe Spacing), FIFS (Short Interframe Space), PIFS (PCF Interframe Space) 等参数不可能发生明显的缩小,甚至还会有所变大,例如对于 SIFS 参数:IEEE802.11b 和 IEEE802.11g 均为 $10\mu s$,而 802.11n(5GHz) 却为 $16\mu s$;另一个原因是为了保证控制报文的传输可靠性,必须使控制报文的传输速率受限,以保证具有较高的接收信噪比,这就使得控制报文的发送时间并不会缩短。总而言之,控制报文的开销已经接近甚至超过数据报文传输的开销,此现象被称为相对短报文现象。事实上,相对短报文问题也出现在 5G 网络这样的高速网络场合中^[5],因此已经成为一个迫切需要解决的现实问题。相对短报文现象严重影响了系统的有效吞吐量。对于工业传感器网络来说,由于无线传感器的功能较为简单,传感数据普遍比较短小,因此相对短报文现象更为突出。

本文针对工业汇聚网络的相对短报文问题,取消信道预

约方式来降低控制开销,并以随机发送机制来解决载波侦听无法解决的隐藏终端问题,提出了 APCSMA (Asynchronous Probabilistic CSMA) 协议。APCSMA 实质上属于 p -坚持型 CSMA 协议,我们首次给出了在所定义的网络吞吐量最优条件下的 p 值。APCSMA 是一个完全异步的主动式协议,以节点吞吐量最大化为目标,提出吞吐量最大化的必要条件,基于主干扰模型和该必要条件推导出在节点均匀分布情况下的最优发送概率,并理论分析了协议的吞吐量、延迟和能量效率性能。实验结果表明,相对于标准的 IEEE802.11n 协议,在多种典型的报文长度下,APCSMA 协议在吞吐量、延迟和能量效率方面均具有更高的性能,充分说明了协议的有效性。

2 协议描述

2.1 网络模型与符号

给定 $n+1$ 个发送节点(标记为 $V=\{1,2,\dots,n+1\}$)与 1 个接收节点的汇聚网络,各节点随机分布在接收节点的接收范围 A 中,发送节点发送的数据仅由接收节点接收,并假设所有节点都具有相同的载波侦听范围 A_c 。网络仅有一条数据信道,不存在专用的控制信道和忙音信道^[3]。

定义 H_i 为位于发送节点 i 侦听范围内的发送节点的集合, F_i 为不在此范围内的发送节点的集合。

主干扰模型是本文所采用的无线干扰模型,其内容包括:

1) 节点在任何时刻不能同时处于接收和发送状态; 2) 节点在任意时刻只能接收一个邻居的报文。

2.2 协议描述

协议是完全的异步协议,因此有利于及时的低功耗睡眠。如图 3 所示,当没有数据进行发送时,节点即可进行睡眠;而仅当有数据发送任务时,节点首先进行 T_{sens} 时间长度的信道空闲侦听,以避免其可侦听邻居的影响。节点获得信道权后,将以概率 q 进行发送。当然,即使采用随机发送,也可能会受到其隐藏终端的影响,因此节点若没有收到 ACK,将进行重试。而对于中心接收节点来说,由于不需要进行睡眠,因此其在接收到报文后及时进行 ACK 回应即可。

```

Transmitter:
if(有待发数据) {
n=1;
while(n≤N){
侦听信道  $T_{sens}$ 时间;
if(信道空闲) {
以概率  $q$  发送数据; $n++$ ;
if(收到 ACK) break; } }

```

```

Receiver:
保持接收模式
if(接收成功) 发送 ACK

```

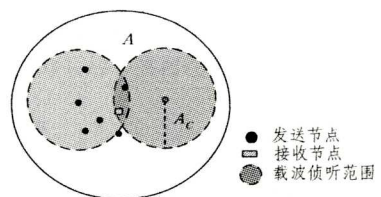


图 3 接收范围与载波侦听范围

发送概率 q 是影响该协议吞吐量性能的关键参数;最大重试次数 N 是影响传输成功率的关键参数。第 3 节通过建立吞吐量优化模型来推导这两个参数的合理取值。

3 协议建模与求解

3.1 协议模型

发送节点的吞吐量指发送节点单位时槽内所成功发送的平均数据包数。由 APCSMA 协议可以看出,一个报文可能会被重发多次^[6]。假设每次重发相互独立且具有相同的成功概率 $\tilde{p}_{(q)}$, q 是节点的报文发送概率,则一个报文被重发 i 次的概率为 $(1-\tilde{p}_{(q)})^{i-1}\tilde{p}_{(q)}$,而在此种情况下,发送节点的吞吐率为 $1/i$ 。因此吞吐率的期望值为 $\sum_{i=1}^{\infty} \frac{(1-\tilde{p}_{(q)})^{i-1}\tilde{p}_{(q)}}{i}$ 。从而,发送节点的吞吐量优化问题可建模为:

$$\arg \max_q \sum_{i=1}^{\infty} \frac{(1-\tilde{p}_{(q)})^{i-1}\tilde{p}_{(q)}}{i} \quad (1)$$

s. t. $\tilde{p}_{(q)} \in (0, 1)$

定理 1 式(1)的解即为 $\arg \max_q \tilde{p}_{(q)}$ 的解。

证明:为表示方便,在无歧义产生的情况下,将 $\tilde{p}_{(q)}$ 简写为 \tilde{p} 。

令:

$$Q(\tilde{p}_{(q)}) = \sum_{i=1}^{\infty} \frac{(1-\tilde{p}_{(q)})^{i-1}\tilde{p}_{(q)}}{i} \quad (2)$$

