

WiMAX WMN 中基于扩展图的链路调度优化

陈 剑^{1,2}, 贾 杰^{1,2}, 闻英友^{1,2}, 赵大哲^{1,2}

(1. 东北大学 信息科学与工程学院, 辽宁 沈阳 110819; 2. 东北大学 医学影像计算教育部重点实验室, 辽宁 沈阳 110819)

摘 要: 链路调度是 WiMAX WMN 设计中面临的关键问题. 为了最大化网络吞吐量, 建模了无干扰最优链路调度模型. 针对单位时隙需求的链路集, 提出一种 WiMAX WMN 中的启发式链路调度算法. 进一步, 针对 WMN 中节点的中继特性, 设计了基于节点与链路分解的扩展图模型. 通过细化传输过程以增强时隙的空间复用性, 能够满足链路单次与多次传输的统一调度需求. 一系列仿真实验结果表明, 所提出的链路调度算法能够有效减少网络调度周期, 提高网络吞吐量.

关 键 词: 链路调度; 扩展图; 启发式算法; 吞吐量; 空间复用性

中图分类号: TP 393

文献标志码: A

文章编号: 1005-3026(2015)01-0015-05

Optimization of Link Scheduling Based on Expansion Graph in WiMAX Wireless Mesh Networks

CHEN Jian^{1,2}, JIA Jie^{1,2}, WEN Ying-you^{1,2}, ZHAO Da-zhe^{1,2}

(1. School of Information Science & Engineering, Northeastern University, Shenyang 110819, China; 2. Key Laboratory of Medical Image Computing, Ministry of Education, Northeastern University, Shenyang 110819, China. Corresponding author: CHEN Jian, E-mail: chenjian@mail.neu.edu.cn)

Abstract: Link scheduling is a key problem in the design of WiMAX WMN. To maximize the network throughput, an optimal interference-free link scheduling model was presented. For link list with equal slot demand, a heuristic link scheduling algorithm was proposed for WiMAX WMN. Furthermore, as the relay characteristics of WMN, an expansion graph model was designed on the basis of node and link decomposition. By detailing the transfer process, the ratio of the slot spatial reuse was enhanced, resulting in satisfying the link scheduling demand with single and multiple transmissions. Extensive simulation results showed that the network scheduling cycle can be effectively reduced, and the network throughput can also be improved.

Key words: link scheduling; expansion graph; heuristic algorithm; throughput; spatial reuse

基于 IEEE 802.16 技术的 WiMAX WMN (wireless mesh networks)^[1]能够为非视距范围内的固定终端、移动终端提供高效无线连接, 与其他接入技术相比, WiMAX WMN 具有投资少、传输速率高、建设快、组网灵活、布置方便等一系列优点, 受到了业界的积极响应和支持.

IEEE 802.16 标准中定义了三种时隙分配机制以满足网络的 QoS 需求^[1]: 协调分布式调度、非协调分布式调度以及集中式调度. 但现有 802.16 规范中仅定义了时隙分配过程中的信令

交互格式, 并没有规定具体的调度和带宽分配方法, 而将这些问题留给协议实现厂商来解决. 由于在调制方式固定的情况下, 最短的传输帧长对应最大的网络吞吐量, 因此, 应尽可能使互不干扰的链路在相同时隙中进行传输, 通过链路的并行传输来提高时隙复用率, 减少网络调度帧的长度.

由于无线网络的干扰可以用干扰图^[2]来描述, 文献[3-4]中提出了若干基于图着色的启发式求解方法以寻找无冲突的链路调度机制, 但由于 WMN 的无线多跳特性, 各链路除了需要传输

自身的流量外,还需要对沿途子节点的流量进行转发,这会导致各链路具有不同的时隙需求. 由于 WMN 节点具有中继转发特性,文献[5-6]将链路调度与路由进行协同考虑,提出了面向跨层优化的链路调度机制,但这些算法均致力于减少路径干扰,并没有考虑链路选择顺序对网络性能的影响,因而时隙复用率较低. 基于此,文献[7-8]着重对链路单次调度问题进行研究,并分别提出了最大加权干扰度优先及两跳邻居优先的调度次序选择策略,但上述算法要求任意链路在每次调度中只能传输一次,这会导致时隙复用率的下降. 针对链路多次传输情况,文献[9]提出了近 BS 节点优先、远 BS 节点优先的链路排序原则. 其他链路排序策略还包括上下行链路统一调度的跳数最少优先和跳数最多优先链路排序机制^[10]等.

