

6LoWPAN 中优化多路径路由吞吐率的数据包分片方案

朱艺华* 李丽 池凯凯 李燕君

(浙江工业大学计算机科学与技术学院 杭州 310023)

摘要: 6LoWPAN 协议支持在 IEEE 802.15.4 低功耗无线个域网络中传递 IPv6 数据包, 其主要功能包括对 IPv6 数据包进行分片与拼装、头部压缩和路由。该文利用概率论推导了 6LoWPAN 中一个 IPv6 数据包从信源到达信宿所需要的发送次数、传递时延和吞吐率, 建立了基于多路径路由优化吞吐率的数学模型, 并依此提出了 IPv6 数据包的最优分片方案, 该方案可以提高 6LoWPAN 中 IPv6 数据包的吞吐率。

关键词: 无线网络; 低速率无线个域网; 分片; 多路径路由; 吞吐率

中图分类号: TP393.17

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2014)08-1824-07

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2013.01398

Datagram Fragmentation Scheme to Optimize the Throughput of Multi-path Routing in 6LoWPAN

Zhu Yi-hua Li Li Chi Kai-kai Li Yan-jun

(School of Computer Science and Technology, Zhejiang University of Technology, Hangzhou 310023, China)

Abstract: 6LoWPAN protocol supports IPv6 datagram delivering over IEEE 802.15.4-based low-power wireless personal area network, and its main functions include fragmenting and reassembling IPv6 datagrams, header compression, and routing. In this paper, the number of transmissions, the delay and the throughput of multi-path routing for delivering an IPv6 datagram to the destination from the source are derived based on probability theory. Moreover, the model that optimizes the throughput of multi-path routing is developed, and based on this model the optimal fragmentation scheme is proposed. The proposed scheme is able to improve the throughput of IPv6 datagrams in 6LoWPAN.

Key words: Wireless network; Low-power Wireless Personal Area Network(LoWPAN); Fragmentation; Multi-path routing; Throughput

1 引言

随着物联网的发展, IP 网络节点需要与包含传感器/执行器的智能物体进行通信。IEEE 802.15.4 是低功耗、低速率的无线个域网(Low-power Wireless Personal Area Network, LoWPAN)标准^[1], 目前被广泛应用于无线传感器网络。IEEE 802.15.4 物理层可以携带的 MAC 帧最大长度为 127 Byte, 其中 MAC 帧头与帧尾共占 25 Byte^[1]。如果启用链路层安全选项, 那么 IEEE 802.15.4 MAC 层可以携带上层(即网络层)数据包的最大长度只剩下 81 Byte^[2]。由于 IPv6 的最大传输单元 MTU(Maximum Transfer Unit)至少是 1280 Byte, 因此, IPv6 数据包必须被分片后才能在 LoWPAN 上传递, 目的节点(即信宿)在收到所有分片之后, 才能拼装出原来

的数据包。6LoWPAN 是支持在 LoWPAN 中传递 IPv6 数据包的协议, 在协议栈网络层和数据链路层之间引入适应层, 适应层负责 IPv6 数据包头部压缩, 分片, 重组及其它功能^[2]。

6LoWPAN 协议定义了两种路由: MUR (Mesh-Under Routing)和 ROR (Route-Over Routing), 分别在适应层进行和网络层进行。文献[3]对 MUR 和 ROR 的数据包到达信宿比率、数据包时延等指标进行了比较。文献[4]克服了 MUR 存在的缺陷: 在一个 IPv6 数据包的某一个或几个分片丢失的情况下, 依然把其余分片发送到链路上, 造成带宽等资源的浪费。Dai 等人^[5]在运输层引入重传机制, 提出了 CAR-MUR 路由以提高数据包到达信宿的比率。诚然, LoWPAN 的无线链路易丢包。在一个 IPv6 数据包大小(比特数)给定的条件下, 如果它的分片数目越多, 则全部分片到达信宿的概率越小, 即信宿拼装成原来 IPv6 数据包的概率越小。反之, 如果分片数目越小, 似乎全部分片到达信宿的概率越大。其实不然, 在 IPv6 数据包大小给定的条件下, 如果分片数目越小, 则每个分片所占的比特数越大, 这

2013-09-11 收到, 2013-12-05 改回

国家自然科学基金(61379124, 61001126, 61003264), 教育部高等学校博士学科点专项科研基金(20123317110002)和浙江省自然科学基金(LY13F020025)资助课题

*通信作者: 朱艺华 yhzhu@zjut.edu.cn

会导致无线链路丢失分片的概率增大。因此,在信源与信宿之间存在多跳无线链路时,为信源设计最优 IPv6 数据包分片方案以提高数据传递效率很重要,此乃本文的主要动机所在。考虑到多路径路由可以将数据包发送到多条不同的路径,能从整体上提高网络的传输能力^[6],本文对 6LoWPAN 多路径路由的分片方案进行研究,旨在提高吞吐率。本文的主要贡献与创新在于:(1)提出基于多路径路由的最优分片方案,推导了在 6LoWPAN 中一个 IPv6 数据包从信源到达信宿所需要的发送次数、传递时延和吞吐率公式;(2)建立了基于多路径路由的优化吞吐率的数学模型并依此提出了 IPv6 数据包的最优分片方案。