因为当 $x \in (-1, 1)$ 时, $\ln(1+x) = \sum_{j=0}^{\infty} \frac{(-1)^j x^{j+1}}{j+1}$, 即

$$-\ln(1-x) = \sum_{j=0}^{\infty} \frac{x^{j+1}}{j+1}。因此$$

$$Q(\tilde{p}_{(q)}) = \frac{\tilde{p}_{(q)}}{\tilde{p}_{(q)}-1} \ln(\tilde{p}_{(q)})$$

则

$$\frac{dQ(\tilde{p}_{(q)})}{dq} = \frac{dQd\tilde{p}}{d\tilde{p}dq} = \frac{(\tilde{p}-\ln\tilde{p}-1)d\tilde{p}}{(1-\tilde{p})^2 dq} \quad (3)$$

令 $f(\tilde{p}) = \tilde{p} - \ln\tilde{p} - 1$, 由 $\frac{df(\tilde{p})}{d\tilde{p}} = 1 - \frac{1}{\tilde{p}}$ 可知, 当 $\tilde{p} \in$

$(0, 1)$ 时, $f(\tilde{p})$ 是 \tilde{p} 的减函数, 因此

$$f(\tilde{p}) > 0, \tilde{p} \in (0, 1) \quad (4)$$

亦即 $\text{sgn}(\frac{dQ(\tilde{p}_{(q)})}{dq}) = \text{sgn}(\frac{d\tilde{p}_{(q)}}{dq})$, 表明当且仅当 $\tilde{p}_{(q)}$ 在 q^* 处取得最大值时, $Q(\tilde{p}_{(q)})$ 也取得最大值。

3.2 主干扰模型下求解

首先考虑所有节点都有数据需发送的情况, 部分节点有数据需发送的情况将在 3.3 节介绍。

对于节点 i , 其报文发送成功与否取决于其与 H_i 和 F_i 之间的冲撞情况。首先考虑 H_i 中的节点对其产生的影响, 节点 i 可以侦听到 H_i 中节点的发送情况。如果认为侦听是有效的, 则节点 i 和 H_i 中节点间的碰撞概率很小。若节点之间完全平等, 则节点 i 竞争到信道的概率为:

$$p_{con}(i) = \frac{1}{|H_i| + 1}$$

其中, $|H_i|$ 为集合 H_i 中元素的个数, 根据载波侦听范围的定义, $|H_i| = nA_c/A$; 类似地, $|F_i| = n(A-A_c)/A$ 。

现在考虑节点 i 和 F_i 之间的冲撞情况, 需要注意的是,

空闲信道侦听机制对于隐藏终端是没有效果的。设节点的数据传输时间段是 T_{tran} 。节点 i 发送数据成功, 当且仅当 F_i 中的所有节点在节点 i 的数据发送时间段 T_{tran} 内均不发送数据。根据 T_{sens} 和 T_{tran} 的相对大小关系, 对节点 i 的数据发送成功概率分析如下。

(1) $T_{sens} < T_{tran}$, 侦听时段小于传输时段。

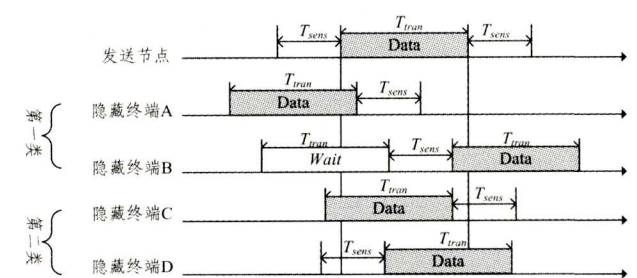
此时节点 i 的隐藏终端分为两类。

1) 隐藏终端的侦听时段被节点 i 的数据发送时段完全覆盖, 如图 4 的隐藏终端 A 或 B 所示。只有当该隐藏终端此次侦听的前后两个数据发送时段内均不发送数据, 节点 i 才可能成功发送数据。

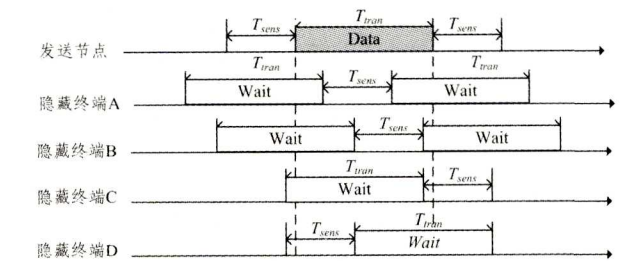
2) 隐藏终端的侦听时段被节点 i 的数据发送时段部分覆盖, 如图 4 的隐藏终端 C 或 D 所示。只有当该隐藏终端此次侦听前的数据发送时段(对于隐藏终端 C)或者此次侦听后的发送数据时段(对于隐藏终端 D)内不发送数据, 节点 i 才可能成功发送数据。

因为各隐藏节点之间完全异步, 所以 F_i 内的第一类隐藏终端的平均个数为 $\frac{T_{tran}-T_{sens}}{T_{tran}+T_{sens}}|F_i|$, 第二类隐藏终端的平均个数为 $\frac{2T_{sens}}{T_{tran}+T_{sens}}|F_i|$, 从而所有 F_i 中的节点均不发送的概率为:

$$p_{hide1}(i) = (1-q)^{\frac{2T_{sens}}{T_{tran}+T_{sens}}|F_i|}$$



(a) 节点与隐藏终端发生碰撞



(b) 节点与隐藏终端不发生碰撞

图 4 $T_{sens} < T_{tran}$ 情况下的两类隐藏终端

(2) $T_{sens} > T_{tran}$, 侦听时段大于传输时段。

此时节点 i 的隐藏终端分为两类。

1) 隐藏终端的侦听时段完全覆盖了节点 i 的数据发送时段, 如图 5 的隐藏终端 A 所示。无论该节点在本次侦听时段前后是否发送, 均不会影响节点 i 的数据发送。

