

高斯白噪声信道传感网络能量有效与可靠性研究

陈雪¹ 刘安丰²

(中南大学软件学院 长沙 410075)¹ (中南大学信息科学与工程学院 长沙 410083)²

摘要 无线传感器网络节点的优化可以提高无线传感器网络的性能。基于传感网络的能量消耗特征及数据传输的可靠性与能量消耗间的关系,提出了一种跨层优化方法。它不仅能够均衡能量消耗,延长网络寿命,而且也可保证无线传感器网络(Wireless Sensor Networks, WSNs)在加性高斯白噪声信道(Additive White Gaussian Noise Channels, AWGN)下节点间数据传输的可靠性。首先,从数学上严格给出节点个数 N^* 、节点的部署位置 d^* 和节点的传输结构 P^* 、优化问题有解的条件。其次,针对传感器网络距离Sink近的节点耗能较高而离Sink远的节点耗能较低的这一能量消耗特征以及节点数据传输的可靠性与能量消耗成正相关的情况,采用了跨层优化策略,即对离Sink节点近的节点适当降低其可靠性要求以减少能耗从而延长网络寿命,而对于离Sink节点远有能量剩余的节点提高其可靠性以充分利用其剩余能量,从而使得数据传输的可靠性在满足要求的情况下让网络能量消耗均衡,并延长网络寿命。最后,理论分析和实验结果表明,提出的跨层优化方法可以使网络寿命延长10%~90%,使网络的可靠性提高20%,具有较好的意义。

关键词 无线传感器网络, 能量效率, 跨层优化, 可靠性, 网络寿命

中图分类号 TP301 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2015.10.018

Energy-efficient and Reliability under White Gaussian Noise Channels of WSNs

CHEN Xue¹ LIU An-feng²

(School of Software, Central South University, Changsha 410075, China)¹

(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China)²

Abstract The model optimization of wireless sensor networks can improve network performance. A cross-layer optimization method was proposed, which is based on energy consumption characteristics and the relationship between data transmission reliability and energy consumption. It can not only balance energy consumption, improve network lifetime, but also ensure data transmission reliability between nodes of wireless sensor networks under additive white Gaussian noise. First, from mathematics, we strictly gave the conditions of optimization method of optimal nodal number N^* , nodal placement d^* and nodal transmission structure p^* under minimum total energy consumption. Then, for the fact that nodal energy consumption is higher for nodes which are near the sink and nodes which are far from the sink have remaining energy, and data transmission reliability is directly proportional to energy consumption, we conducted a cross-layer optimization strategy. For node which is near to sink, we reduced its reliability to energy consumption and increased network lifetime. For node which is far from sink, we improved its reliability to make full use of its remaining energy, so that network energy consumption is balanced and network lifetime is improved. In the end, the theoretical analysis and experimental results show that our optimal design can improve the network lifetime by 10%~90%, network utility by 20% and guarantee desire level of reliability.

Keywords Wireless sensor networks, Energy utilization, Cross layer optimal, Reliability, Network lifetime

1 引言

无线传感器网络由众多体积较小、廉价的微型电子器件组成,可广泛应用于环境监测以及工业自动化甚至军事等领域。无线传感器网络的研究早已引起了研究人员广泛的关注。一般来说,无线传感器网络部署在无人值守的环境中,其能量是由传感器节点携带的电池供电,出于经济方面的考虑,传感器节点的电池一般较小,因而其能量非常有限且珍贵。因此,在无线传感器网络中,凡是涉及到能量消耗的操作都需

要非常慎重的考虑。无线传感器网络中,数据收集是其最基础、最重要的功能。无线传感器网络收集其部署的节点所感知的周围环境的信息,然后通过自组织网络的方式多跳发送到Sink, Sink通过有线与互联网相连接从而实现无所不在的普适计算。因而,如何保障节点感知的数据可靠地传送到Sink是其中一个重要的研究课题^[1-5]。

无线传感器网络的可靠性数据传输与传感器节点无线特性相关。由于传感器节点构造简单,发送功率低,环境复杂,因此其数据传输存在一定的丢包率。有部分研究提出了保障

到稿日期:2014-10-31 返修日期:2015-02-16 本文受2014年中南大学硕士生自主探索创新项目(502200495)基金资助。

陈雪(1989—),女,硕士生,主要研究方向为无线传感器网络, E-mail: chenxue_123@sina.cn; 刘安丰(1971—),男,博士,教授,主要研究方向为无线传感器网络、绿色网络、节能网络。

传感网络数据可靠传输的策略。其中,最著名的是应用在有线网络中的发送-停等协议(Send-Wait, SW)^[6]。在 SW 策略中,发送方发送一个数据包后,就等待接收方返回数据包确认收到的 ACK 信号,通过这样的方法来保障数据传输的可靠性。以 SW 策略为基础又产生了一系列类似的策略^[7-10]。这类策略的主要优势是易于操作,适用性强,但存在的主要缺陷是多次重发会引起节点较多的能量消耗,缩短网络寿命;而且,这种方法还存在由于数据传送延迟增加导致效率低下等不足^[11-14]。

此外,节点的数据传送率还与节点传送的距离以及发送功率等密切相关。一般来说,提高节点的发送功率可显著降低数据发送的误码率,而缩短节点的传送距离也可大大降低误码率。但分析这两种方法可知,前者需要更多的能量消耗,后者需要部署更多的节点,它们均增加了部署成本。这说明网络优化既可以从物理层也可以从网络层进行,还可以同时从物理层与网络层进行跨层优化,这一问题已得到广泛的研究^[1-6]。Zhang Ruifeng 提出了通过优化网络的物理层参数可以使网络性能得到显著提高^[15],其参数主要包括部署节点的数量 N^* 、节点的部署位置 d^* 和节点的传输结构 P^* 。而对于物理层参数优化问题,Chen 提出了多跳通信中最优的单跳距离^[16],给出了总能量消耗最小的最优单跳发送半径,还分析了信道参数在不同的传输距离条件下对线性网络的影响。另有一些学者也研究了其它一些优化问题,文献^[17]主要研究了网络的拓扑结构对网络可靠性的影响。他们主要分析了节点的分布密度以及网络的总能耗对传感器性能的影响。还有一些研究人员注意到了能耗有效利用率的问题,并对此进行了一些相关研究。Chen Yunxia 等人引入了一种新的与网络寿命相关的性能指标,该指标是指单位节点的部署成本对网络寿命的影响^[18]。此外,还有学者研究了网络的生命周期和节点延迟之间的权衡问题^[19-26]。

本文充分利用无线传感器网络能量消耗不均衡的特征,以及节点传输的可靠性与能量消耗的关系,提出了一种无线传感器网络在加性高斯白噪声信道下实现能量高效利用及可靠的数据传输的跨层优化策略。策略的主核心在于充分利用离 Sink 区域远的节点剩余能量以提高节点的传送可靠性,而降低离 Sink 区域近的节点的可靠性来提高网络寿命,并同时保证节点之间的可靠性优于已有的策略。本文的主要创新点如下:

- (1)从数学上严格证明了存在最优的节点数、节点的部署位置和节点的传输结构,该结构可使得总能耗最小,且数据收集和单位节点的传输能耗也最小。
- (2)提出可以最大限度地提高利用率的跨层优化设计,并从数学上给出了有解的相关条件。
- (3)大量的理论分析和仿真研究表明,文中的设计不仅提高了能量的有效利用率,而且保证了节点间数据传输的可靠性。无论是从能耗总量、单位数据传输的能耗方面分析,还是从网络利用率的性能方面分析,文中的优化模型都优于之前的研究。

本文第 2 节是系统模型和问题描述;第 3 节是优化策略设计;第 4 节是性能分析与实验结果;最后是结论。

2 系统模型和问题描述

2.1 能耗模型

本文的能耗模型与文献^[18]相同,即传送一个数据包的

能耗 E_p 包括 3 部分:传输能耗 E_t 、接收能耗 E_r 和确认接收报文交换的能耗 E_{ACK} :

$$E_p = E_t + E_r + E_{ACK} \quad (1)$$

其中发送数据和接收数据的能耗如下^[18,23]:

$$E_t = T_{start} \cdot P_{start} + \frac{N_{head} + N_b}{R_b \cdot R_{code}} \cdot (P_{txElec} + \beta_{amp} \cdot P_t) \quad (2)$$

$$E_r = T_{start} \cdot P_{start} + \frac{N_{head} + N_b}{R_b \cdot R_{code}} \cdot P_{rxElec} \quad (3)$$

其中, P_t 是发送功率,其它参数详见表 1。

表 1 节点能耗参数

符号	符号说明	值
α	路径损耗指数(≥ 2)	3
β_{amp}	放大器失调比例(>1)	14.0
τ_{ack}	ACK 比例	0.08125
B	信道的带宽	250kHz
f_c	载波频率	2.4GHz
λ	波长	
G_{Tant}	发射天线增益	1
G_{Rant}	接收机天线增益	1
L	电路损耗(≥ 1)	1
N_b	单位包的比特数	2560
N_{head}	单位包的包头的比特数	0
N_0	噪音水平	-150dBm/Hz
P_{start}	节点初始能量消耗功率	38.7mV
P_{txElec}	发射电路能耗	59.1mV
P_{rxElec}	接收器电路能耗	59.1mV
R_b	传输速率	250kbps
T_{start}	节点初始化时间	0 μ s
T_{ACK}	确认接收报文交换的时间	1ms

能量消耗模型为:

$$E_{ACK} = \tau_{ack} \cdot (E_t + E_r) \quad (4)$$

$$\tau_{ack} = \frac{N_{ack} + N_{head}}{N_b + N_{head}}$$

单位比特传输的能耗模型^[6]为:

$$E_b = E_p / N_b = E_c + K_1 \cdot P_t \quad (5)$$

其中, E_b , E_c 和 $K_1 \cdot P_t$ 分别表示单位比特的总能耗、固定能耗(Constant Energy Consumption)和可变能耗(Variable Energy Consumption),将式(1)一式(4)代入式(5)得:

$$E_c = (1 + \tau_{ack}) \left(\frac{2T_{start} \cdot P_{start}}{N_b} + (1 + \tau_{head}) \frac{P_{txElec} + P_{rxElec}}{R_b R_{code}} \right)$$

$$K_1 = (1 + \tau_{ack}) (1 + \tau_{head}) \frac{\beta_{amp}}{R_b R_{code}}, \tau_{head} = \frac{N_{head}}{N_b}$$