本文从全局角度对全网的最优调度顺序进行求解,提出基于干扰度排序的链路调度优化机制;另外,通过设计基于节点与链路分解的扩展图模型,本文算法能有效满足 WMN 的中继特性需求,从而构建了链路单次与多次传输的统一调度框架.

1 网络模型与问题描述

1.1 网络模型

假设网络中含有 1 个 BS 节点和 n 个 SS 节点,全网建模为有向通信图 $G = (V, E)$, $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n, v_{n+1}\}$ 表示 WMN 中节点集合, v_{n+1} 为 BS 节点, v_1, \dots, v_n 为 SS 节点. 有向链路集 $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$ 表示网络中有向边集合, $e(l_{ij}) \in E$, 当且仅当 $d(i, j) \leq R_c$, i 为发送方, j 为接收方, R_c 为通信半径, $d(i, j)$ 表示节点 i 和 j 之间的欧氏距离. 认为网络中各节点具有相同的发射功率,即各节点具有相同的通信半径 R_c .

考虑到 WMN 的多跳中继特性,结合节点的初始带宽请求 $G = \{g_1, \dots, g_n\}$ 及路由树 $G'(V, E')$, $E' \subseteq E$, 可求得 SS 节点 i 的请求带宽 \hat{r}_i 为

$$\hat{r}_i = g_i + \sum_{j \in \text{child}(i)} g_j. \quad (1)$$

同理,可求 $G = (V, E)$ 中链路 e_j 的带宽需求 \hat{r}_{e_j} 为

$$\hat{r}_{e_j} = \sum_{P_l \in P} g_l I(e_j \in P_l). \quad (2)$$

其中: P 为节点根据 $G'(V, E')$ 得到的所有路径集合; $I(\cdot)$ 为指示函数,当且仅当链路 e_j 属于路径 P_l , 其值为 1, 否则为 0; g_l 为对应路径 P_l 的传输需求,其值与路径中源节点的初始传输需求 g

相等.

进一步,由带宽需求与 OFDM 码元及传输速率的对应关系,可求得在 TDMA 机制下,各个链路在每帧中的时隙需求 r_{e_j} 为

$$r_{e_j} = \left\lceil \frac{\hat{r}_{e_j} T_f}{b_j} \right\rceil + h. \quad (3)$$

其中: h 为 OFDM 码元间的保护间隔; $\lceil \cdot \rceil$ 表示取上限函数; b_j 表示各个 OFDM 码元中传输的比特数,具体数值与采用的调制方式有关; T_f 为帧持续时间. 若最终分配给该链路的时隙数为 d_{e_j} , 则最终分配的带宽 \hat{d}_{e_j} 为

$$\hat{d}_{e_j} = (d_{e_j} - h) \frac{b_j}{T_f}. \quad (4)$$

1.2 无干扰传输

为了保证数据的可靠传输,任意两条相互干扰的链路需在不同的时隙中传输. 以协议干扰模型来描述链路的干扰情况,定义干扰半径以 R_l 表示 (R_l 通常是 R_c 的 Q 倍, $Q \geq 1$). 为了消除网络干扰,在链路 (v_i, v_j) 通信时,需要确保区域 $D(v_i, R_l) \cup D(v_j, R_l)$ 中所有节点都处于静止状态, $D(v_i, R_l)$ 表示以节点 v_i 为圆心,半径为 R_l 的圆.