2) 隐藏终端的侦听时段被节点 i 的数据发送时段部分覆盖, 如图 5 中的隐藏终端 B 和 C 所示。只有当该隐藏终端此次侦听前的数据发送时段(对于隐藏终端 B)或者此次侦听后

的数据发送时段(对于隐藏终端 C)内不发送数据,节点 i 才可能成功发送数据。

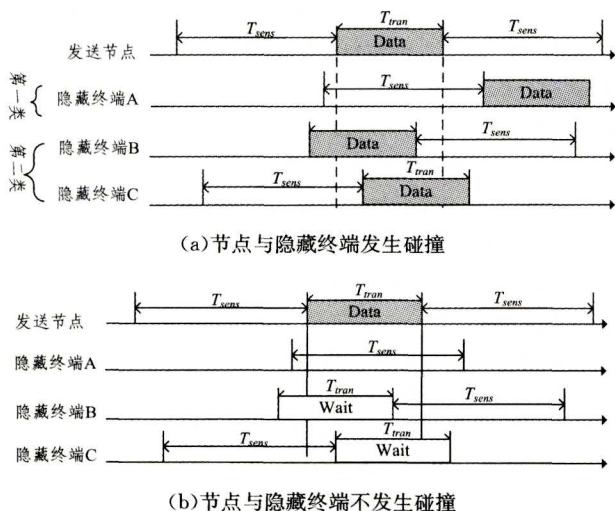


图5 $T_{sens} > T_{tran}$ 情况下的两类隐藏终端

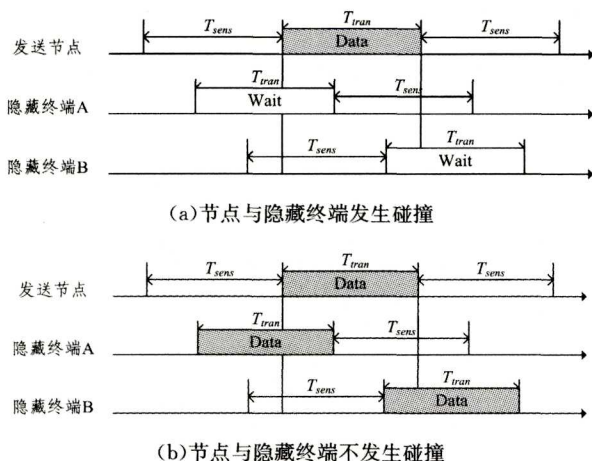


图6 $T_{sens} = T_{tran}$ 情况下的隐藏终端

因为各隐藏节点之间完全异步, F_i 内的第一类隐藏终端的平均个数为 $\frac{T_{tran} - T_{sens}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|$, 第二类隐藏终端的平均个数为

$\frac{2T_{sens}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|$ 。从而所有 F_i 节点均不传输的概率为:

$$p_{hide2}(i) = (1-q)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|} \quad (5)$$

(3) $T_{sens} = T_{tran}$, 侦听时间和传输时间相等。

如图6所示,此时节点 i 的隐藏终端只有一种情况,它在节点 i 的数据传输时段内有且仅有一次传输机会,并且它们的传输将会造成与节点 i 的冲撞,因此所有 F_i 节点均不传输的概率为 $p_{hide3}(i) = (1-q)^{|F_i|}$, 这正是当 $T_{sens} = T_{tran}$ 时式(5)的特例。

因此以上3种情况结果可合并为:

$$p_{hide}(i) = (1-q)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|}$$

综合可得,节点 i 在任一时槽成功发送数据的概率为:

$$\tilde{p}(q) = q \cdot p_{conu}(i) \cdot p_{hide}(i) = \frac{q}{|H_i| + 1} (1-q)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|} \quad (6)$$

由定理1可知 q 的最优值为:

$$q^* = \frac{T_{tran} + T_{sens}}{2T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens}} \quad (7)$$

从而:

$$\tilde{p}(q^*) = \frac{T_{tran} + T_{sens}}{(|H_i| + 1)(2T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens})} \left(\frac{2T_{tran} |F_i|}{2T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens}} \right)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}} |F_i|}$$

在不要求数据包必须发送成功而是接受成功率下限为 δ 的条件下,需计算最大重发次数 N 。而由于各次重发相互独立且概率为 \tilde{p}^* , N 次重试后成功发送一条报文的概率为 $N\tilde{p}^*$, 因此 N 的最小值为:

$$\left\lceil \frac{\delta(2T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens})}{T_{tran} + T_{sens}} \right\rceil \quad (8)$$

3.3 可变负载下的求解

上文分析的是每个节点都有负载的情况下的最优传输概率,而实际情况并非如此。如果假定在某个时刻只有 γ_{n+1} ($0 \leq \gamma \leq 1$) 个节点有数据负荷,则相当于节点数的规模缩小了近 γ 倍,此时:

$$\tilde{p}(q) = q \cdot p_{conu}(i) \cdot p_{hide}(i) = \frac{q}{\gamma |H_i| + 1} (1-q)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}} \gamma |F_i|}$$

最优发送概率为:

$$q^*(\gamma) = \frac{T_{tran} + T_{sens}}{2\gamma T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens}}$$

而最大重试次数可类似推导为:

$$N(\gamma) = \left\lceil \frac{\delta(2\gamma T_{tran} |F_i| + T_{tran} + T_{sens})}{T_{tran} + T_{sens}} \right\rceil$$