2 优化吞吐率的最优分片方案

首先推导 ROR 和 MUR 的吞吐率公式。用图论符号 $G(V,E)$ 表示 6LoWPAN 网络,其中, V 和 E 分别是顶点和边(链路)的集合。在图 $G(V,E)$ 中,分别以 $s \in V$ 和 $t \in V$ 表示信源和信宿,从 s 到 t 的所有路径的集合用 Ω 表示,每条路径由一些链路组成。将第 k 条路径记为 P_k ,它所包含的跳数(即从 s 到 t 链路总数)记为 h_k 。以 $e_{k,i}$ 表示第 i 条链路,其 MAC 帧传递失败率为 $f_{k,i}$ 。如图 1 所示, $P_1 = \{e_{1,1}, e_{1,2}, e_{1,3}, e_{1,4}, e_{1,5}\}$, $P_2 = \{e_{2,1}, e_{2,2}, e_{2,3}\}$, 即 $h_1 = 5, h_2 = 3$ 。

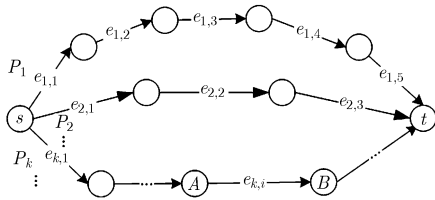


图1 信源与信宿之间多路径示意图

以下推导路径 P_k 的吞吐率,推导思路与文献[7]相同。以 D_k 和 δ_k 分别表示路径 P_k 上把一个 IPv6 数据包从信源传递到信宿的有效比特数均值和传递该数据包所消耗的时间(即时延)均值。以 L 表示一个 IPv6 数据包的长度(单位为 bit)。则 $D_k = (1 - q_k)L + q_k \times 0$, 其中, q_k 是该数据包在路径 P_k 上传递失败的概率。此外,推导时延 δ_k 的思路及步骤如下:(1)求出路径 P_k 上节点发送该数据包分片的平均发送次数;(2)节点每次发送分片所消耗的时间(包括竞争信道时间和发送确认包即 ACK 包的时间);(3)将前面两步骤所得的平均发送次数和每次发送消耗的平均时间相乘,得到发送一个分片所消耗的平均时间;(4)将所有分片所消耗的时间相加,从而获得把一个 IPv6 数据包从信源传递到信宿的时延。在求得 D_k 和

δ_k 之后,可得路径 P_k 的最低吞吐率为 $\theta_k = D_k / \delta_k$ (在路径 P_k 上有多个链路并发传递数据包的情况下,路径 P_k 的吞吐率大于 θ_k)。以下简称 θ_k 为吞吐率。由上述可知,求出吞吐率 θ_k 的关键在于求出 q_k 和 δ_k 。

可以证明:在 ROR 与 MUR 两个方案中,IPv6 数据包自信源至信宿的成功到达率是相等的(限于篇幅,此处省略证明过程)。因此,以下仅对 ROR 进行分析,在求出 ROR 吞吐率之后,给出优化吞吐率方案,最终给出最优分片方案。记 $N = \text{mMFR} + 1$, 它表示 MAC 帧在一跳传输过程中最大传输次数,其中, mMFR 表示 IEEE 802.15.4 协议所采用的重传与确认机制的最大重传次数参数即 `macMaxFrameRetries`^[4]。这样,路径 P_k 上第 i 跳链路 $e_{k,i}$ 发送一个 MAC 帧给下一跳节点失败和成功的概率分别为

$$\left. \begin{aligned} P_{k,i}^{(F)} &= (f_{k,i})^N \\ P_{k,i}^{(S)} &= 1 - (f_{k,i})^N \end{aligned} \right\} \quad (1)$$

其中, MAC 帧传递失败概率如式(2)所示,其中, l 是帧长度, $b_{k,i}$ 是链路 $e_{k,i}$ 的误码率。

$$f_{k,i} = 1 - (1 - b_{k,i})^l \quad (2)$$

下面,推导一个被分割成 m 个分片的 IPv6 数据包从信源 s 到信宿 t 的时延。对于一个给定 MAC 帧,链路 $e_{k,i}$ 的发送节点(如图 1 节点 A)的发送次数是一个随机变量 $\chi_{k,i}$, 其概率分布为

$$\Pr\{\chi_{k,i} = u\} = \begin{cases} (f_{k,i})^{u-1}(1 - f_{k,i}), & u = 1, 2, \dots, N-1 \\ (f_{k,i})^{u-1}(1 - f_{k,i}) + (f_{k,i})^u, & u = N \end{cases} \quad (3)$$