引入冲突图 $G_c(V_c, E_c)$ 描述 $G(V, E)$ 中链路干扰情况, $G(V, E)$ 中的通信链路 E 对应冲突图 $G_c(V_c, E_c)$ 中的顶点集 V_c ,

$$V_c = \{l_{ij} \mid d(i, j) \leq R_c\}. \quad (5)$$

当且仅当 l_{ij} 与 l_{ab} 存在冲突, $\exists e_c: (l_{ij}, l_{ab}) \in E_c$, e_c 描述了 $G(V, E)$ 中链路的干扰情况.

定义数据传输帧中时隙编号为 $M = [0, 1, \dots, T-1]^T$, 链路 E 与时隙 M 的映射关系可以使用矩阵 $I: E \times M \rightarrow \{0, 1\}$ 表示.

$$I(e(i), t) = \begin{cases} 1, & \text{如果 } e(i) \text{ 在时隙 } t \text{ 中传输;} \\ 0, & \text{其他.} \end{cases} \quad (6)$$

无干扰传输需要保证干扰链路不能在同时隙传输,即

$$I(e(i), t) + I(e(j), t) \leq 1, \forall e_i, e_j \in E, \text{ 且 } e_c: (e_i, e_j) \in E_c. \quad (7)$$

1.3 研究问题

本文主要关注在给定各链路传输需求的条件下,如何使最终分配的各链路时隙数尽可能接近带宽请求值,并通过时隙复用获得最短的调度周期.

给定 WMN 的通信图 $G(V, E)$ 及链路传输需求向量 $R = [r_{e_1}, r_{e_2}, \dots, r_{e_m}]^T$, 吞吐量最优的链路调度问题即为寻找一种最短时隙数的映射矩阵 I , 在满足无干扰传输条件下,满足链路传输需求 R , 并获得最大的网络吞吐量. 不失一般性,该问

题可以描述为

$$\begin{aligned}
 & \min T. \\
 & \text{s. t.} \quad \hat{r}_{e_j} = \sum_{P_l \in P} g_l I(e_j \in P_l); \\
 & \sum_{i=0}^{T-1} I(e(i), t) = r_{e_i}, \forall e(i) \in E; \\
 & \sum_{i=0}^{T-1} I(e(i), t) \leq T, \forall e(i) \in E; \\
 & I(e(i), t) + I(e(j), t) \leq 1, \forall e(i), e(j) \in E, \text{ 且} \\
 & e_c: (e(i), e(j)) \in E_c. \quad (8)
 \end{aligned}$$

其中, 优化目标希望该调度结果具有最大的网络吞吐量, 即数据帧中时隙数量最少; $\sum_{i=0}^{T-1} I(e(i), t) = r_{e_i}, \forall e(i) \in E$ 保证分配给链路的时隙数与其请求 R 相等; $\sum_{i=0}^{T-1} I(e(i), t) \leq T, \forall e(i) \in E$ 保证为各链路最终分配的时隙小于调度周期, 同时还需要满足无干扰传输条件。

2 链路调度优化

由于 WMN 的多跳中继特性, 当中间节点存在带宽需求时, 全网各链路将具有不同的时隙需求。为了寻求有效的链路调度机制, 首先对单位时隙需求的链路调度优化算法进行求解; 引入扩展图模型, 建立了链路单次传输与多次传输的统一求解框架, 使得单位时隙需求的调度算法能满足传输次数与时长不定的环境。

给定有向连通图 $G(V, E)$, 根据如下原理构造扩展图 $G_e(V_e, E_e)$: 对 $G(V, E)$ 中的任意节点 $u \in V$, 时隙需求 $w_u \geq 0$, 则在 $G_e(V_e, E_e)$ 中, u 将分解为 w_u 个节点, 命名为 u^1, \dots, u^{w_u} , 且分解后的节点 u^i 具有与原节点 u 相同的位置; 对 $G(V, E)$ 中的任意链路 $(u, v) \in E$, 如果节点 u 是节点 v 的第 m 个子节点, 则经过分解 $G(V, E)$ 中的节点 u 和节点 v , E_e 将包含 w_u 条相互干扰的链路, 分别为 $(u^1, v \sum_{i=1}^{m-1} w_i + w_v + 1), \dots, (u^{w_u}, v \sum_{i=1}^{m-1} w_i + w_v + w_u)$ 。