事实上, γ 的值并不难获取,中心节点统计一段时间内的数据收集来源的频度即可计算出 γ 的合理估值,该值可以广播给所有节点。第5节的实验也按照该思想进行。

4 协议分析

这里只分析每个节点都有报文需要发送的情况,即可能的最差情况下的性能。如果只有 γ_{n+1} ($0 \leq \gamma \leq 1$) 个节点有数据需要发送,则只需将式中的节点数乘以相应系数即可。

4.1 延迟

节点 i 的传输延迟 t_{tr} 与排队延迟 t_{qu} 之和为其平均延迟。因为传输延迟服从以 $q^*(1-q^*)^n$ 为参数的集合分布,故

$$E(t_{tr}) = \frac{1}{q^*(1-q^*)^n}, D(t_{tr}) = \frac{1-q^*(1-q^*)^n}{(q^*(1-q^*)^n)^2}$$

如果数据包由以 λ 为参数的泊松分布产生,基于排队论和利特尔法则,有

$$E(t_{qu}) = \frac{\rho^2 + \lambda^2 D(T_{tr})}{2(1-\rho)} = \frac{\lambda^2 (2-q^*(1-q^*)^n)}{2q^*(1-q^*)^n (q^*(1-q^*)^n - \lambda)}$$

其中, $\rho = \frac{\lambda}{q^*(1-q^*)^n}$ 为服务强度。综合上述两式得:

$$E(t_{qu}) + E(t_{tr}) = \frac{\lambda^2 (2-q^*(1-q^*)^n) + 2(q^*(1-q^*)^n - \lambda)}{2q^*(1-q^*)^n (q^*(1-q^*)^n - \lambda)}$$

4.2 网络吞吐率

将汇聚网络的网络吞吐率定义为接收节点单位时间内平均成功接收到的比特数与最大传输比特率之比,因此网络吞吐率为:

$$TH = (n+1)\tilde{p}(q^*) \frac{T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}}$$

$$= \frac{(n+1)}{(|H_i| + 1)(2|F_i| + 1 + \frac{T_{sens}}{T_{tran}})}$$

$$((1 + \frac{T_{tran} + T_{sens}}{2|F_i|T_{tran}})^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}}|F_i|})^{-1}$$

可以看出,网络吞吐量基本随着 $|F_i|$ 呈负指数衰减。由于 $\lim_{x \rightarrow \infty} (1 + \frac{1}{x})^x = e$, 网络吞吐量在 $|F_i| \rightarrow \infty$ 时收敛于:

$$\frac{(n+1)}{(|H_i| + 1)(2|F_i| + 1 + \frac{T_{sens}}{T_{tran}})e} \quad (9)$$

在实际应用环境中, $|F_i|$ 的值是有限的。以 $T_{tran} = T_{sens}$, $|H_i| = 10$ 为例,网络吞吐量随 $|F_i|$ 的变化关系如图 7 所示。可见,对协议吞吐量性能来说, $|F_i|$ 的值对网络吞吐量有着绝对的影响。

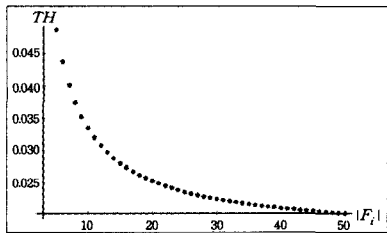


图 7 网络吞吐量与 $|F_i|$ 的关系

4.3 能量效率

能量效率定义为成功传送一个数据位所消耗的能量。显然,能量效率与报文长度无关,而只与报文重传次数直接相关,因此下文将能量效率等同于报文的平均重传次数。

APCSMA 中的发送节点均有 4 种状态:发送、接收、侦听和睡眠,由于在重负载条件下节点处于接收和侦听状态时的能耗远小于发送时的能耗,本文仅关注节点处于发送状态时的能耗。节点 i 发送报文时,一次发送成功的概率为:

$$P_{succ}(i) = (1 - q^*)^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}}|F_i|}$$

则节点 i 成功发送一条报文需要的平均发送次数为:

$$R(i) = \frac{1}{P_{succ}(i)} = (1 + \frac{T_{tran} + T_{sens}}{2T_{tran}|F_i|})^{\frac{2T_{tran}}{T_{tran} + T_{sens}}|F_i|} \quad (10)$$

类似地,当 $R(i)$ 在 $|F_i| \rightarrow \infty$ 时收敛于 e ,即随着隐藏终端数的增加,每个报文将会平均被发送 e 次,功耗会渐趋于平稳。

仍以 $T_{tran} = T_{sens}$, $|H_i| = 10$ 为例, $R(i)$ 随 $|F_i|$ 的变化如图 8 所示。

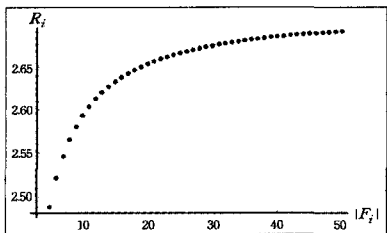


图 8 能量效率与 $|F_i|$ 的关系

5 实验

5.1 实验场景与参数设置

仿真实验的目的为通过对比 APCSMA 和 IEEE802.11n

在不同长度报文、不同负荷量时的网络吞吐量、延迟和能量效率性能,来说明 APCSMA 协议的使用场合。

仿真场景设置如下:50 个发送节点随机分布在以一个接收节点为圆心、1 为半径的圆内,所有节点的通信半径均为 1。一般来说,侦听半径都会略大于通信半径,因此在本实验中侦听半径设为 1.2。为保证仿真结果的可比性,其他参数的设置与 IEEE802.11n 一致,具体包括:数据传输率为 260Mbps,信道感知和数据传输阶段之间的间隔 SIFS 设为 $10\mu s$,信道感知时间 T_{sens} 也固定为 SIFS。由于 IEEE802.11n 的 RTS/CTS 信道预约机制可选,因此用 802.11n&RTS/CTS 指代使用了 RTS/CTS 机制的 IEEE802.11n 协议,而用 802.11nw/o 指代不使用 RTS/CTS 机制的 IEEE802.11n 协议。依据 802.11n 标准帧格式,RTS 包长设为 20 个字节,CTS 的包长为 14 个字节。