其中, $(f_{k,i})^{u-1}(1 - f_{k,i})$ 表示前 $u-1$ 次都失败但第 u 次成功的概率,而 $(f_{k,i})^u$ 表示 u 次发送数据包均以失败告终的概率。依此可得^[5]: 链路 $e_{k,i}$ 发送节点发送一个帧的平均次数(数学期望) $\bar{\chi}_{k,i}$ 如式(4)所示;在成功发送一个帧的条件下,该节点发送一个帧的平均发送次数 $\bar{\chi}_{k,i}^{(S)}$ 如式(5)所示。

$$\bar{\chi}_{k,i} = \sum_{u=1}^N u \Pr\{\chi_{k,i} = u\} = \frac{1 - f_{k,i}^N}{1 - f_{k,i}} \quad (4)$$

$$\bar{\chi}_{k,i}^{(S)} = \sum_{u=1}^N u \frac{f_{k,i}^{u-1}(1 - f_{k,i})}{P_{k,i}^{(S)}} = \frac{1 - (N+1)f_{k,i}^N + Nf_{k,i}^{N+1}}{(1 - f_{k,i})(1 - f_{k,i}^N)} \quad (5)$$

于是,对于一个有 m 个分片的 IPv6 数据包,链路 $e_{k,i}$ 发送节点在成功发送一个 IPv6 数据包到下一节点条件下,它发送数据帧的平均次数为 $m\bar{\chi}_{k,i}^{(S)}$ 。本文策略规定,同一个 IPv6 数据包的 m 个分片只同一条路径上传递,而且相同路径上的各个节点按分片编号从小到大的顺序传输。也就是说,只在第 j 个分片发送成功之后,再发送第 $j+1$ 个分片, $j=1,$

$2, \dots, m$ 。另外, 不同路径上所传输的 IPv6 数据包的分片数 m 都相同。于是, 在链路 $e_{k,i}$ 发送 IPv6 数据包失败条件下, 可能出现的随机事件为“第 1, 2, $\dots, u-1$ 片发送成功, 但第 u 片发送失败”, 其概率为 $(P_{k,i}^{(S)})^{u-1}(1 - P_{k,i}^{(S)})/[1 - (P_{k,i}^{(S)})^m]$, 对应的数据帧发送次数为 $(u-1)\bar{\chi}_{k,i}^{(S)} + N$, ACK 帧发送次数为 $u-1$, 其中, $u=1, 2, \dots, m$ 。因此, 利用式(1)和式(5)得: 在链路 $e_{k,i}$ 发送 IPv6 数据包失败的条件下, 该链路节点的数据帧平均发送次数为

$$\begin{aligned} \psi_{k,i}^{(F)} &= \sum_{j=1}^m [(j-1)\bar{\chi}_{k,i}^{(S)} + N] \frac{(P_{k,i}^{(S)})^{j-1}(1 - P_{k,i}^{(S)})}{1 - (P_{k,i}^{(S)})^m} \\ &= \{1 - [1 + N(1 - f_{k,i})]f_{k,i}^N\} \{1 - [1 + (m-1)f_{k,i}^N] \\ &\quad \cdot (1 - f_{k,i}^N)^{m-1}\} / \{[1 - (1 - f_{k,i}^N)^m] \\ &\quad \cdot (1 - f_{k,i})f_{k,i}^N\} + N \end{aligned} \quad (6)$$

并且在链路 $e_{k,i}$ 发送 IPv6 数据包失败的条件下, 该链路节点的 ACK 平均发送次数为

$$\begin{aligned} \xi_{k,i}^{(F)} &= \sum_{j=1}^m (j-1) \frac{(P_{k,i}^{(S)})^{j-1}(1 - P_{k,i}^{(S)})}{1 - (P_{k,i}^{(S)})^m} \\ &= \frac{(1 - P_{k,i}^{(S)})P_{k,i}^{(S)} \sum_{j=1}^{m-1} j(P_{k,i}^{(S)})^{j-1}}{1 - (P_{k,i}^{(S)})^m} \\ &= \frac{(1 - f_{k,i}^N)\{1 - [1 + (m-1)f_{k,i}^N](1 - f_{k,i}^N)^{m-1}\}}{[1 - (1 - f_{k,i}^N)^m]f_{k,i}^N} \end{aligned} \quad (7)$$

对于一个给定的分成 m 个分片的 IPv6 数据包, 沿着路径 P_k 从信源 s 到信宿 t 传递过程中, 可能发生的随机事件可分为两类: (1) “第 1, 2, $\dots, u-1$ 跳均发送成功, 但第 u 跳发送失败”, 其概率为 $\prod_{i=1}^{u-1} (P_{k,i}^{(S)})^m [1 - (P_{k,u}^{(S)})^m]$, 对应的数据帧发送次数为 $m \sum_{i=1}^{u-1} \bar{\chi}_{k,i}^{(S)} + \psi_{k,u}^{(F)}$, ACK 帧发送次数为 $(u-1)m + \xi_{k,u}^{(F)}$, 其中, $u=1, 2, \dots, h_k$; (2) “第 1, 2, \dots, h_k 跳均发送成功, 其概率为 $\prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m$, 对应的数据帧发送次数为 $m \sum_{i=1}^{h_k} \bar{\chi}_{k,i}^{(S)}$, ACK 帧发送次数为 $h_k m$ 。因此, 沿着路径 P_k 把该 IPv6 数据包从信源 s 传递到信宿 t 所需发送次数的平均值为

$$\begin{aligned} \bar{N}_k^D &= \sum_{u=1}^{h_k} \left[\sum_{i=1}^{u-1} m \bar{\chi}_{k,i}^{(S)} + \psi_{k,u}^{(F)} \right] [1 - (P_{k,u}^{(S)})^m] \\ &\quad \cdot \prod_{i=1}^{u-1} (P_{k,i}^{(S)})^m + \sum_{i=1}^{h_k} m \bar{\chi}_{k,i}^{(S)} \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m \end{aligned} \quad (8)$$