2.2 链路模型

本文采用的链接模型同文献^[15,20],不可靠的无线链路的概率(pl)由误包率(PER)表示为^[6]:

$$pl(\gamma_{x,x'}) = 1 - PER(\gamma_{x,x'})$$

其中 $PER(\gamma)$ ^[15] 与信噪比有关:

$$\gamma_{x,x'} = K_2 \cdot P_t \cdot d_{hop}^{-\alpha}, K_2 = \frac{G_{Tant} \cdot G_{Rant} \cdot \lambda^2}{(4\pi)^2 \cdot N_0 \cdot R_s \cdot L}$$

d_{hop} 表示两相邻节点间的距离, R_s 是符号率,其它参数可参考表 1。注意 $R_b = R_s \cdot b$, 其中 b 是调制阶数。对于 AWGN 信道^[9]:

$$pl_g(\gamma) = (1 - 0.1826\alpha_m \cdot \exp(-0.5415\beta_m \cdot \gamma))^{N_b} | \beta_m \cdot \gamma \geq 2$$

2.3 问题描述

(1)定义能源消耗总量 E_{tot} 为传输一个比特的数据到目的节点的能耗。

(2) ξ 表示能量消耗率,即总能耗与节点个数 n 的比值,则有:

$$\xi = E_{tot} / n$$

(3) ℓ 为网络的生命周期, 即从开始直到任何传感器耗尽能量的时间^[12,13]。定义能量利用率为 η , 即网络的生命周期 ℓ 与传感器数 N 的比值:

$$\eta = \ell / N$$

本文的研究目标是寻找最优的节点数 N^* 、节点间最优距离 d^* 、节点的传输结构 P^* , 以使得总能耗 E_{tot} 和能量消耗率 ξ 最小, 以及能量利用率 η 最大化:

$$\{N^*, d^*, P^*\} = \arg\{\min_{N,d,P}(E_{\text{tot}}, \xi), \max_{N,d,P}(\eta)\}$$

同时, 该网络必须确保节点间的可靠性满足应用的基本要求, 若实际要求最低可靠性为 C , 则还必须要保证:

$$\gamma = \max(\prod_{i=1}^k \gamma_i) > C$$

综上, 本文的优化目标为:

$$\begin{cases} \{N^*, d^*, P^*\} = \arg\{\min_{N,d,P}(E_{\text{tot}}, \xi), \max_{N,d,P}(\eta)\} \\ \text{s. t. } \gamma = \min(\prod_{i=1}^k \gamma_i) > C \end{cases}$$

3 优化策略设计

本文主要对应用广泛的二维多源线性网络进行研究。如图 1 所示, 线性网络中共有 n 个节点, 每个节点产生一个数据包并且发送到目的节点 (Sink)。 S_1 是离目的节点最近的节点, 它承担的数据包个数为 n ; S_2 承担的数据包个数为 $n-1$; 以此类推, S_n 承担的数据包个数为 1。

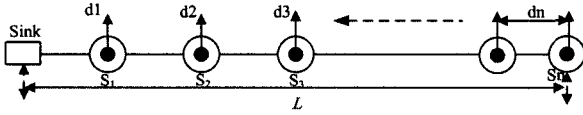


图 1 多源线性网络

下面论述如何优化多源线性网络, 其优化目标为:

$$\min_{N,d,P}(E_{\text{tot}}, \xi), \max_{N,d,P}(\eta)$$

首先, 在定理 1 中给出多源线性网络中每个节点的传送能耗。

定理 1 如果有 n 个节点等距分布, 则第 i 个节点的能耗为:

$$E_i = (n-i+1)\zeta(E_c + K_1 \cdot P_i)$$

其中:

$$P_i = \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}$$

证明: 如图 1 所示, 第 i 个节点承担的数据包量是其本身及其后节点的个数, 即 $n-i+1$ 。设每个数据包的比特数为 ζ , 则第 i 个节点承担的数据量为: $(n-i+1)\zeta$ 。

依据式(5), 得:

$$P_i = \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}$$

即:

$$E_i = (n-i+1)\zeta(E_c + K_1 \cdot P_i)$$

当 n 个节点等距分布时, 下面的定理 2 可以证明在这种情况下网络的总能耗最小。

定理 2 AWGN 信道下, 多源线性网络的总长为 D , 总节点数为 n , 每个节点产生一个数据包并发送到目的节点, 那么当这 n 个节点等距分布时总能耗最小。

证明: 根据定理 1, 节点等距分布时的总能耗为:

$$E_t = (E_c + K_1 \cdot \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (\frac{(n+1)n}{2})$$

$$(\frac{(n+1)n}{2})$$

$$nd_{hop} = D$$

如果节点为非等距分布, 设第 i 个节点与上个节点的间距为 d_i , 那么总能耗为:

$$E_{\Delta t} = \sum_{i=1}^n ((E_c + K_1 \cdot \frac{d_i^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (n+1-i))$$

$$d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$$

那么只要证明 $E_t \leq E_{\Delta t}$ 即可, 即要证:

$$K_1 \cdot \frac{[\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2} \cdot \sum_{i=1}^n d_i^2 (n+1-i) \geq$$

$$K_1 \cdot \frac{[\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2} \cdot (\frac{(n+1)n}{2}) d_{hop}^2$$

整理上式得:

$$\sum_{i=1}^n d_i^2 (n+1-i) \geq (\frac{(n+1)n}{2}) d_{hop}^2 \quad (6)$$

下证上式成立:

由于 $\min E_{\text{tot}} = \sum_{i=1}^n d_i^2 (n+1-i)$ 且 $d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$,

则令:

$$F = E_1 + E_2 + \dots + E_n + \lambda(d_1 + d_2 + \dots + d_n - D)$$

其中, $\lambda (\lambda \neq 0)$ 为拉格朗日乘子, 根据拉格朗日乘子法得:

$$\frac{\partial E_1}{\partial d_1} + \lambda = 0$$

...

$$\frac{\partial E_n}{\partial d_n} + \lambda = 0$$

(7)

$$d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$$

上式表明, 当 $\frac{\partial E_1}{\partial d_1} = \dots = \frac{\partial E_n}{\partial d_n} = -\lambda$ 时, F 可以取得极小

值, 因为在线性网络中每个节点的性能是相同的, 所以: $E_i = d_i^2 (n+1-i)$ 。

又因 $\frac{\partial^2 E_i}{\partial d_i^2} = (n+1-i) \cdot \alpha \cdot (\alpha-1) d_i^{\alpha-2} > 0$, 所以可得当

$\alpha > 2$ 时, 若能说明上式成立, 则可以说明 $\frac{\partial E}{\partial d}$ 是关于 d 的一个严格单调增函数, 因而式(7)有解 $d_1 = d_2 = \dots = d_n = D/n$, 从而得:

$$\min E_{\text{tot}} = (\frac{(n+1)n}{2}) d_{hop}^2, d_{hop} = D/n$$

由此可得式(6)成立。

定理 1 与定理 2 说明, 当节点间等距时总能耗最小, 本文从数学上严格证明了在多源线性网络中, 若节点个数为 n , 那么这 n 个节点的间距 d^* 的优化方案就是将 n 个节点等距离部署。但是如何确定节点的个数 n 以使整个网络的总能耗最小的问题可化为:

$$\min(E_t) = \min(\sum_{i=1}^n E_i)$$

定理 3 对于 AWGN 信道下的多源线性网络, 一定存在最优的 d_{hop} 使得总能耗 E_t 在 $(0, D]$ 上取得最小值。

证明:

$$E_t = (E_c + K_1 \cdot \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b^n}}) - \ln(0.1826\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (\frac{(n+1)n}{2})$$

将 $n=D/d_{hop}$, $\alpha=3$ 代入上式得:

$$E_t = \frac{D^2 E_c}{2d_{hop}^2} + \frac{K_1 D^2 d_{hop} [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2}$$

$$\frac{DE_c}{2d_{hop}^2} + \frac{K_1 D d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2}$$

分析知 $d_{hop} \rightarrow 0$ 时, $\frac{D^2 E_c}{2d_{hop}^2} \rightarrow 0$, $\frac{DE_c}{2d_{hop}^2} \rightarrow 0$ 且有:

$$\frac{K_1 D d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2} \rightarrow 0$$

$$\frac{K_1 D^2 d_{hop} [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2} \rightarrow 0$$

因此, 当 $d_{hop} \rightarrow 0$ 时, $E_t \rightarrow +\infty$; 当 $d_{hop} = D$ 时, 代入上式可得:

$$E_t = (E_c + K_1 \cdot \frac{D^2 [\ln(1 - C^{1/N_b}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2})$$

显然 E_t 为一个有界的正实数, 并且它在 $(0, D]$ 上是连续函数, 可知存在一个 d_{hop} 使得 E_t 在 $(0, D]$ 上取得最小值。

定理 2 证明了当 n 个节点等距离部署时, 网络性能最优。定理 3 给出了必存在一个最优 n 使得网络数据收集的总能耗最小。但实际上, 传送路径上的节点个数不相同, 依据第 2 节问题的定义, 目标是使 ξ 最大化, 因此, 就是要使单位节点的能量消耗最小, 而单位节点的能量消耗为: $E_p = E_t/n$, 即:

$$E_p = (E_c + \frac{K_1 d_{hop} [\ln(1 - C^{1/(N_b n)}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (\frac{n+1}{2})$$

此时, 优化的目标就是使得 E_p 最小化, 即: $\min\{E_p\}$ 。

定理 4 AWGN 信道下的多源节点线性网络中, 存在某一个 d_{hop} , 使得 E_p 在 $(0, D]$ 上取得极小值。

证明:

$$E_p = (E_c + K_1 \cdot \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b n}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (\frac{n+1}{2})$$

把 $n=D/d_{hop}$ 代入上式得:

$$E_p = (E_c + K_1 \cdot \frac{d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \cdot (\frac{\frac{D}{d_{hop}} + 1}{2})$$