对于冲撞的建模则非常简单。因为在本文的汇聚网络中,中心接收节点只能接收单包,所以只要两个报文在发送时间上存在覆盖的情况,即可认为这两个报文的发送发生了冲撞,而无需按照信噪比模型来计算冲撞的情况。

由于 APCSMA 协议的性能与报文长度直接相关,因此实验中的报文长度分别设为 32bit, 64bit, 128bit, 256bit, 512bit 和 1024bit,以测试协议在不同报文长度下的效果。

5.2 报文平均发送次数

首先比较在满负荷(即 $\gamma = 1$)情况下报文长度不同时协议的性能。反复仿真后发现:当节点的平均报文生成时间小于 100s 时,在所选取的几种报文长度的情况下,网络吞吐量不会随报文生成频率增长而上升,即网络在此时达到了饱和状态。

报文平均发送次数与协议的吞吐量、延迟、能量效率等直接相关。由式(8)可以算出 APCSMA 协议的平均最大发送次数,如图 9 中的虚线所示。

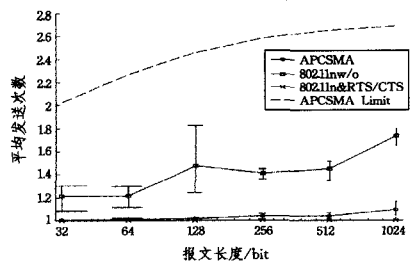


图 9 饱和状态下的报文平均发送次数

由图 9 可知:APCSMA 的报文平均发送次数随报文长度增加有小幅上升,报文长度为 1024bit 时约为 1.1 次,而同等条件下,802.11nw/o 的发送次数介于 1.2 和 1.7 之间,这充分表明了 APCSMA 依式(7)进行概率传输的方法确实能在饱和状态下减少冲撞次数。对于 802.11n&RTS/CTS 来说,鉴于其采用了基于 CTS/RTS 的信道预约机制,因此在一般情况下,其每次报文发送都不会被冲撞,与理论结果吻合。虽然在报文平均发送次数性能上,APCSMA 不如 802.11n&RTS/CTS,但由于 APCSMA 没有 RTS,CTS 控制报文的开销,因此其网络吞吐量、延迟等性能完全可能超过 802.11n&RTS/CTS 协议,尤其是当报文长度较短时效果更为明显。

当报文长度变短时,APCSMA 和 802.11nw/o 协议的平均报文发送次数均会减少。这是因为报文长度越短,报文传输时间也会越短,从而报文冲撞的概率也会随之降低。

在网络负载较轻的情况下,802.11n&RTS/CTS 协议的弱点比较明显。图 10 示出了在 $\gamma=0.3$ 和 $\gamma=0.6$ 时报文的平均发送次数。由图 10 可知,在较轻负载条件下,APCSMA 和 802.11nw/o 的平均发送次数均有所降低,但仅在负载非常低($\gamma=0.3$)且报文长度不大于 64bit 时,802.11nw/o 的发送次数才接近于 APCSMA,而在其余情况下其报文平均发送次数均远多于 APCSMA。

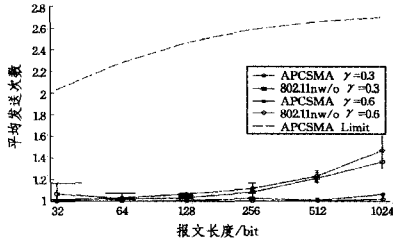


图 10 非饱和状态下的报文平均发送次数

5.3 网络吞吐量

如 4.2 节所述,对于 802.11n&RTS/CTS 协议来说,RTS/CTS 机制虽然可以保证报文发送不会被碰撞,但也存在着信道预约的开销,尤其当数据报文较短时,相对开销会更大。此外,在信道感知时间 T_{sens} 固定的情况下,报文越短,相对开销也就越大,因此网络吞吐量也会下降。图 11 为 $\gamma=1$ 时的网络吞吐量性能的仿真结果。由图 11 可知,3 个协议的网络吞吐量确实随着报文长度变短而下降。从网络吞吐量的绝对量来说,在报文长度为 1024bit 时,其吞吐率为 802.11n&RTS/CTS 的 3 倍;在报文长度为 32bit 时,为 4 倍。802.11nw/o 则处于两者之间,在报文长度小于 128bit 时,802.11nw/o 的吞吐率与 APCSMA 接近,这是因为在该报文长度下,802.11nw/o 直接传输所引发的冲撞次数基本接近于 APCSMA 的概率传输时的情况;但在长度为 1024bit 时,APCSMA 的吞吐量超过 802.11nw/o 约 50%,这说明 APCSMA 的概率传输在此时具有显著的效果。