ACK 帧发送次数的平均值为

$$\begin{aligned} \bar{N}_k^{\text{ACK}} &= \sum_{u=1}^{h_k} [(u-1)m + \xi_{k,u}^{(F)}] \\ &\quad \cdot \prod_{i=1}^{u-1} (P_{k,i}^{(S)})^m [1 - (P_{k,u}^{(S)})^m] + h_k m \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m \end{aligned} \quad (9)$$

接下来, 推导沿路径 P_k 从信源 s 到信宿 t 发送

被分割为 m 个分片的 IPv6 数据包的时延, 其思路与文献[7]类似。与通信时延相比, 计算时延可忽略不计, 因此, 本文不考虑计算时延。以 σ_C, σ_D 和 σ_A 分别表示节点竞争信道、发送一个 MAC 帧和发送 ACK 帧所消耗的平均时间。由于节点每次发送数据包之前, 需要竞争信道, 它所消耗的时间为 σ_C , 在获得信道之后发送一个数据包的时延为 σ_D , 因此, 发送数据帧 \bar{N}_k^D 次的时延为 $(\sigma_C + \sigma_D) \bar{N}_k^D$ 。考虑到 IEEE 802.15.4 MAC 层 ACK 帧不需要竞争信道而直接发送^[1], 因此, \bar{N}_k^{ACK} 次发送 ACK 帧所消耗的时间为 $\bar{N}_k^{\text{ACK}} \sigma_A$ 。于是, 沿着路径 P_k 从信源 s 到信宿 t 发送 IPv6 数据包的时延为

$$\delta_k = (\sigma_C + \sigma_D) \bar{N}_k^D + \bar{N}_k^{\text{ACK}} \sigma_A \quad (10)$$

在路径 P_k 上一个 IPv6 数据包从信源 s 成功到达信宿 t 的概率为 $\prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m$, 而且, 只有在它成功到达信宿节点时, 路径 P_k 所传递的有效数据量为 L (L 为 IPv6 数据包长度), 而在它中途失败时, 路径 P_k 所传递的有效数据量为 0, 因此, 路径 P_k 上从信源 s 到达信宿 t 的平均数据量为 $D_k = L \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m$ 。这样, 路径 P_k 在单位时间传递的数据量即路径 P_k 的最低吞吐率为

$$\theta_k = D_k / \delta_k = L \prod_{i=1}^{h_k} (1 - f_{k,i}^N)^m / \delta_k \quad (11)$$

设从信源到信宿的路径总数为 K , 以 Q 表示信源发送的 IPv6 数据包个数。依第 k 条路径的时延倒数 (即 $1/\delta_k$) 按比例分配 IPv6 数据包, 即分配给路径 P_k 的 IPv6 数据包数为

$$x_k \equiv Q(1/\delta_k) / \sum_{i=1}^K 1/\delta_i, \quad k = 1, 2, \dots, K \quad (12)$$

于是, 路径 P_k 传递的有效数据大小为 $x_k L \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m$, 所需时延为 $x_k \delta_k$ 。这样, K 条路径的总吞吐率为

$$\begin{aligned} \theta &\equiv \frac{\sum_{k=1}^K \left[x_k L \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m \right]}{\max_{k \in \{1, 2, \dots, K\}} \{x_k \delta_k\}} \\ &= \frac{\sum_{k=1}^K \left[Q \frac{1/\delta_k}{\sum_{i=1}^K 1/\delta_i} L \prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m \right]}{\max_{k \in \{1, 2, \dots, K\}} \left\{ Q \frac{1/\delta_k}{\sum_{i=1}^K 1/\delta_i} \delta_k \right\}} = L \sum_{k=1}^K \frac{\prod_{i=1}^{h_k} (P_{k,i}^{(S)})^m}{\delta_k} \end{aligned} \quad (13)$$

将式(1)代入到式(13), 得到 K 条路径总吞吐率:

$$\theta = L \sum_{k=1}^K \frac{\prod_{i=1}^{h_k} [1 - (f_{k,i})^N]^m}{\delta_k} \quad (14)$$

因为 $L, h_k, N, b_{k,i}$ 等均为常数, 由式(8), 式(9)和式(10)可知, 时延 δ_k 是 m 的函数, 因此, 将它记为 $\delta_k(m)$ 。这样, 本文优化吞吐率问题可以用式(15)所示数学模型表示:

$$\begin{aligned} \text{Max}_m \quad & \theta = L \sum_{k=1}^K \frac{\prod_{i=1}^{h_k} [1 - (f_{k,i})^N]^m}{\delta_k(m)} \\ \text{s.t.} \quad & \left. \begin{aligned} & f_{k,i} = 1 - (1 - b_{k,i})^l, k = 1, 2, \dots, K, \\ & i = 1, 2, \dots, h_k; \\ & l = \lceil L/m + H \rceil; \\ & \sigma_D = 8(L/m + H)/r; \\ & m_0 \leq m \leq m_1 \end{aligned} \right\} \quad (15) \end{aligned}$$