整理上式得:

$$E_p = \frac{E_c}{2} + \frac{K_1 D \cdot d_{hop}^{-1} [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2}$$

$$\frac{DE_c}{2d_{hop}^2} + \frac{K_1 d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2}$$

当 $d_{hop} \rightarrow 0$ 时, 显然 $E_c(\frac{1}{2} + \frac{D}{2d_{hop}}) \rightarrow +\infty$, 由前面的证

明可知 $\frac{K_1 D d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2} \rightarrow 0$, 同理可证

得 $\frac{K_1 d_{hop}^2 [\ln(1 - C^{\frac{d_{hop}}{N_b D}}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2 \cdot 2} \rightarrow +\infty$, 因此当 $d_{hop} \rightarrow 0$

时, $E_p \rightarrow +\infty$; 而当 $d_{hop} = D$ 时, 有 $E_p = (E_c + K_1 \cdot$

$\frac{D^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b})} - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}$), 而此时的 E_p 为一有限实数, 又因 E_p 在 $(0, D]$ 上是一个连续可导的函数, 因而必存在一个 d_{hop} 使 E_p 在 $(0, D]$ 上取得极小值。

综上所述, 虽然能量效率可以得到优化, 但这时网络的可靠性并不一定达到最优化。而优化网络的可靠性的问题就是如何使得能量消耗最大节点的能量消耗最小。即:

$$\min \max(E_i) | i \in \{1, \dots, n\}$$

经过前面的优化后, 网络中的节点个数 n 是确定的, 故每个节点承担的数据量也是确定的。因此, 对于每个节点的能量消耗, 从前面的计算公式知只有 P_i 是未知量。其公式为:

$$P_i = -\frac{d_{hop}^2 (4\pi)^2 N_0 L R_S}{0.5415\beta_m G_{Tant} G_{Rant} \lambda^2} \ln \frac{1 - C^{1/N_b}}{0.8126\alpha_m}$$

可见要减少节点的能耗, 可以通过缩短其传送数据的距离 d_{hop} 或者降低其可靠性 C 来实现。

首先论述如何将近目的节点的发送距离缩短, 而将远目的节点的发送距离增加, 从而延长网络寿命。如图 2 所示, 离目的节点越近的节点承担的数据量越多, 因而可减小其发送的距离, 从而减少其发送数据的能耗。

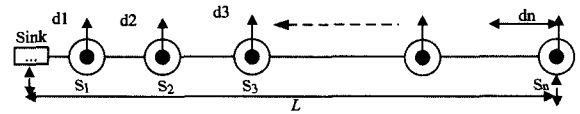


图 2 节点非等距分布的多源线性网络

这样, 问题就转化为如何确定图 2 中的 $d_0 \leq d_1 \leq \dots \leq d_n$ 且 $d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$, 使得 $\min \max(E_i) | i \in \{1, \dots, n\}$, 其中 $d_0 > 0$ 表示两点间的距离必须大于某一指定常数。

定理 5 AWGN 信道下的多源线性网络, 求解一组 $d_1, d_2, \dots, d_n$ 使得 $\min \max(E_i) | i \in \{1, \dots, n\}$, 其中 $d_1 + d_2 + \dots + d_n = D, d_0 \leq d_1 \leq \dots \leq d_n$, 即:

$$\begin{cases} nM_1 d_1^2 - (n-1)M_1 d_2^2 + E_c = 0 \\ (n-1)M_1 d_2^2 - (n-2)M_1 d_3^2 + E_c = 0 \\ \dots \\ 2M_1 d_{n-1}^2 - M_1 d_n^2 + E_c = 0 \\ d_1 + d_2 + \dots + d_n = D \\ M_1 = \frac{K_1 [\ln(1 - C^{1/(nN_b)}) - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2} \end{cases} \quad (8)$$

证明: 所有节点的能耗均等时, 网络寿命最长, 即要求 n 个节点所耗能量相等; 而 $d_1 + d_2 + \dots + d_i = D, i=1, \dots, n$ 且有 $E_i = N_b(n+1-i)(E_c + K_1 \cdot P_i)$, 即:

$$\begin{cases} E_1 = E_2, E_2 = E_3 \\ \dots \\ E_{n-1} = E_n, \sum_{i=1}^n d_i = D \end{cases} \quad (9)$$

由前面可知:

$$P_i = \frac{d_i^2 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b})} - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2} \quad (10)$$

记 $M_1 = \frac{K_1 [\ln(1 - C^{\frac{1}{N_b})} - \ln(0.8126\alpha_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}$, 把它代入式

(10)和式(9), 整理得式(8)。

推理 1 这里说明定理 5 中式(8)的可解性判别准则为:

若 $g_1(\epsilon) = \sum_{i=1}^n (\frac{nM_1 \epsilon^2 + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1})^{\frac{1}{\alpha}} - D \leq 0 | \epsilon \rightarrow 0$, 则式(8)有解。

证明:对式(8)前面的 $n-1$ 个方程进行运算可得:

$$d_i = \left(\frac{nM_1 d_1^i + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1} \right)^{\frac{1}{\alpha}}$$

把所有的 d_i 都用 d_1 来表示 ($D \geq d_1 > 0$), 然后再把它们代入式(8)中第 n 个方程得:

$$\sum_{i=1}^n \left(\frac{nM_1 d_1^i + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1} \right)^{\frac{1}{\alpha}} = D$$

设 $g_1(d_1) = \sum_{i=1}^n \left(\frac{nM_1 d_1^i + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1} \right)^{\frac{1}{\alpha}} - D$, 分析可知 $g_1(d_1)$ 是关于 $d_1 \in (0, D]$ 的一个单调递增函数。很显然当 $d_1 = D$ 时, $g_1(d_1) > 0$; 而当 $d_1 \rightarrow 0$ 时, $g_1(\epsilon) = \sum_{i=1}^n \left(\frac{nM_1 \epsilon^i + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1} \right)^{\frac{1}{\alpha}} - D | \epsilon \rightarrow 0$, 所以只要能使得 $g_1(\epsilon) = \sum_{i=1}^n \left(\frac{nM_1 \epsilon^i + (i-1)E_c}{(n+1-i)M_1} \right)^{\frac{1}{\alpha}} - D$ 小于零, 则可知原方程有解并可求出相应的解。

下面通过一个实例来说明定理 5 的应用。

设网络参数情况为: 网络长度为 $D=500\text{m}$, 由定理 3 可以得到当 $n=6$ 时网络的单位节点能量消耗最小, 但在定理 4 中节点是等距离部署的, 因而节点间的能量消耗实际并不相等。因此, 定理 5 说明如何优化这 6 个节点间的距离, 使得这 6 个节点所耗能量相等, 以使得网络寿命最大化以及优化目标 $\eta = \ell/N$ 最大化。由于 $i=1, \dots, 6, E_i = E_j (i \neq j), E_i = N_b(n+1-i)(E_c + K_1 \cdot P_{t_i})$, 且 $d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$, 因此把所有已知参数代入并求解得: $d_1 = 49.1, d_2 = 59.6412, d_3 = 70.6614, d_4 = 83.7419, d_5 = 101.8375, d_6 = 135.0445$, 这样就得到了相应的每跳的长度。此时每个节点消耗的能量是均衡的。这时节点间的能耗相等, 均为:

$$E_1' = N_b n \left(E_c + \frac{K_1 d_1^i [\ln(1 - C_1^{1/nN_b}) - \ln(0.1826a_m)]}{-0.5415\beta_m K_2} \right)$$

在网络节点间等距离部署的情况下: $d_1 = D/n = 83.33$, 而节点不等距离部署的情况下: $d_1 = 49.1$ 。对比这两种策略, 其能量节省比例为:

$$\phi_1 = \frac{E_1 - E_1'}{E_1} = 49.6\%$$

另一方面, 节点 i 的能量消耗还与其可靠性 C_i 相关, 可靠性 C_i 要求越高, 其能量消耗越大, 如果降低节点的可靠性, 那么其能量消耗也会减少。但由于整个路由路径的可靠性要求为 C , 因此可以减小能耗最大的节点的可靠性, 同时相应地增加耗能较小节点的可靠性, 以使 $\prod_{i=1}^n C_i = C$ 。

对此, 有定理 6。

定理 6 AWGN 信道下的多源线性网络, 求一组 $C_1 \leq C_2 \leq C_3 \leq \dots \leq C_n$, 使得 $\min \max(E_i) | i \in \{1, \dots, n\}$, 其中 $\prod_{i=1}^n C_i = C, d_1 = d_2 = \dots = d_n, d_1 + d_2 + \dots + d_n = D$, 可转化为求解下式:

$$\begin{cases} T + nM_2 \ln(1 - C_1^n) - (n-1)M_2 \ln(1 - C_2^n) = 0 \\ T + (n-1)M_2 \ln(1 - C_2^n) - (n-2)M_2 \ln(1 - C_3^n) = 0 \\ \dots \\ T + 2M_2 \ln(1 - C_{n-1}^n) - M_2 \ln(1 - C_n^n) = 0 \\ \prod_{i=1}^n C_i = C, M_2 = \frac{K_1 d_{hop}^i}{-0.5415\beta_m K_2}, \\ T = E_c - M_2 \ln(0.1826a_m) \end{cases} \quad (11)$$

证明: 由前面的论述可知 $E_i = N_b(n+1-i)(E_c + K_1 \cdot$

$P_{t_i})$ 。设有 n 个节点, 若其能耗均衡, 则有:

$$\begin{cases} E_1 = E_2, E_2 = E_3 \\ \dots \\ E_{n-1} = E_n, \prod_{i=1}^n C_i = C \end{cases} \quad (12)$$

把 $E_i = N_b(n+1-i)(E_c + K_1 \cdot P_{t_i})$ 代入式(12), 求解得:

$$E_i = N_b(n+1-i) \cdot$$

$$(E_c + K_1 \cdot \frac{d_{hop}^i [\ln(1 - C_i^{1/nN_b}) - \ln(0.1826a_m)]}{-0.5415\beta_m K_2}) \quad (13)$$

设 $M_2 = \frac{K_1 d_{hop}^i}{-0.5415\beta_m K_2}$, 把它代入式(13)整理得:

$$E_i = N_b(n+1-i)(E_c + M_2 \ln(1 - C_i^{1/nN_b}) - M_2 \ln(0.1826a_m)) \quad (14)$$