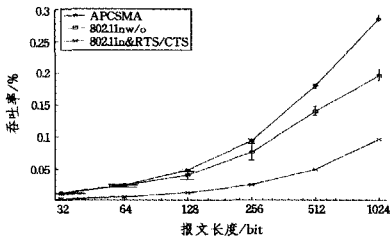


图 11 饱和状态下的网络吞吐量

当报文长度进一步增加时,可以预想:APCSMA 和 802.11nw/o 的冲撞情况会越来越严重,而 802.11n&RTS/CTS 的信道预约机制会更好地发挥作用。图 12 对比了当报文长度较大时 3 个协议的网络吞吐量性能。由图 12 可知,802.11nw/o 的吞吐率在报文长度超过 2048bit 后迅速下降,APCSMA 的吞吐率也在报文长度到达 4096bit 后趋于平稳,而 802.11n&RTS/CTS 的吞吐率基本与报文长度同步增长。

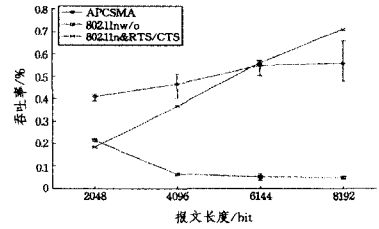


图 12 大报文长度下的饱和网络吞吐量

图 13 为 $r=0.3$ 和 $r=0.6$ 时的网络吞吐量。可以看出,即使在网络负载较低的情况下,在同等条件下相对于 802.11nw/o,APCSMA 仍能保持 1.5 倍的吞吐量优势。

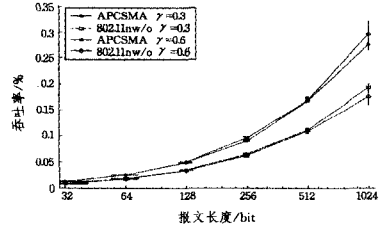


图 14 非饱和状态下的吞吐量对比

5.4 延迟

延迟指报文从生成到被接收之间的时间差,包含排队延迟和传输延迟。排队延迟与服务强度直接相关;传输延迟则取决于吞吐量,会随着吞吐率的上升而下降。图 14 为 $\gamma=1$ 时的延迟性能的仿真结果。

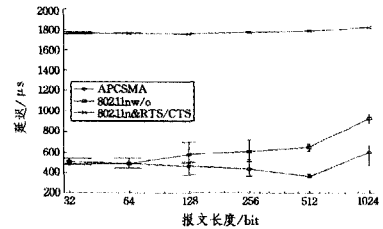


图 14 饱和状态下的报文平均延迟对比

在图 14 中,802.11n&RTS/CTS 的报文传输延迟最大并且比较稳定,只随着报文长度的增加而稍有增加,这充分表明在短报文情况下,由于 RTS/CTS 信道预约而引入的延迟是报文延迟的主要成分。APCSMA 协议的报文的平均延迟最低,约为 802.11n&RTS/CTS 的 1/3。对于 802.11nw/o 来说,当报文长度小于 64bit 时,其延迟与 APCSMA 相当,而当报文长度增加时,则其延迟快速超越 APCSMA,在报文长度为 1024 位时达到 APCSMA 的 1.5 倍。这说明在高负载网络中采用 BEB 后退策略,会导致较大的延迟,此时采用类似于 APCSMA 的固定延迟结合随机发送的效果会更好。

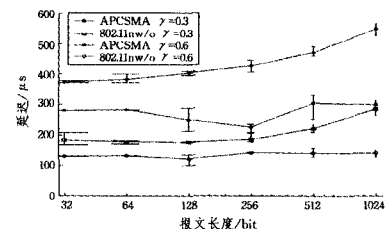


图 15 非饱和状态下的报文平均延迟对比

类似地,图 15 为 $r=0.3$ 和 $r=0.6$ 两种情况下的报文平均延迟。可以看出,在同等网络负载前提下,APCSMA 的延

迟明显小于 802.11nw/o,且 APCSMA 延迟在报文长度增加时相对 802.11nw/o 仍保持较平稳的状态。

5.5 能量效率

本仿真采用文献[7]中的基于 Mica2 的功耗模型,如表 1 所列。根据 3.3 节的定义,协议的平均能量效率定义为全部发送节点的总能耗与接收节点接收的总数据位数的比值。

表 1 功耗模型

| 标识 | 含义 | 值/mA |
|--------|--------|------|
| csleep | 睡眠状态电流 | 3.2 |
| cTx | 发送状态电流 | 21.5 |
| cRx | 接收状态电流 | 7.0 |

饱和状态下的能量效率对比如图 16 所示。可以看出,APCSMA 能量效率明显优于 802.11n&RTS/CTS 和 802.11nw/o,其差距可达 5~6 倍。这是由于 802.11n 协议需要在后退时持续侦听信道,长时间的后退不可避免地带来大量能耗;而 APCSMA 是异步 MAC 协议,不存在后退期侦听的问题,因此能量效率更高。

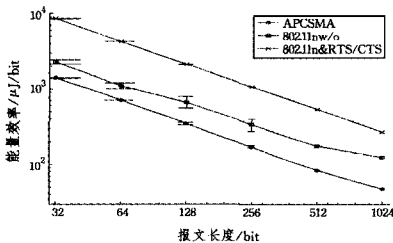


图 16 饱和状态下的能量效率

图 17 为 $r=0.3$ 和 $r=0.6$ 时的能量效率对比图。可以看出,在同等网络负载前提下,APCSMA 的能量效率优于 802.11nw/o,并且随着报文长度增加,该优势愈加明显。