其中, K 是信源 s 到达信宿 t 的路径总数, m_0 和 m_1 分别为 m 值的下界和上界, r 是数据传输速率(单位为 bps), H 是数据包头部长度(包括 MAC 层帧头及帧尾、安全选项、物理层同步头部、物理层头部, 单位为 Byte)。在上述约束条件中, L/m 表示一个分片所承载的来自网络层的 IPv6 数据包的长度, $L/m+H$ 表示物理层发送的分片长度(单位为 Byte)。

至此, 给出用于信源节点 s 的 IPv6 数据包的最优分片方案, 其主要步骤如下:

步骤 1 如果来自网络层的 IPv6 数据包长度 $L \leq 81$ Byte, 则将该数据包加上头部和尾部形成一个 IEEE 802.15.4 MAC 帧, 并将之交给物理层发送给下一跳节点, 转到步骤 4。

步骤 2 求解优化问题式(15), 求出最优解 m^* 。

步骤 3 把 IPv6 数据包分为 m^* 个分片, 每片大小为 $8 \times L/m^*$ bit; 将每个分片加上头部和尾部形成一个 IEEE 802.15.4 MAC 帧, 并将之交给物理层发送给下一跳节点(只有在接收到前面分片的确认包之后, 物理层才发送后一个分片)。

步骤 4 结束。

3 方案的实现

3.1 多路径的建立

用无向图 G 表示一个 6LoWPAN 网络, 节点间连线表示对应的无线链路, 其权值用链路的 ETX (Expected Transmission Counter) 表示。本文采用文献[8]和文献[9]所述的多路径构建方法, 利用下述算法在网络中找到多条节点不重复的路径:

步骤 1 置路径集合 Ω 为空集。运行 Dijkstra 算法^[8], 在无向图 G 中寻找一条从信源 s 到信宿 t

的最短路径。若找不到, 转到步骤 6; 否则, 将之加入到集合 Ω 。

步骤 2 产生图 G 的变形图 G^* , 方法为对任一路径 $P_i \in \Omega$ 进行下述操作:

(1) 将路径 P_i 中的无向边改成有向边, 方向指向信源 s , 其权值取为原来无向边权值的相反数。

(2) 对每一个中间节点(除信源 s 和信宿 t 外的节点) $X \in P_i$, 如果存在一个不在路径 P_i 上且与 X 相连的节点, 则将 X 分裂成两个子节点 X_1 和 X_2 (称 X_1 和 X_2 为 X 的一对“衍生节点”), 将它们连接成方向指向信源 s 的有向边 $X_2 \rightarrow X_1$ (即 X_1 比 X_2 离信源 s 更近), 并置其权值为 0。对于每一个与 X 相连且不在路径 P_i 上的节点 Y , 构建两条有向边 $Y \rightarrow X_1$ 和 $X_2 \rightarrow Y$, 置其权值均为原图 G 中连接 X 和 Y 的无向边的权值。

步骤 3 在变形图 G^* 中, 运行 Dijkstra 算法, 寻找一条从信源 s 到信宿 t 的最短路径 P^* 。若找到, 则将之添加到路径集合 P , 否则, 转到步骤 6。

步骤 4 将变形图 G^* 恢复成原图 G (即将各对“衍生节点”合并成原来的节点)。

步骤 5 检查集合 Ω 中的路径与 P^* 是否有重复链路。若有, 将路径中共同链路去掉, 生成新的路径, 并把 Ω 中原来有共同链路的路径替换掉。转到步骤 2。

步骤 6 结束。

下面以图 2 为例说明上述算法。图 2(a) 中, 各边所标数值为其权值。执行步骤 1 后, 得到路径 $P: s \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow F \rightarrow t$ (图 2(a) 中粗线所示, 可找到多条路径, 选取其中一条即可)。执行步骤 2(1) 之后, 得到变形图 2(b); 执行步骤 2(2) 之后, 得到图 2(c), 其中, “ $d=\infty$ ” 表示对应节点对信源 s 的距离的初始值。步骤 3 找到第 2 条最短路径 $P^*: s \rightarrow C \rightarrow B_1 \rightarrow A_2 \rightarrow D \rightarrow G \rightarrow t$, 如图 2(d) 中实线箭头所示。执行步骤 4 后, 得到图 2(e), 从中可以看出路径 P 和 P^* 存在共同的链路 AB 。因此, 步骤 5 去掉了链路 AB , 生成图 2(f) 所示的两条节点不重复的路径 $s \rightarrow A \rightarrow D \rightarrow G \rightarrow t$ 和 $s \rightarrow C \rightarrow B \rightarrow F \rightarrow t$ 。此时, 图 2(f) 中, 不存在从信源到信宿的节点不重复的路径。

3.2 优化问题的解

如前所述, IEEE 802.15.4 的 MAC 层头部和尾部占了 25 Byte, 加上安全选项 21 Byte, 共占用 46 Byte, 这使得 MAC 帧能够携带的来自协议栈上层的数据包最大长度为 81 Byte, 因此, 本文取 m 的下界为 $m_0 = \lceil L/81 \rceil$, 其中, 符号 $\lceil x \rceil$ 表示对 x 上取整。另外, 为了提高数据传递效率, 让 MAC