记 $T = E_c - M_2 \ln(0.1826a_m)$, 把它代入上式得:

$$E_i = N_b(n+1-i)(T + M_2 \ln(1 - C_i^{1/nN_b})) \quad (15)$$

设 $n_1 = 1/nN_b$, 代入式(15)得:

$$E_i = N_b(n+1-i)(T + M_2 \ln(1 - C_i^{n_1})) \quad (16)$$

将式(16)代入式(12)并整理得式(10)。

推理 2 这里给出定理 6 中式(11)的可解性判别准则为: 若 $T/M_2 < 0$, 则一定可以保证式(11)有解, 其中:

$$T = E_c - M_2 \ln(0.1826a_m), M_2 = \frac{K_1 d_{hop}^i}{-0.5415\beta_m K_2}$$

证明: 对式(11)的前面 $n-1$ 个方程进行处理得:

$$C_{i+1}^{n_1} = 1 - (1 - C_i^{n_1})^{\frac{n_1}{n-i}} \exp\left(\frac{iT}{(n-i)M_2}\right)$$

将上式代入式(11)的最后一个方程得:

$$C_1^{n_1} \cdot \prod_{i=1}^{n-1} (1 - (1 - C_i^{n_1})^{\frac{n_1}{n-i}} \exp\left(\frac{iT}{(n-i)M_2}\right)) = C^{n_1}$$

设 $H_1(C_1) = C_1^{n_1} \prod_{i=1}^{n-1} (1 - (1 - C_i^{n_1})^{\frac{n_1}{n-i}} \exp\left(\frac{iT}{(n-i)M_2}\right)) - C^{n_1}$, 可知 $H_1(C_1)$ 是 $C_1 \in [0, 1]$ 上的单调增函数, 且当 $G_1 = 0$ 时, $H_1(C_1) < 0$; 当 $C_1 = 1$ 时, $H_1(C_1) > 0$ 。因为 $H_1(C_1)$ 是连续的函数, 所以在 $C_1 \in [0, 1]$ 上必存在一个解使得 $H_1(C_1) = 0$ 。

4 性能分析与实验结果

本节提供了一些理论仿真结果来说明本文策略与其它策略的比较情况。实验对比的策略是: 定义以发送单位比特数据到达 Sink 的总能耗的最小方法为 MTC (Minimum of Total Energy Consumption), 本文采用的以发送单位比特数据到达 Sink 的每个节点能耗最小化的方法为 MPNC (Minimum of Per Node Energy Consumption)。图 3 给出的是不同优化方法下的网络寿命的对比情况。从图 3 和图 4 可以看出, 采用 MPNC 方法所得的网络寿命比 MTC 方法的网络寿命提高了 10% 以上。

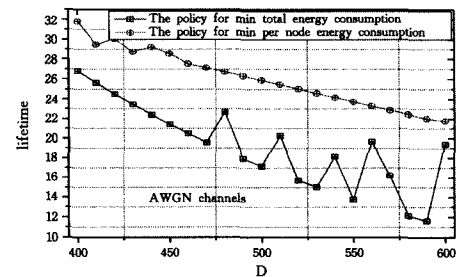


图 3 MTC 与 MPNC 的能量消耗(AWGN)

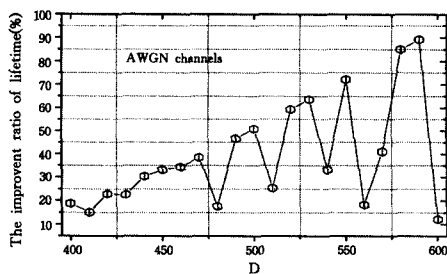


图4 MPNC与MTC的寿命提高比

图5给出了当 D 确定时,在不同策略下取得最优值时的最佳节点个数。从图5可以看出不同策略下的最佳所需节点数取值是不同的。

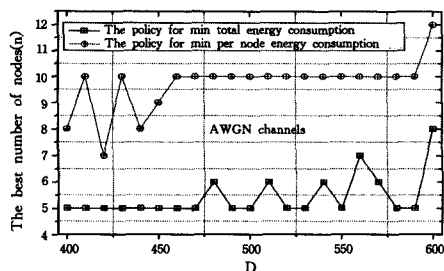


图5 MPNC和MTC下的最优节点数

定义采用节点距离相等的策略为EDNP(Equal Distance of Nods Policy),而本文采用的节点距离不等的策略为UDNOP(Unequal Distance of Nods Policy)。图6给出的是本文的UDNOP优化方法与EDNP方法的最大节点能耗对比,结合图7可以看出:本文的UDNOP方法的最大能耗仅为EDNP方法最大能耗的一半。

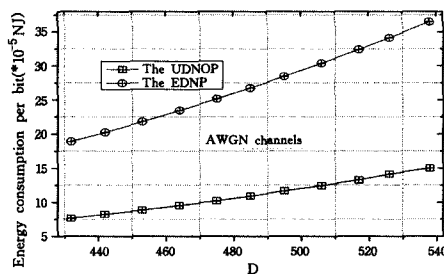


图6 UDNOP和EDNP下的能量消耗

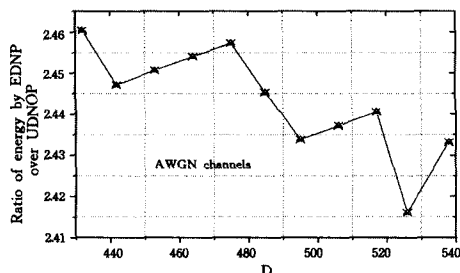


图7 EDNP和UDNOP下的能耗比较

本文采用的优化方法是将近目的节点的节点发送距离缩短,而将远目的节点的节点发送距离增大,从而实现能耗均衡。称本文这种节点间距离不等的优化算法为UDNOP,而以往研究中的等距离节点策略为EDNP。UDNOP是在经过前面的优化得到最优的节点数量后,再将节点间的距离进行不等距离部署,从而使节点间实现能耗均衡,以延长网络寿命。表2给出了UDNOP下节点间的不等距离情况。

表2 节点间非等距分布

d_1	d_2	d_3	d_4	d_5	d_6	d_7	d_8	D
40	43	46	48	52	57	65	81	432
41	44	47	49	53	58	67	83	442
42	45	48	51	54	60	68	85	453
43	46	49	52	56	61	70	87	464
44	48	50	53	57	63	71	89	475
45	49	51	54	58	64	73	91	485
46	50	52	55	59	65	75	93	495
47	51	53	56	61	67	76	95	506
48	52	54	58	62	68	78	97	517
49	53	55	59	63	69	79	99	526
50	54	57	60	64	71	81	101	538

除了通过节点间的不等距离来延长网络寿命外,还可以通过降低近目的节点的可靠性而提高远目的节点的可靠性来实现,在保障总的网络可靠性满足应用需求的情况下延长网络寿命。本文将这种节点间可靠性不等的优化算法称为URNP(Unequal Reliability of Nods Policy),而以往研究节点间等可靠性相等策略为ERNP(Equal Reliability of Nods Policy)。表3给出了在多源线性网络中URNP下的不同节点的可靠性情况,从表3中可知近目的能量消耗高的节点其可靠性降低,而远目的能量较为充裕的节点可靠性很高,从而总的网络可靠性达到0.768。而ERNP方法下,每个节点需要0.967的可靠性,才能保证网络的总可靠性也为0.768,这时决定网络寿命的第一个节点的可靠性是ERNP高于URNP策略,因而其最大能量消耗高于URNP策略。图8给出了这两种策略的能量消耗情况对比。

表3 节点可靠性

C_1	C_2	C_3	C_4	C_5	C_6	C_7	C_8	C
0.8	0.96	1	1	1	1	1	1	0.768
0.8	0.96	1	1	1	1	1	1	0.768

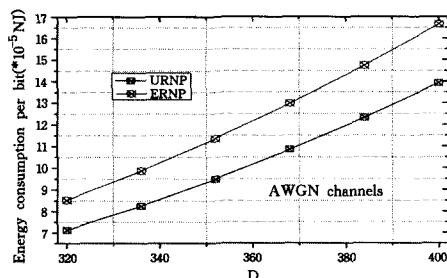


图8 URNP和ERNP下的能量消耗

结束语 本文提出的优化方法不仅实现了最优效用的跨层优化,而且保证了节点间传输的可靠性。将多源线性网络在加性高斯白噪声信道下进行了优化。主要贡献如下:

(1)严格从数学上证明一定存在使得网络总能耗最小以及单位数据传送能耗最小的网络的最优节点个数 N^* 、节点位置 d^* 和节点的部署结构 P^* 。发现使得传送单位数据的网络总能量消耗最小时,并不一定使单位数据能量消耗率 ξ 最小。

(2)发现当 ξ 最小时,并不一定能够保证能耗利用率 η 最大化,观察到近目的节点的能量消耗最大,并且它决定整个网络的寿命。因而,提出了近目的节点的节点采用较低的可靠性要求以及较短的发送距离、远目的节点的节点采用较高的可靠性要求以及较远的发送距离的方法使得网络能耗均衡,同时也提出提高网络利用率的跨层优化方法,并严格从数学意义上给出了有解的条件。对比可知,采用UDNOP优化策略比EDNP策略能够延长网络寿命数(2~5倍)。而采用