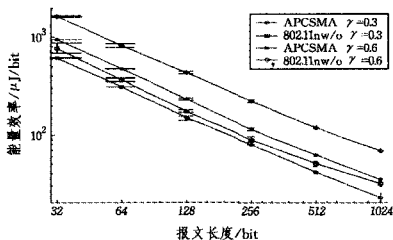


图 17 非饱和状态下的能量效率

综合报文平均发送次数、网络吞吐量、延迟和能量效率各方面的仿真结果可以看出,当网络负载饱和时,APCSMA 在报文长度不超过 1024bit 时的性能均优于 802.11n&RTS/CTS 和 802.11nw/o。而随着报文长度的不断增加,隐藏终端的影响效果凸现,802.11nw/o 的性能下降最快,可以预料此时 802.11n&RTS/CTS 效果会更好。而对于当前的工业汇聚网络来说,最常见的应用场景普遍具有相对短报文和重负载的特征,因此 APCSMA 协议更为适合。即使当网络负载较轻时,报文冲撞概率减小,在典型的报文长度下,APCSMA 协议的性能也相对好于 802.11nw/o,可见 APCSMA 具有广泛的适用性。

6 相关工作

本文主要的创新是通过参数的调整来应对隐藏终端问

题,因此相关工作也集中于此。隐藏终端问题一直是制约无线传感器网络性能的重要因素^[9],对此 IEEE802.11 标准使用了基于 RTS/CTS 的信道预约机制作为解决方案。由于 RTS/CTS 机制带来了额外的开销,因此一些研究力图在保持信道预留机制的前提下,尽力压缩 RTS/CTS 的开销。文献[10]压缩控制报文的长度,以相关操作来判断控制报文的类型;类似地,文献[11-12]分别用信号脉冲和能量脉冲对控制报文进行编码;文献[13]基于正交编码,更进一步地把 RTS,CTS 报文复用在前导字段中,在基本不影响前导字段的作用下,无开销传递控制信息。上述方法只能适用于网络规模非常小或者控制报文的种类非常少的场合。CSMA/CN^[14]则使用了两根独立的天线来实现无线信号的冲撞检测功能,其冲撞检测的基本原理也是建立在对前导字段的相关操作的基础上^[15]。

另有一些方法侧重于从协议层来提升 MAC 的性能。通过动态调整竞争窗口的尺寸来提升吞吐量是最常见的方法。如果观察时间足够长,平均竞争窗口的增加/减小可以对应等效为发送概率的降低/提高,因此它们之间具有一定的等效性^[16]。文献[17]在发现信道忙后不再采用传统的 BEB 后退,虽然仍是在 $[0, CW]$ 内随机选择一个后退时间,但其中的 CW 却是一个服从几何分布的变量。AOB 协议通过测量网络拥塞的程度来动态调整后退窗口^[18]。文献[16]在传统的 BEB 后退机制的基础上,基于上述等效原理,用一个近似的发送概率值来建模报文的发送过程,而文献[19]基于该值分析了最优的后退窗口值的设置。

结束语 汇聚网络是目前工业无线网络的典型拓扑,随着物理层速率的不断提高,严重的隐藏终端和相对短报文现象越来越突出,IEEE802.11 DCF 不能同时有效应对这两个挑战。本文提出了 APCSMA 协议,协议取消信道预留方式来克服相对短报文问题,以随机发送机制来解决隐藏终端问题。APCSMA 协议以节点吞吐量最大化为目标,创新地提出吞吐量最大化的必要条件,并基于该必要条件,在主干扰模型下推导出在节点均匀分布情况下的最优发送概率,从而为理论分析协议的吞吐量、延迟和能量效率性能奠定了基础。仿真结果和分析也表明,APCSMA 协议对于工业无线汇聚网络具有广泛的适用性。

虽然 APCSMA 协议建立在主干扰模型下,但其简单性使得它具有完全的适应性。随着新型通信技术(如双向射频^[20]、多包接收技术)的逐渐成熟^[21],将会出现描述这些无线传输特征的新的干扰模型,但只要仍然依据 APCSMA 协议中提出的节点吞吐量最大化的必要条件,在这些新的干扰模型下推导出最适合的最优发送概率,即可获得最优的性能。

参考文献

- [1] YANG Y T, LIANG W, ZHANG X L, et al. Time synchronization method of wireless network for factory automation[J]. Journal of Computer Research and Development, 2014, 51(3): 511-518. (in Chinese)
- 杨雨沱,梁炜,张晓玲,等.面向工厂自动化无线网络的时间同步方法[J].计算机研究与发展,2014,51(3):511-518.