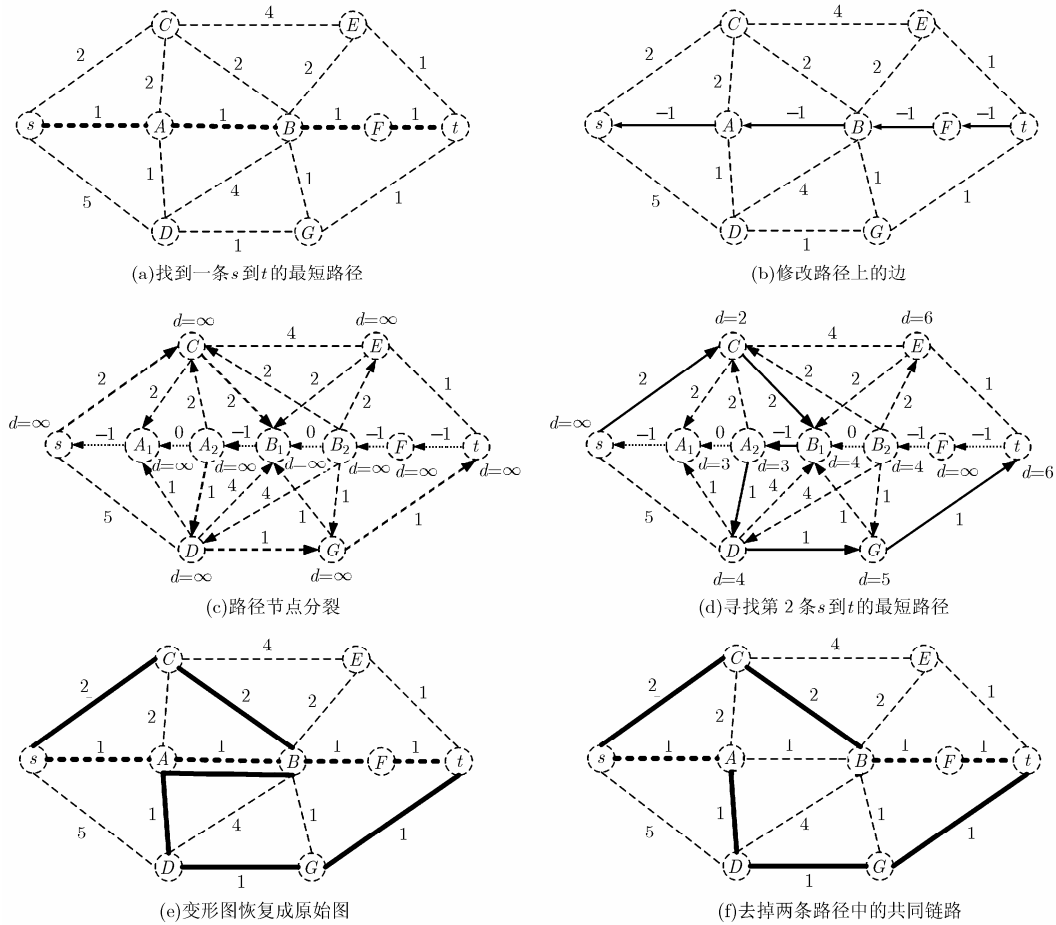


图 2 节点不重复算法执行过程

帧的负载不少于头部长度(即 46 Byte), 因此, $m_1 = \lceil L/46 \rceil$ 。例如, 在取 $L=1500$ Byte 即 $L=12000$ bit 时, $m_0 = 19, m_1 = 33$ 。考虑到在 m_0 和 m_1 之间只有 14 个整数, 于是, 可以采用穷举法解式(15)优化问题, 即让 $m = m_0, m_0+1, \dots, m_1$, 将其逐个代入到式(15)中, 求出使目标函数(即吞吐率)最大的最优分片数 m^* 。

3.3 链路误码率 $b_{k,i}$ 的选取

让各个发送节点记录与其相连的无线链路的误码率, 信源节点 s 根据需要(例如在一个固定的时间间隔)向通往信宿 t 的各条路径上的节点收集相关无线链路的误码率, 并取 $b_{k,i}$ 为链路 $e_{k,i}$ 的误码率, 其中, $k=1, 2, \dots, K; i=1, 2, \dots, h_i$ 。值得指出的是, 信源节点 s 不需要频繁求解式(15)优化问题, 即它在获得最优分片数 m^* 之后, 就使用该分片数 m^* 进行分片, 直至下一轮收集到新的链路误码率。

4 仿真验证与数值分析

首先利用仿真验证所推导的吞吐量公式式(11)的正确性。在 IEEE 802.15.4 标准中, 节点每次发送数据包之前, 需要在 $0, 1, \dots, 2^{BE} - 1$ 中随机选择