URNP 策略比 ERNP 策略能够延长网络寿命 30% 以上。

(3) 与以往研究不同的是, 本文主要严格地从数学上证明了优化求解的求解方程以及是否有解的判断, 具有较好的理论指导意义。

参考文献

- [1] Miorandi D, Sicari S, Francesco D P, et al. Internet of things: Vision, applications and research challenges [J]. *Ad Hoc Networks*, 2012, 10(7): 1497-1516
- [2] Li Yan-jun, Shen Yue-yun, Chi Kai-kai. A lifetime-preserving and delay-constrained data gathering tree for unreliable sensor networks [J]. *KSII Transactions on Internet and Information Systems*, 2012, 6(12): 3219-3236
- [3] Seong-Joong K, Dong-Joo P. A self-calibrated localization system using chirp spread spectrum in a wireless sensor network [J]. *KSII Transactions on Internet and Information Systems*, 2013, 7(2): 253-270
- [4] Hussain C S, Jeongjoon L, Chhattan S S, et al. EBCO-Efficient boundary detection and tracking continuous objects in WSNs [J]. *KSII Transactions on Internet and Information Systems*, 2012, 6(11): 2901-2919
- [5] Young-Myoung K, Sangsoon L, Joon Y, et al. Design, analysis and implementation of energy-efficient broadcast MAC protocols for wireless sensor networks [J]. *KSII Transactions on Internet and Information Systems*, 2011, 5(6): 1113-1132
- [6] Xing Chan-chen. *Data Communications and Computer Networks* [M]. Posts & Telecom Press, 2011: 225-236
- [7] 董荣胜, 马争先, 郭云川, 等. 一种基于马尔可夫博弈的能量均衡路由算法 [J]. *计算机学报*, 2013, 36(7): 1500-1508
Dong Rong-sheng, Ma Zheng-xian, Guo Yun-chuan, et al. A markov game theory-based energy balance routing algorithm [J]. *Chinese Journal of Computer*, 2013, 36(7): 1500-1508
- [8] 马晨明, 王万良, 洪榛. 无线传感器网络中一种改进的能效数据收集协议 [J]. *计算机科学*, 2015, 42(2): 65-69, 75
Ma Chen-ming, Wang Wan-ling, Hong Zhen. Improved Energy Efficient Data Gathering Protocol in Wireless Sensor Network [J]. *Computer Science*, 2015, 42(2): 65-69, 75
- [9] Cheng Hong-ju, Huang Xing-bo, Xiong Nai-xue. Minimum-Energy broadcast algorithm for wireless sensor networks with unreliable communications [J]. *Journal of Software*, 2014, 25(5): 1101-1112
- [10] 于森, 白光伟, 沈航, 等. 无线传感器网络启发式 QoS 路由协议 [J]. *计算机科学*, 2015, 42(7): 171-175, 193
Yu Miao, Bai Guang-wei, Shen Hang, et al. Heuristic QoS Routing Protocol for Wireless Sensor Network [J]. *Computer Science*, 2014, 41(7): 171-175, 193
- [11] Wang Tao-chun, Qin Xiao-lin, Liu Liang, et al. Secure and energy-efficient spatial data aggregation algorithm in wireless sensor networks [J]. *Journal of Software*, 2014, 25(8): 1671-1684
- [12] 范永健, 陈红, 张晓莹, 等. 无线传感器网络中隐私保护通用近似查询协议 [J]. *计算机学报*, 2014, 37(4): 915-926
Fan Yong-jian, Chen Hong, Zhang Xiao-ying, et al. Privacy-preserving generic approximate query in wireless sensor networks [J]. *Chinese Journal of Computer*, 2014, 37(4): 915-926
- [13] 刘云璐, 蒲菊华, 方维维, 等. 一种无线传感器网络 MAC 协议优化算法 [J]. *计算机学报*, 2012, 35(3): 529-539
Liu Yun-lu, Pu Ju-hua, Fang Wei-wei, et al. A MAC layer optimization algorithm in wireless sensor networks [J]. *Chinese Journal of Computer*, 2012, 35(3): 529-539
- [14] 邱树伟, 袁利永, 李琰琰. 能量捕获无线传感器网络中速率自适应路由算法 [J]. *计算机科学*, 2015, 42(4): 94-100
Qiu Shu-wei, Yuan Li-yong, Li Yan-yan. Data Rate Kdaptive Routing Algorithm in Energy Harvesting Wireless Sensor Networks [J]. *Computer Science*, 2015, 42(4): 94-100
- [15] Zhang Rui-feng, Berder O, Gorce J, et al. Energy-delay tradeoff in wireless multihop networks with unreliable links [J]. *Ad Hoc Networks*, 2012, 10: 1306-1321
- [16] Chen P, O'Dea B, Callaway E. Energy efficient system design with optimum transmission range for wireless ad hoc networks [C]// *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'02)*. 2002: 945-952
- [17] Gao J. Analysis of Energy Consumption for Ad Hoc Wireless Sensor Networks Using a Bit-meter-per-joule Metric [R]. Jet Propulsion Laboratory, California Institute of Technology, 2002: 42-150
- [18] Chen Yun-xia, Chuah C, Zhao Qing. Network configuration for optimal utilization efficiency of wireless sensor networks [J]. *Ad Hoc Networks*, 2008(6): 92-107
- [19] Tahir M, Farrell R. A cross-layer framework for optimal delay-margin, network lifetime and utility tradeoff in wireless visual sensor networks [J]. *Ad Hoc Networks*, 2013(11): 701-711
- [20] Srikanth S, Tsvetomira R, Jianer C, et al. Reliable networks with unreliable sensors [J]. *Pervasive and Mobile Computing*, 2013, 9(2): 311-323
- [21] Aparecido V L, Azzedine B, Ramos, et al. DRINA: A lightweight and reliable routing approach for in-network aggregation in wireless sensor networks [J]. *IEEE Transactions on Computers*, 2013, 62(4): 676-689
- [22] Liu An-feng, Zheng Zhong-ming, Zhang Chao, et al. Secure and Energy-Efficient Disjoint Multi-Path Routing for WSNs [J]. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2012, 61(7): 3255-3265
- [23] Liu An-feng, Jin Xin, Guo hua, et al. Deployment Guidelines for Achieving Maximal Lifetime and Avoiding Energy Holes in Sensor Network [J]. *Information Sciences*, 2012, 30: 197-226
- [24] He Shou-qian. Application of Modern Optimization Techniques in Wireless Sensor Networks [J]. *Computer Science*, 2014, 41(6A): 329-333
- [25] Saurabh G, Ram K, Mani S. Timing-sync protocol for sensor networks [C]// *Proceedings of the 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, 2003. Los Angeles, CA, USA: ACM Press, 2003: 138-149
- [26] Li Li, Liu Yong-pan, Yang Hua-zhong, et al. A precision adaptive average time synchronization protocol in wireless sensor networks [C]// *Proceedings of the 2008 IEEE International Conference on Information and Automation*, 2008. Zhangjiajie, China, 2008: 20-23

无线多跳网络上基于网络编码的多源多播算法

韩 莉^{1,2} 钱焕延² 刘慧婷¹

(安徽大学计算机科学与技术学院 合肥 230039)¹ (南京理工大学计算机科学与技术学院 南京 210094)²

摘 要 考虑到在无线多跳网络中存在多个相互独立的多播流的调度问题,首先提出了一个基于网络编码的动态多源多播模型,并根据该模型设计了一个适用于 802.11DCF MAC 的多播算法 MulSrc。MulSrc 以队列积压作为流调度的主要依据,以网络编码作为数据传输和本地恢复的主要手段,无固定的传输路径,在无线网络中实现以丰富的多路径来克服相关丢失、降低延迟的目标,适用于无线网络中大量存在的随机丢包情况。实验证明,在存在多个多播流的网络上,MulSrc 可以取得比同类协议 CodeCast 和 MMForests 更好的性能。

关键词 网络编码,多个流,背压路由,可行流速率,多播

中图法分类号 TP393 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2015.10.019

Algorithm for Multisource Multicast with Network Coding over Multi-hop Wireless Networks

HAN Li^{1,2} QIAN Huan-yan² LIU Hui-ting¹

(School of Computer Science and Technology, Anhui University, Hefei 230039, China)¹

(School of Computer Science & Technology, Nanjing University of Science & Technology, Nanjing 210094, China)²

Abstract We first presented a network coding based model for multisource multicast, in which the theory of back-pressure plays an important role in flow scheduling. Then we proposed a heuristic algorithm MulSrc which is compatible for 802.11 DCF MAC. It is especially well-suited for applications with low-loss, low-latency constraints. The use of network coding transparently implements both localized loss recovery and path diversity with low overhead. Simulation results show that our protocol outperforms the same kind protocol CodeCast and MMForests with multiflows.

Keywords Network coding, Multiflow, Back pressure routing, Adaptable flow rate, Multicast

多源多播问题中存在大量的流内干扰和流间干扰,一些针对单流研究设计的组播路由协议并不能很好地适应这种环境。因此,如何在多个多组播流并存的网络环境下准确度量节点的传输能力、合理分配有限的网络资源以提升网络有效承载能力是协议面向实用化的关键问题之一。

构建动态多播树森林在一定程度上解决了这个问题,即多播树森林的结构可以动态地根据网络条件调整^[1]。背压路由算法^[2]是实现动态多源多播的另一种选择。这是一个使用队列长度和链路两端队列长度的差值(背压)进行路由和调度的算法。这种算法允许以最大可能的速率向网络发送数据,又无需维持固定的路径,因此往往是最优的。然而如果不使用网络编码,即使在有线网络中,背压路由算法在多播传输中的应用也会变得非常复杂。结合网络编码的背压路由算法,可以综合使用本地补偿和动态路径来实现低延迟的分组丢失控制。在无线网络中,尤其是节点密集型网络,基于网络编码的多播协议可以利用丰富的多路径来克服相关丢失。

D. S. Lun^[3]等实现了网络编码用于高丢失率网络中的可靠通信,并给出了 MANETs 网络中可靠多播协议的子图选择算法(即何时何地地将编码分组输出到网络)。但 MANETs 中的子图选择是一个 NP 难题,协议 CodeCast^[4]给出了文献[3]的一个启发式实现。CodeCast 声明自己是一个基于网络

编码的、实现丢失控制和有界延迟的多播协议。但 CodeCast 并没有给出存在多源的解决方案。文献[5]给出了应用网络编码及动态多源多播实现流量调度的模型,但没有给出具体的解决方案。

本文提出了一个基于网络编码的动态多源多播模型,并根据该模型设计了一个适用于 802.11DCF MAC 的多播算法 MulSrc。MulSrc 结合了背压路由的思想,为各个流的每个目的节点维护一个虚拟队列,以队列积压作为流调度的主要依据及寻路和隐含的拥塞控制;以网络编码简化流量调度并用于实现路径的多样化;进行谨慎修复,即控制丢失的同时进行延迟检查,因而其适用于实时应用,如流媒体传输、阶段性传感器信息发布等。