- [2] ORAN S, EITAN A. An efficient polling MAC for wireless LANs [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2011, 4(9):439-451.
- [3] MA M, ZHU Y, CHENG T H. A bandwidth guaranteed polling MAC protocol for Ethernet passive optical networks [C] // *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*. San Francisco: IEEE, 2003: 22-31.
- [4] CAI Q, DING H W, LIU Q L, et al. An effective polling MAC scheme for wireless sensor networks [J]. *Information Technology Journal*, 2013, 12(22): 6631-6635.
- [5] JIANN C G, PEI K L, YIN S C, et al. On 5G radio access architecture and technology [J]. *IEEE Wireless Communications*, 2015, 22(5): 2-5.
- [6] XU C N, LI C, WANG Z G, et al. DLSOMAC: a MAC protocol oriented to distributed wireless link scheduling technology [J]. *Acta Automatica Sinica*, 2014, 40(12): 2747-2755. (in Chinese) 徐朝农, 李超, 王智广, 等. DLSOMAC: 一个面向分布式无线链路调度技术的 MAC 协议 [J]. *自动化学报*, 2014, 40(12): 2747-2755.
- [7] VICTOR S, MARK H, CHEN B R, et al. Simulating the power consumption of large-scale sensor network applications [C] // *Proc. of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*. Baltimore, USA, ACM, 2004: 188-200.
- [8] CANO C, BELLALTA B, CISNEROS A, et al. Quantitative analysis of the hidden terminal problem in preamble sampling WSNs [J]. *Ad Hoc Networks*, 2011, 10(1): 19-36.
- [9] ZIOUVA E, ANTONAKOPOULOS T. CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis [J]. *Computer Communications*, 2002, 25(3): 313-321.
- [10] MAGISTRETTI E, GUREWITZ O, KNIGHTLY E W. 802.11ec: Collision avoidance without control messages [C] // *Proc. of Mobicom 2012*. ACM, Istanbul, Turkey, 2012: 65-76.
- [11] ZHANG X, SHIN K G. Gap sense: lightweight coordination of heterogeneous wireless devices [C] // *Proc of IEEE INFOCOM 2013*. IEEE, Turin, Italy, 2013: 3094-3101.
- [12] CHEBROLU K, DHEKNE A. Esense: communication through energy sensing [C] // *Proc. of Mobicom 2009*. IEEE, Beijing, China, 2009: 85-96.
- [13] J X Y, W J L, L M Y, et al. Hitchhike: riding control on preambles [C] // *Proc. of Infocom 2014*. IEEE, Toronto, Canada, 2014: 2499-2507.
- [14] SOUVIK S, ROMIT R C, SRIHARI N. CSMA/CN: carrier sense multiple access with collision notification [C] // *Proc. of the Mobicom 2010*. ACM, Chicago, USA, 2010: 25-36.
- [15] JAMIESON K, BALAKRISHNAN H. PPR: partial packet recovery for wireless networks [C] // *Proc of SigComm 2007*. ACM, Kyoto, Japan, 2007: 409-420.
- [16] KIM H, HOU J C. Improving protocol capacity for UDP/TCP traffic with model-based frame scheduling in IEEE802.11-operated WLANs [J]. *IEEE Journal of Selected Areas on Communications*, 2004, 22(10): 1987-2003.
- [17] CALIF, CONTI M, GREGORI E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit [J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2000, 8(6): 785-799.
- [18] BONONI L, CONTI M, GREGORI E. Runtime optimization of IEEE 802.11 wireless LANs performance [J]. *IEEE Transaction on Parallel and distributed system*, 2004, 15(1): 66-80.
- [19] JAMALI A, HEMAMI S M S, BERENJKOUB M, et al. An adaptive MAC protocol for wireless LANs [J]. *Journal of Communications and Networks*, 2014, 16(3): 311-321.
- [20] DINESH B, EMILY M, SACHIN K. Full duplex radios [C] // *Proc of Sigcomm 2013*. ACM, Hong Kong, 2013: 375-386.
- [21] LINHE K, XUE L. mZig: enable multi-packet reception in ZigBee [C] // *Proc of Mobicom 2015*. ACM, Paris, 2015: 552-565.

(上接第 41 页)

- [8] HEINZELMAN W R, CHANDRAKASAN A, BALAKRISHNAN H. Energy-efficient communication protocol for wireless sensor networks [C] // *Hawaii International Conference on System Sciences*. Hawaii: IEEE, 2000: 10.
- [9] ZHOU J M, LIU F, LU Q Y. Data Fusion Based on Node Trust Evaluation in Wireless Sensor Networks [J]. *Journal of Sensors*, 2014, 68(9): 907-913.
- [10] CROSBY G V, PISSINOU N, GADZE J. A framework for trust-based cluster head election in wireless sensor networks [C] // *Second IEEE Workshop on Dependability and Security in Sensor Networks and Systems*. Columbia, MD: IEEE, 2006: 13-22.
- [11] ATAKLI I M, HU H, CHEN Y, et al. Malicious node detection in wireless sensor networks using weighted trust evaluation [C] // *Proceedings of the 2008 Spring Simulation Multiconference*. Ottawa, Canada: 2008: 836-843.
- [12] FU J S, LIU Y. Double cluster heads model for secure and accurate data fusion in wireless sensor networks [J]. *Sensors*, 2015, 15(1): 2021-2040.
- [13] VAZIFEHDAN J, PRASAD R V, NIEMEGEREERS I. Energy-efficient reliable routing considering residual energy in wireless ad hoc networks [J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2014, 13(2): 434-447.
- [14] ANJALI, SHIKHA, SHARMA M. Wireless sensor networks: Routing protocols and security issues [C] // *2014 5th International Conference on Computing, Communication and Networking Technologies (ICCCNT)*. Hefei: IEEE Computer Society, 2014: 1-5.
- [15] LU X, WANG X, WANG H. Optimal information fusion Kalman filtering for WSNs with multiplicative noise [C] // *2012 International Conference on System Science and Engineering (IC-SSE)*. Liaoning: IEEE, 2012: 152-157.
- [16] RIBEIRO A, SCHIZAS I D, ROUMELIOTIS S, et al. Kalman filtering in wireless sensor networks [J]. *Control Systems*, IEEE, 2010, 30(2): 66-86.
- [17] KHAN T A, BEG M T, KHAN M A. Performance Analysis of WLAN using OPNET [J]. *International Journal of Innovative Technology and Exploring Engineering*, 2013, 2(5): 2278-2375.
- [18] MAO Y M, ZHANG D W, KAN F L. Simulation Research on MAC Layer Protocol Base on OPNET Modeler [J]. *Advanced Materials Research*, 2014, 945: 2349-2352.
- [19] POTTIE G J, KAISER W J. Wireless integrated network sensors [J]. *Communications of the ACM*, 2000, 43(5): 51-58.