一个退避值 g , 然后, 节点退避 g 个时隙, 每个时隙长度为 $UB(aUnitBackoffPeriod^{[1]})$ 符号周期, 其中, BE 是退避指数, 初始化为 $MB(MacMinBE^{[1]})$ 。 UB 和 MB 均为 IEEE 802.15.4 标准中定义的参数。因此, 在信道空闲时, 节点的平均退避时间为 $(2^{BE} - 1) / 2$ 个时隙。注意到文献[10]的实验表明: 在节点数较小的网络中, 节点发送一个帧平均退避次数接近于 1, 即使在 3000 个节点的网络中, 节点发送一个帧平均退避次数小于 1.5 次。因此, 本文置节点竞争信道的平均时间 $\sigma_C = (2^{BE} - 1) / 2 \times UB + CCA$, 其中 CCA (Clear Channel Assessment) 表示评估信道是否空闲所需要的时间。采用 2400-2483.5 MHz 频段的 O-QPSK 调制方法, 其数据率为 250 kbps, 符号周期为 $16 \mu s$, CCA 为 8 个符号周期, UB 为 20 个符号周期^[1]。这样, $\sigma_C = (2^3 - 1) / 2 \times 20 \times 16 + 8 \times 16 = 1248 \mu s$ 。发送一个 MAC 帧的平均时间 $\sigma_D = (L/m + H) \times 8 / (250 \times 10^3) \mu s$, 其中, H 是头部长度(Byte), 占 52 Byte, 包括 MAC 层帧头及帧尾(25 Byte)、安全选项(21 Byte)、物理层同步头部(5 Byte)、物理层头部(1 Byte)。此外, 发送一个 ACK

帧所消耗平均时间 $\sigma_A = (11 \times 8) / (250 \times 10^3) = 352 \mu s$, 这是因为 ACK 帧加上同步头部和物理层头部占 11 Byte^[1]。

根据上述参数, 取不同的误码率, 模拟信源发送 10000 个 IPv6 数据包。对于每一个 IPv6 数据包, 分别将之分割为 19, 20, ..., 33 片。然后, 统计在 10000 个 IPv6 数据包从信源节点发出之后到达信宿的数据包总数, 并依此计算吞吐率。对于一个给定的分片数 m , 在跳数为 h 的一条路径上发送 NP 个 IPv6 数据包的仿真程序逻辑如图 3 所示, 其中, 变量 ET 用于记录消耗的总时间, AP 记录到达信宿的 IPv6 数据包总数; p_c 和 h_c 是临时变量, 分别记录发送的数据包个数和当前数据包成功经过的跳数。此外, 符号 “+=” 和 “++” 含义与 C 程序设计语言相同。本文采用 MATLAB 编写仿真程序, 仿真结果与式(11)计算的结果的误差很小(限于篇幅, 此处省略仿真结果与计算的对比图)。于是, 式(11)的正确性得到验证。因而, 以下采用式(11)的计算结果对本文所给出的分片方案性能进行分析。

以图 1 的拓扑结构为例, 取 $BER = 1 \times 10^{-4}, 2 \times 10^{-4}, \dots, 9 \times 10^{-4}, 10^{-3}$, 且 $K=3$ 和 $h_1=4, h_2=5, h_3=9$, 通过解优化问题式(15)可得计算结果如图 4 所示, 图 4(a)表示最大吞吐率, 图 4(b)表示最优分片数 m 。由图 4 可见: (1)对于给定的误码率 BER, 可选取一个最优值 m_{opt} , 使得吞吐率达到最大(例如在 $BER = 4 \times 10^{-4}$ 时, 可选取 $m=26$, 使得从信源 s 到信宿 t 的吞吐率达到最大值 24 kbps); (2)随着