在队列积压的计算上,提出应用信用度机制来实现流量分配。文献[6,7]均提出了用信用度的分配来控制流量分配的方法,但均没有给出具体的实现算法。MORE 协议^[8]应用阶段性静态统计的方法计算信用度,但不适用于网络动态变化的情况。本文用动态统计方法统计各个流在每个节点上的信用度分配。

实验证明,在存在多个多播流的情况下,文中所提协议能够获得比协议 CodeCast 及应用动态多播树森林实现多源多播的 MMForests 协议^[1]更好的性能。

到稿日期:2014-09-14 返修日期:2014-12-27 本文受国家自然科学基金(61202227)资助。

韩 莉(1975—),女,博士生,讲师,主要研究方向为计算机网络技术及应用,E-mail:hanli98@ahu.edu.cn;钱焕延(1950—),男,教授,博士生导师,主要研究方向为计算机网络技术及应用;刘慧婷(1978—),女,副教授,主要研究方向为云计算。

1 模型

无线网络的物理层比较复杂,需要考虑多个传输节点信号有可能被多个节点接收,也可能从多个节点接收到来自同一信号源的信息。定义 $\underline{N}$ 为网络上的节点集, $n = |\underline{N}|$ 。定义 $\underline{L}$ 为所有点到点链路 (i, j) 及超边 (i, Z) 的集合, 其中 $i, j \in \underline{N}$, $Z \subset \underline{N}$ 。由于存在大量可能的无线链路, 仅考虑那些有效链路, 比如, Z 可以选为信干比大于一定阈值的节点。

定义 $\underline{C}$ 为网络上多播流的集合, 其中每个流 $c \in \underline{C}$ 有一个源 $s_c \in \underline{N}$ 和一组目的节点集 $T_c \subset \underline{N}$ 。

定义流调度配置矩阵 $\mathbf{A}$, $A_k = 1$ 表示节点 i 转发流 c 的数据, $A_k = 0$ 表示节点 i 不转发流 c 的数据。如果对所有 $i \in \underline{N}$, 仅有一个 $c \in \underline{C}$ 使得 $A_k = 1$, 则称流调度配置 $\mathbf{A}$ 是合法的, 令 $\underline{A}$ 表示所有合法的流调度配置矩阵的集合。

记信道状态向量 $\mathbf{S}$ 是取值于有限域 $\underline{S}$ 上的独立同分布变量; 定义包含所有速率向量 $\mathbf{R} = (R_i : i \in \underline{N})$ 的网络图族为 $\underline{R}$, $\underline{R}$ 是物理层允许发送速率的集合, 定义 $\hat{\eta}$ 是速率 R_i 的上界。定义 $p_{ij}(R_i, \mathbf{S})$ 为节点 j 从节点 i 成功接收一个分组的概率。

假定信道状态 $\mathbf{S}$ 、路由 $\mathbf{A}$ 、速率 $\mathbf{R}$ 取值于一个有限状态空间, 因此联合配置 $(\mathbf{S}, \mathbf{A}, \mathbf{R})$ 具有一个时间平均概率, 定义该概率为 $\alpha_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}}$, 其中 $\alpha_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}} \geq 0$, $\sum_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}} \alpha_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}} \leq 1$ 。定义 $Q_i^{c\beta}$ 为节点 i 上允许发往流 c 的目的节点 β 的分组数, 将其称为虚拟队列。记 $f_{ij}^{c\beta}$ 为流 c 在链路 $(i, Z) \in \underline{L}$ 上从 $Q_i^{c\beta}$ 到 $Q_j^{c\beta}$ 的平均虚拟流速, 其中 $j \in Z$ 。

2 可行速率及流调度

为每个流 c 分配一个端到端的速率 f_c , 记速率向量 $\mathbf{f} = (f_c)_{c \in \underline{C}}$ 。令 $\underline{F}$ 是端到端速率向量 $\mathbf{f}$ 的集合, 满足:

$$f_{\beta Z}^{c\beta} = 0, \forall j, c, \beta, Z \quad (1)$$

$$f_{ij}^{c\beta} \geq 0, \forall j, c, \beta, Z \quad (2)$$

$$f_{c, l=s_c(c)} \leq \sum_{j, Z} f_{ij}^{c\beta} - \sum_{j, Z} f_{ji}^{c\beta}, \forall i, c, \beta \neq i, \beta \in T_c \quad (3)$$

$$\sum_{j \in Z} \max_{\beta} f_{ij}^{c\beta} \leq R_{iZ}, \forall i, j, c, \beta, Z \quad (4)$$

$$R_{iZ} \leq \sum_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}} \alpha_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}} R_{iZ}, \forall i, Z \quad (5)$$

$\{f_{ij}^{c\beta}\}_{i, j, Z}$ 给出了从流 c 的源节点到目的节点 β 的流量解决方案。每个在 (i, Z) 上传输的流 c 的物理分组都是一组分组的线性组合, 该组分组对应一个 (i, Z) 上的虚拟传输集合, 其中每个虚拟传输对应于 T_c 中一个不同的接收节点; 因此在 (i, Z) 上为流 c 分配的速率是 $\max_{\beta \in T_c} \sum_{j \in Z} f_{ij}^{c\beta}(t)$ 。从节点 i 到节点集 Z 的一次无线广播中, 尽管 Z 中可能有不止一个节点接收到了这个分组, 但它们会按一定的控制算法有选择地修改它们的虚拟队列, 使得每一个虚拟传输都是点到点的。即节点 $j \in Z$ 可能会使用不同的策略来修改不同的目的节点 β 对应的虚拟队列 $Q_i^{c\beta}$ 。

定理 1 令 $\underline{F}$ 是端到端速率向量 $(f_c)_{c \in \underline{C}}$ 的集合, 并满足: 存在向量 $(f_{ij}^{c\beta})_{(i, Z) \in \underline{L}, c \in \underline{C}, \beta \in T_c}$, $(R_{iZ})_{(i, Z) \in \underline{L}, c \in \underline{C}}$, $(\alpha_{\mathbf{S}, \mathbf{R}, \mathbf{A}})_{\mathbf{S} \in \underline{S}, \mathbf{R} \in \underline{R}, \mathbf{A} \in \underline{A}}$ 使得式(1)~式(5)成立。应用流内网络编码的多个多播流稳定的必要条件是 $(f_c)_{c \in \underline{C}} \in \underline{F}$ 。

证明: 证明类似文献[5]。

定理 1 表明, 当允许对一个流中所有分组进行编码时, 每

个流的目的节点接收独立物理分组的速率等于源节点发送分组的数目。

假定链路层协议为 802.11DCF, 其无线随机接入过程 $S(t)$ 满足: 对于所有 $(i_1, J_1) \in S(t)$, 不存在 $(i_2, J_2) \in S(t)$ 使得 $p_{i_1 i_2} > 0$ 及 $j \in J_1 \cap J_2$ 使得 $p_{i_1 j} > 0, p_{i_2 j} > 0$ 。即一个节点不能同时发送和接收分组或从不同节点接收分组。链路 (i, Z) 上的流选择 c^* 可以简化为:

$$c^* = \arg \max_c \{ \max_{\beta \in T_c} \sum_{j \in Z} \max(Q_i^{c\beta} - Q_j^{c\beta}, 0) \} \quad (6)$$

以上动态策略依赖于队列长度信息进行决策, 不要求输入链路状态信息。直观的说, 该策略致力于在每个时隙中最大化虚拟传输的总量。

3 算法描述

本节将对本协议的工作细节进行描述。

3.1 术语

流: 一个源节点和它的接收节点构成一个流。

原始分组(Native Packet): 源节点发送的数据被划分为若干个等长的分组, 这些分组称为原始分组。

组(Generation): 源节点将数据划分为若干个长度为 k 字节的分组, 并将每 l 个分组组织为一个组。源节点和目的节点之间以组为单位进行通信。任何转发节点只对属于同一组的分组进行编码。

编码分组(Coded Packet): 对于属于同一组的分组的线性编码, 编码分组 $p' = \sum_i c_i p_i$, 其中 p_i 是来自同一个组的原始分组, c_i 是一个随机数, 将 c_i 的取值范围设置为 $[0, 255]$ 。注意到, 虽然中间节点的编码分组产生于本节点已经收到的来自于同一个组的编码分组的线性组合, 但本质上, 它们依然是原始分组的线性组合。

新分组(Innovative Packet): 如果一个分组与节点上已经接收的所有其他该组的分组线性无关, 则称这个分组是一个“新分组”。

编码阈值: 为了降低接收节点收到的编码分组的线性相关性, 为编码设置一个阈值 $thred$, 只有一个节点接收到的新分组个数大于 $thred$ 时才发送编码分组。当 $thred = l - 1$ 时, 中间节点需要进行完全的编解码; $thred = 0$ 表示中间节点获得一个组的第一个新分组后, 就可以发送数据。

信用度(Credit): 在中间节点 i 上为每个流的目的节点 β 定义一个变量, 即信用度 $credit_i^{c\beta}$, 表示 β 每从源节点获取一个分组时, 该中间节点 i 所贡献的份额。信用度可以通过统计获得。对于任意 $\beta \in T_c$, 源节点 s_c 的信用度 $credit_{s_c}^{c\beta}$ 为 1, 节点 β 的信用度 $credit_{\beta}^{c\beta} = 0$ 。

距离: 基于最小 ETX 计算两个节点之间的距离。相邻节点 (i, j) 之间的距离等于 $1/p_{ij}$, 即节点 j 每从节点 i 接收一个分组时, 节点 i 需要发送的分组数。

下游节点: 节点为每个流保留一个 $dist$ 变量, 表示距离源节点的最小距离; 节点发送一个流的分组时会将该流的 $dist$ 变量拷贝到分组的首部; 节点接收到一个新分组时, 会检查分组首部的 $dist$ 变量, 如果该变量值小于本地的 $dist$ 值, 则用该值更新本地值; 一个节点的下游节点即 $dist$ 值大于自己的邻居节点。

流速率的分配: MulSrc 采用一种简单的方式为各个流 c 分配速率, 即仅当链路层允许源节点 s_c 发送时, s_c 才会将流 c 的虚拟队列 Q_i^c 的长度加 1。