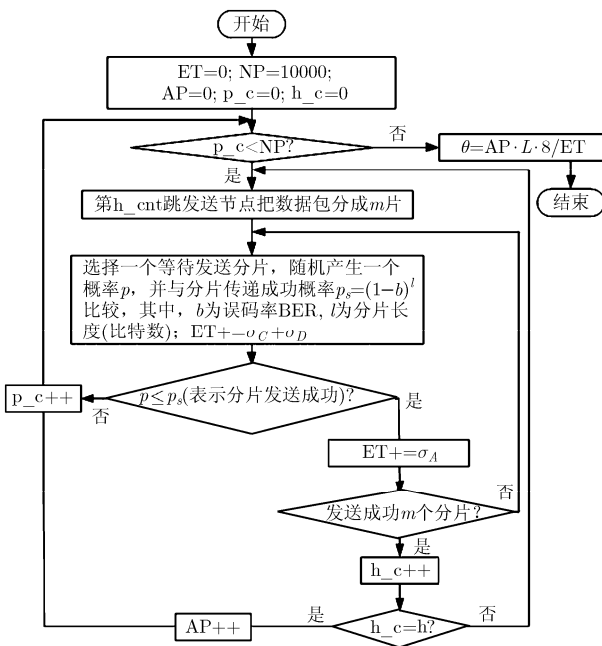


图 3 仿真逻辑

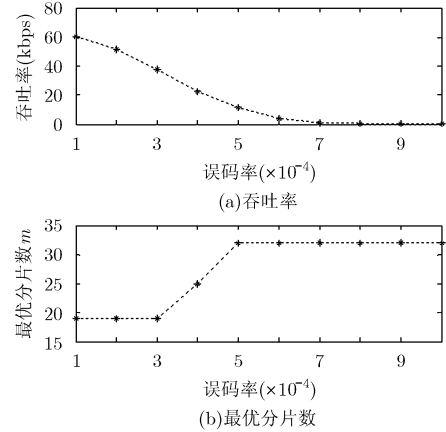


图 4 最优吞吐率及相应的 m 值

BER 的上升, 吞吐率下降, 这与直观相吻合。

此外, 对 K 和 h_k 的变化对吞吐率影响进行仿真, 结果表明: (1)在跳数等参数给定的条件下, 随着 K 增大, 吞吐率也增大, 这是因为在路径数目增多时, 在相同时间内有更多数据包可以并行从信源传递到信宿, 这样增大了吞吐率; (2)在 K 等参数给定的条件下, 随着 h_k 增大, 吞吐率逐渐减小, 这是因为跳数增大(即从信源到信宿的无线链路数增大)导致 IPv6 数据包从信源到信宿的成功率减小, 降低了吞吐率。

为了进一步考察误码率和分片数 m 对吞吐率的影响, 本文采用随机生成的 100 个网络拓扑结构, 每个拓扑由随机产生的分布在 50×50 网格中 100 个节点组成。对于每一个拓扑图, 采用 3.1 节方法找到多条顶点不重复的路径, 再针对不同的误码率和分片数 m 按式(14)计算吞吐率, 得到结果如图 5 所示。由图 5 可见: 吞吐率随着分片数 m 变化而变化, 且存在最大值, 这奠定了本文提出的最优分片方案的应用基础。

5 结束语

6LoWPAN 使 IPv6 数据包可以在低功耗的无线

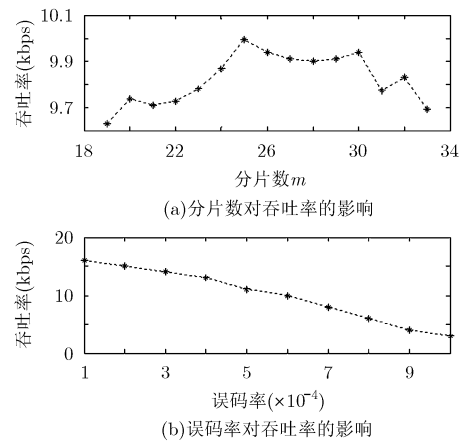


图 5 随机拓扑结构下分片数目和误码率对吞吐率的影响

个域网中传输, 其适应层将 IPv6 数据包分成若干适合 IEEE 802.15.4 数据帧大小的分片。本文所提出的方案可以找到最优的分片数目, 使得在 6LoWPAN 中从信源沿着多条路径传递到宿的 IPv6 数据包的吞吐率达到最大。

参 考 文 献

- [1] LAN/MAN Standards Committee. Part 15.4: Low-rate wireless personal area networks[S]. 2011.
- [2] Montenegro G, Kushalnagar N, Hui J, *et al.* Transmission of IPv6 packets over IEEE 802.15.4 networks[S]. 2007.
- [3] Chowdhury A H, Ikram M, and Cha H S. Route-over vs mesh-under routing in 6LoWPAN[C]. Proceedings of the International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing (IWCMC), Leipzig, Germany, 2009: 1208-1212.
- [4] Ludovici A, Calveras A, and Casademont J. Forwarding techniques for IP fragmented packets in a real 6LoWPAN network[J]. *Sensors*, 2011, 11(1): 992-1008.
- [5] Dai G, Zhu Y H, Chi K, *et al.* Cost-aware and reliable mesh-under routing for delivering IPv6 packets over low power wireless personal area network[J]. *Chinese Journal of Electronics*, 2013, 22(3): 500-504.
- [6] Cidon I, Rom R, and Shavitt Y. Analysis of multi-path routing[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1999, 7(6): 885-896.
- [7] 朱艺华, 徐晖, 彭静. IEEE 802.11 无线网络的两步指数退避算法[J]. 电子与信息学报, 2011, 33(11): 2575-2581.
- [8] Zhu Y H, Xu H, and Peng J. Two-step backoff algorithm for IEEE 802.11 based wireless networks[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2011, 33(11): 2575-2581.
- [9] Bhandari R. Survivable Networks: Algorithms for Diverse Routing[M]. Norwell, Massachusetts: Kluwer Academic Publisher, 1999: 99-107.
- [10] Bahr M and Gotz F J. <http://www.ieee802.org/1/files/public/docs2012/new-avb-bahr-linkstate-multipath-routing-0112.pdf>. 2012.
- [11] Timmons N F and Scanlon W G. Analysis of the performance of IEEE 802.15.4 for medical sensor body area Networking[C]. 2004 First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, Santa Clara, California, 2004: 16-24.

朱艺华: 男, 1961年生, 博士, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为无线网络协议与性能分析、网络编码等。

李 丽: 女, 1989年生, 硕士生, 研究方向为 6LoWPAN 协议。

池凯凯: 男, 1980年生, 博士, 副教授, 主要研究方向为无线网络协议与性能分析、网络编码等。

李燕君: 女, 1982年生, 博士, 副教授, 主要研究方向为无线网络协议与性能分析等。