更新信用度 $credit_{ij}^{c\beta}$: 定义 $credit_{ij}^{c\beta} = count_{ij}^{c\beta} / count_j^c$, 其中 $count_{ij}^{c\beta}$ 表示节点 j 从节点 i 接收的流 c 的新分组数, $count_j^c$ 表示节点 j 应该接收的流 c 的新分组数。节点 j 需要定期将 $credit_{ij}^{c\beta}$ 反馈给节点 i , 并定期向邻居节点通告自己的信用度 $credit_{ij}^{c\beta}$ 。 $credit_{ij}^{c\beta}$ 可以通过如下公式进行更新:

$$credit_{ij}^{c\beta} = \sum_{j: (i,j) \in L} credit_{ij}^{c\beta} \times credit_{ij}^{c\beta} \quad (7)$$

何时停止发送一个组: 节点停止发送来自同一个组的分组需满足如下条件: (a) 源节点缓存中的组超时。假定某个源节点的发送窗口大小为 32 个分组长度, 且选定的组中含有 32 个分组, 每个分组的数据长度为 1000 字节; 上层应用以 1Mbps 向协议推送数据, 则每个组在源节点上的保留时间为 256ms。(b) 节点的所有下游节点已经对该组完全解码。实验证明, 这个条件对减少不必要的发送非常重要。(c) 如果新到达分组的组号比当前缓存中的组号新, 则根据该组号对接收缓存进行更新。为简化计算, 假定源节点一次只发送一个组的数据。

3.2 工作流程描述

图 1 给出了发送分组的流程, 为提高效率, 假定节点仅在获得链路层允许时才发送数据。(a) 当链路层允许发送时, 节点 i 首先检查自己是否是某个流 c 的源节点。如果是, 则将虚队列长度 Q_i^c 加 1, $\beta \in T_c$; 并检查当前组是否超时, 如果超时, 则将当前组移动到下一个等待发送的组。(b) 依据式 (6) 在所有不满足停止发送条件的组中选择需要转发的流 c^* 。(c) 选定流 c^* 后, 源节点在属于同一组的 l 个原始分组上进行网络编码, 中间节点则对同一组中已接收的分组进行再编码。(d) 每转发一个流 c^* 的分组, 就将对应的虚队列长度 $Q_i^{c^*\beta}$ 减 $credit_{ij}^{c^*\beta}$, $\beta \in T_{c^*}$ 。

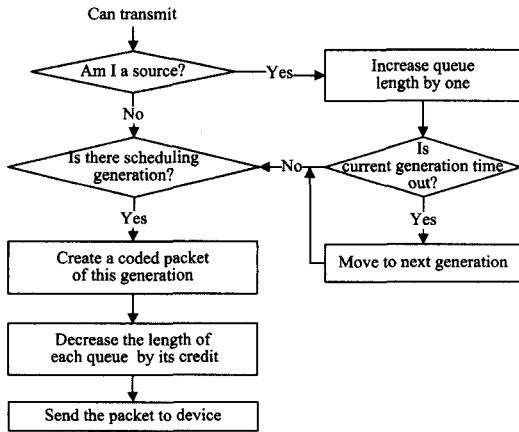


图 1 发送分组

图 2 给出了接收分组的流程。接收节点对每个接收到的分组应用高斯约旦消元法, 边接收边解码^[9], 同时检查其线性相关性, 当接收到同一组的 l 个分组时, 即获得了该组的 l 个原始分组。如果节点 j 从节点 i 接收的流 c 的分组是一个新分组, 则对于所有的 $\beta \in T_c$, 将虚队列长度 $Q_j^{c\beta}$ 加上 $credit_{ij}^{c\beta}$ 的值, 并更新变量 $credit_{ij}^{c\beta}$ 。如果节点 j 是流 c 的一个目的节点, 则将 Q_j^c 置为 0, 并准备发回 ACK。

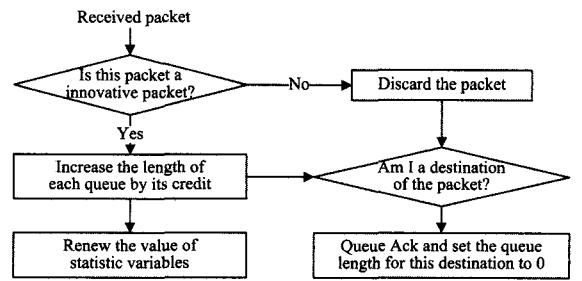


图 2 接收分组

3.3 算法复杂度分析

发送端的计算量主要集中在组的选择上, 其选择流程描述如下: (a) 依次检查节点上的各个流, 筛选线性无关分组个数大于等于阈值的组; (b) 存在某个下游节点, 该下游节点还没有获得该组的所有分组; (c) 根据式 (6) 从满足以上两个条件的组中选出在所在流中具有最小组号的组。算法复杂度为 $O(|C| \cdot |n_d| \cdot |w|)$, 其中 $|C|$ 表示节点上缓存的流的数目, $|n_d|$ 表示下游节点的个数, $|w|$ 表示发送窗口中组的个数。

接收端的计算量主要集中在新分组的判断上, 实现复杂度为 $O(l \cdot (l+k))$, 其中 l 是组中分组的个数, k 是每个分组的长度。

4 模拟结果及性能分析

本节考察 MulSrc 与 CodeCast 和 MMForests 协议之间的性能比较。其中 MMForests 实现完全可靠传输。由于 CodeCast 仅考虑了单个流的多播问题, 因此每个转发节点应用轮循的方式为节点上的流提供服务。

采用 NS2 来模拟协议性能, 实验环境描述如下。

(1) 在 $300m \times 300m$ 的面积上随机分布 30 个节点; 链路层协议为 802.11 的 DCF (Distributed Coordination Function), 无线信号的衰减模型为地面反射模型 (TwoRay-Ground); 信道带宽最大为 4Mbps。(2) 每个组含有 l 个分组。实验发现, 将 $thred$ 设置为 $l-1$ 即完全编解码时协议效率最高, 因此实验中将 $thred$ 值均设置为 $l-1$ 。(3) 分组长度为 k 字节; 实验发现, k 较小时协议性能较高, 但过小的 k 值会使有效载荷降低, 因此在模拟实验中取 $k=1000$ Bytes。(4) 假定所有源节点的上层协议总有数据要发送, 且提供负载为 α kbps。(5) 为简化控制, 滑动窗口大小 $|w|$ 设置为 1, 即每个节点仅为每个流保留一个组的缓存空间。(6) 为模拟网络丢失, 节点以一定概率丢弃接收到的分组。(7) 运行时间为 20s, 实验结果取 20 次运行结果的平均值。

从以下几个角度对性能进行考评。

(1) 平均端到端吞吐量 (rate): 平均每个接收节点接收新分组的速率。(2) 重传开销 (cost): 网络上所有节点发送分组的总数与接收节点接收的新分组数的比率, 即目的节点平均每接收一个分组网络上需要发送的分组数, 反映了网络的整体开销。(3) 接收比率 (ratio): 接收端接收的有效数据量与上层协议实际推送的数据量的比率。(4) 为量化带宽资源在各个流之间分配的合理性, 引入了整体效用函数 $U(f) = \sum \ln(f_c)$, $U(f)$ 的值越大, 表明带宽资源分配越均匀^[10]。为简化计算, 取 f_c 为流 c 的每个接收节点每秒接收新分组的个数。

图 3 给出了在平均邻居节点个数为 5、点到点丢失率为 0.1 的网络上任选的 8 个多播流、每个流的接收节点个数为 5 的情况下, MulSrc 与 CodeCast 在各个流上的接收比率、平均端到端吞吐量上的比较。其中圆柱体表示吞吐量 *rate*, 圆柱体上部的标签表示接收比率 *ratio*。从图 3 可以看到, CodeCast 中大部分流的吞吐量低于 MulSrc 协议, 但高于 MMForests 协议; CodeCast 和 MMForests 流量分布的最大特点是各个流的吞吐量分布不如 MulSrc 均匀, 即出现了极大流和极小流, 甚至是零流; 其中 CodeCast 的效用函数值为 23, MMForests 的效用函数值为 25, 而 MulSrc 效用函数值则为 30。由此可见, 本文协议可以取得比 CodeCast 协议和 MMForests 协议更合理的资源分配; MMForests 由于是一个针对多个流的多播协议, 其在流量分布上优于 CodeCast 协议。MulSrc 在接收比率上也表现出了优异的特性。

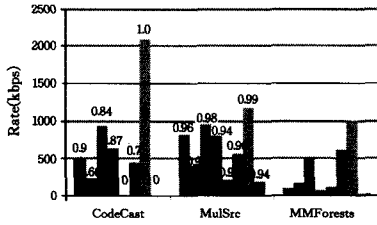
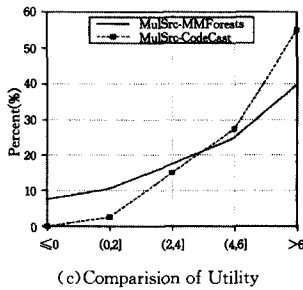
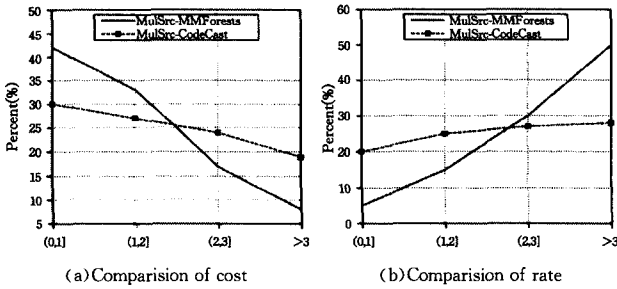


图 3 CodeCast 与 MulSrc 在多个流上的性能比较 ($\alpha=300\text{kbps}$, $k=1000\text{Bytes}$, $l=4$)



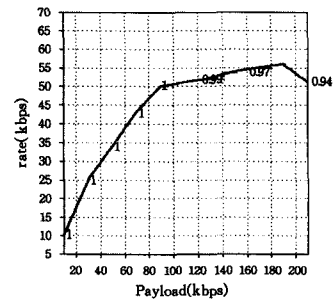
图(a)中的坐标点 $((a, b], \gamma)$ 表示 $\text{cost}^{\text{CodeCast}} / \text{cost}^{\text{MulSrc}} \in (a, b]$ 或 $\text{cost}^{\text{MMForests}} / \text{cost}^{\text{MulSrc}} \in (a, b]$ 上的流占总实验流数的百分比为 $\gamma\%$; 图(b)中的坐标点 $((a, b], \gamma)$ 表示 $\text{rate}^{\text{MulSrc}} / \text{rate}^{\text{CodeCast}} \in (a, b]$ 或 $\text{rate}^{\text{MMForests}} / \text{rate}^{\text{CodeCast}} \in (a, b]$ 的流占总实验流数的百分比为 $\gamma\%$; 图(c)中的坐标点 $((a, b], \gamma)$ 表示 $U(f_{\text{MulSrc}}) - U(f_{\text{CodeCast}}) \in (a, b]$ 或 $U(f_{\text{MulSrc}}) - U(f_{\text{MMForests}}) \in (a, b]$ 的网络数占总网络数的百分比为 $\gamma\%$ 。

图 4 MulSrc 与 CodeCast 和 MMForests 在网络中存在 8 个多播流时的性能比较 ($\alpha=300\text{kbps}$, $k=1000\text{Bytes}$, $l=4$)

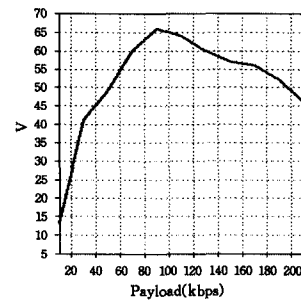
图 4 显示了任选 40 个平均邻居节点个数为 5、点到点丢失率为 0.1 的网络上, MulSrc 分别与 CodeCast 和 MMForests 在接收节点个数为 5 的 8 个多播流上的性能比较。如图 4(a) 所示, MulSrc 的重传开销小于 CodeCast 的流数占实验总流

数的 70%, 而 CodeCast 的重传开销是 MulSrc 两倍以上; 而 MulSrc 的重传开销低于 MMForests 的流仅占总流数的 55% 左右, 并无明显优势。如图 4(b) 所示, MulSrc 的吞吐量较 CodeCast 和 MMForests 均具有明显的优势, 其中吞吐量大于 CodeCast 的流占 80%, 而吞吐量大于 MMForests 的流占总流数的 90% 以上。可以看出, CodeCast 可以获得比 MMForests 更高的吞吐量。图 4(c) 给出了 3 个协议在整体效用上的比较, 其中 MMForests 具有比 CodeCast 更好的效用特性, 从中可以看出, MulSrc 的效用值比 CodeCast 的效用值大 6 的网络数占总实验网络数的 60%, 而比 MMForests 的效用值大 6 的网络数占总实验网络数的 45%。

图 5 给出了在平均邻居节点个数为 5、点到点丢失率为 0.2 的网络上任选 8 个多播流且每个流的接收节点个数为 5 的情况下, 随着提供负载的增加, MulSrc 性能的变化。引入变量 $V, V=10 \sum f_c / \text{cost}$, V 值越大表明协议的“性价比”越高。由图 5(a) 可以看出, 随着各流提供负载的增加, *rate* 逐渐增大, 当提供负载约为 110kbps 后, 吞吐量逐渐达到饱和; 曲线上的标签表示该点的接收比率 *ratio*, 随着提供负载的增加, 目的节点的接收比率 *ratio* 虽然有所下降, 但均保持在 90% 以上的理想状态。观察图 5(b) 中变量 V 的曲线, 在提供负载约为 100kbps 时其出现了明显的下降, 即传输开销 *cost* 开始明显增大。由图 5 的实验可知, 给定一个网络, 提供负载对协议性能有着较大的影响, 即存在一个最佳的提供负载范围。在本实验中, 最佳提供负载在 100kbps 左右。这个特性可以被网络层用来动态检测网络, 向上层协议提供合适的推送速度, 从而适用于现在应用日益广泛的自适应流媒体传输。



(a) 平均端到端速率 *rate* 随提供负载的变化



(b) 变量 V 随提供负载的变化

图 5 随着提供负载的增加, MulSrc 的性能变化 ($k=1000\text{Bytes}$, $l=4$)

结束语 本文提出了一个在无线多跳网络上的、基于网络编码的多源多播模型, 在此模型的基础上给出了一个适用于 802.11DCF MAC 的、以背压路由为流调度机制的解决方案

(下转第 112 页)

种干扰。FLA-IP 不需要修改协议标准, 仅需增加底层软件模块即可实现干扰预测功能。仿真结果表明, FLA-IP 不仅可以有效预测信道传输干扰因素, 还能在多种拓扑环境下进一步利用网络带宽, 提升帧传输效率。

参考文献

- [1] Choi J, Na J, Park K, et al. Adaptive Optimization of Rate Adaptation Algorithms in Multi-Rate WLANs[C]//ICNP. 2007:144-153
- [2] Martorell G, Riera-Palou F, Femenias G. Tuning Fast Link Adaptation Algorithms for CSMA/CA and CSMA/E2CA-Based WLANs[C]//2012 21st International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN). IEEE, 2012:1-7
- [3] Kamerman A, Monteban L. WaveLAN®-II: a high-performance wireless LAN for the unlicensed band[J]. Bell Labs Technical Journal, 1997, 2(3):118-133
- [4] Kim S, Verma L, Choi S, et al. Collision-aware rate adaptation in multi-rate WLANs: design and implementation[J]. Computer Networks, 2010, 54(17):3011-3030
- [5] Wong S H Y, Yang H, Lu S, et al. Robust rate adaptation for 802.11 wireless networks[C]//Proceedings of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. ACM, 2006:146-157
- [6] Kulkarni A, Menezes S, Prakash R. FREEZE: Rate adaptation in wireless LANs using channel contention estimates[J]. 2011 Third International Conference on Communication Systems and Networks (COMSNETS), 2011, 4(11):4-8
- [7] Lin T Y, Tsai C Y, Wu K R. EARC: Enhanced Adaptation of Link Rate and Contention Window for IEEE 802.11 Multi-Rate

Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Communications, 2012, 60(9):2623-2634

- [8] Mardeni R, Solahuddin Y. Path loss model development for indoor signal loss prediction at 2.4GHz 802.11n network[C]//2012 International Conference on Microwave and Millimeter Wave Technology (ICMMT). IEEE, 2012, 2:1-4
- [9] Abu-Sharkh O M F, Abdelhadi M J. The impact of multi-rate operation on A-MSDU, A-MPDU and block acknowledgment in greenfield IEEE802.11n wireless LANs[C]//Wireless Advanced (WiAd), 2011. IEEE, 2011:116-121
- [10] Politis A, Mavridis I, Manitsaris A, et al. X-EDCA: A cross-layer MAC-centric mechanism for efficient multimedia transmission in congested IEEE 802.11e infrastructure networks[C]//2011 7th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC). IEEE, 2011:1724-1730
- [11] Schmidt F, Hithnawi A, Punal O, et al. A receiver-based 802.11 rate adaptation scheme with On-Demand Feedback[C]//2012 IEEE 23rd International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC). IEEE, 2012:399-405
- [12] Kulkarni P, Motz B, Lewis T, et al. Inferring Loss Causes to Improve Link Rate Adaptation in Wireless Networks[C]//2011 IEEE International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA). IEEE, 2011:659-666
- [13] Han C, Dianati M, Tafazolli R, et al. Analytical study of the IEEE 802.11p MAC sublayer in vehicular networks[J]. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 2012, 13(2):873-886
- [14] Issariyakul T, Hossain E. Introduction to network simulator NS2[M]. Springer, 2011

(上接第91页)

MulSrc。MulSrc 使用信用度在每个转发节点上为各个流的目的节点分配流量, 并将信用度作为队列积压演变的依据。将网络编码应用于背压路由, 可以减少节点协商带来的开销, 降低冗余数据的传输, 实现路径的多样化, 能充分利用无线网络中存在的丰富的多路径, 提高协议性能。在实验部分, 假定上层协议以不会引起阻塞的速率向协议推送数据, 将 MulSrc 与基于网络编码的多播协议 CodeCast 及多源多播协议 MMForests 在端到端吞吐量、整体开销、总体效用等方面进行了比较。实验证明, 在存在多个流的情况下, MulSrc 具有更好的性能。如何根据网络条件寻找最佳的提供负载、降低整体开销, 是 MulSrc 的下一步目标。

参考文献

- [1] Chen Y R, Radhakrishnan S, Dhall S, et al. On multi-stream multi-source multicast routing[J]. Computer Networks, 2013, 57(15):2916-2930
- [2] Tassioulas L, Ephremides A. Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks[C]//Proceedings of the 29th IEEE Conference on Decision and Control, 1990. IEEE, 1990:2130-2132
- [3] Lun D S, M M M. M, Koetter R. Efficient Operation of Wireless Packet Networks Using Network Coding[C]//Proc. Int'l.

Workshop. Convergent Technologies (IWCT) 2005. June 2005: 1-5

- [4] Park J, Gerla M, Lun D, et al. Codecast: a network-coding-based ad hoc multicast protocol[J]. Wireless Communications, IEEE, 2008, 13(5):76-81
- [5] Ho T, Viswanathan H. Dynamic algorithms for multicast with intra-session network coding[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2009, 55(2):797-815
- [6] Eryilmaz A, Srikant R. Joint congestion control, routing and mac for stability and fairness in wireless networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(8):1514-1524
- [7] Radunovic B. An Optimization Framework for Opportunistic Multipath Routing in Wireless Mesh Networks[C]//The 27th Conference on Computer Communications (INFOCOM 2008). 2008
- [8] Chachulski S, Jennings M, Katti S, et al. MORE: A network coding approach to opportunistic routing[R]. 2006
- [9] Li H, Huan Y Q. Parallelized Network Coding with SIMD instruction sets[C]//International Symposium on Computer Science and Computational Technology, 2008 (ISCSCT'08). IEEE, 2008, 1:364-369
- [10] Kelly F P, Maulloo A, Tan D. Rate control in communication networks: shadow prices, proportional fairness and stability[J]. Journal of the Operational Research Society, 1998, 49(3):237-252