$G_e(V_e, E_e)$ 中的任意链路最多只能属于一条路径, 从而使得利用扩展图 $G_e(V_e, E_e)$ 进行路由选择时, 每个节点都可以使用父节点分解的子节点作为单独的转发节点, 且各节点、各链路的时隙需求均为 1。另外, 对原链路 (u, v) 的带宽需求 $r(u, v)$ 与分解后的各链路带宽需求 $r(u^i, v^i)$ 还满足:

$$\left. \begin{aligned}
 r(u^i, v^{i+m}) &= \sum_{P_l \in P} g_l I((u^i, v^{i+m}) \in P_l), \\
 r(u, v) &= \sum_{i=1}^{k+1} r(u^i, v^{i+m}).
 \end{aligned} \right\} \quad (9)$$

可见, 虽然 WMN 的中继特性使得有向图

$G(V, E)$ 中各节点与链路具有不同时隙需求, 但经节点与链路分解后, $G_e(V_e, E_e)$ 中所有节点与链路仅具有单位时隙需求, 这就为使用算法 1 确定 $G_e(V_e, E_e)$ 中各分解链路的时隙创造条件。

考虑到经过扩展图中各链路传输需求均为 1, 此时对应链路调度的最简单情况, 即网络中仅端节点初始时具有单位时隙需求, 中间转发节点的初始时隙需求均为 0。由于当前单位时隙链路调度机制并没有考虑链路调度顺序对网络性能的影响, 为此, 以链路干扰度作为排序准则, 提出针对单位时隙需求的启发式调度算法。对任意待调度链路 l_i , 为其分配没有被干扰图 G_e 中的邻居节点所使用的最小时隙作为该链路的通信时隙, 以尽可能增加时隙复用度, 提高链路并行传输特性。另外, 还需要判断每次新分配时隙是否大于网络周期 T , 如果大于网络周期 T , 则将 T 更新, 以保证周期 T 总能满足所有链路带宽需求。基于扩展图的调度算法伪代码如算法 1 所示。

算法 1 Scheduling algorithm based on expanded graph model

输入: link list $O = \{l_1, \dots, l_m\}$ and communication graph $G(V, E)$

输出: link-time vector A and scheduling period T

- 1) using the routing algorithm on $G(V, E)$ and initial slot w_i' to calculate final slot demand w_i ;
- 2) build the expanded graph $G_e(V_e, E_e)$ based on graph G and slot demand w_i ;
- 3) construct a conflict graph $G_c(V_c, E_c)$ based on $G_e(V_e, E_e)$ using the interference model;
- 4) while G_c is not empty do
- 5) find the vertex with the smallest degree in G_c ;
- 6) remove this vertex from G_c and all its incident edges;
- 7) let e_k denote the $(m - k + 1)$ th vertex removed;
- 8) let $T = 1$;
- 9) for each link $e(u, v) \in E_e$
- 10) let assign = false;
- 11) find $e \in E_e$ satisfies $d_e \ni e_u^k, d_e \subset E_A$;
- 12) for slot $t = 1 : T$
- 13) if $e(u, v)$ do not conflict its neighbors in G_c in slot t
- 14) assign $e(u, v)$ with slot t ;
- 15) assign = true;
- 16) break;
- 17) if assign = false

- 18) $T = T + 1$;
- 19) assign $e(u, t)$ slot T ;
- 20) assign $e(u, v)$ all the slots used by $(u^1, v \sum_{i=1}^{m-1} w_i + w_v + 1), \dots, (u^{w_u}, v \sum_{i=1}^{m-1} w_i + w_v + w_u)$ in $G_e(V_e, E_e)$.

算法执行过程中,首先根据节点初始需求及路由树构建扩展图 $G_e(V_e, E_e)$,再使用启发式机制确定扩展图中各链路的时隙分配,最终再通过扩展图 $G_e(V_e, E_e)$ 和 $G(V, E)$ 的对应关系,确定 $G(V, E)$ 中各链路的时隙分配情况.

3 仿真实验

为了验证算法的有效性,首先考察链式拓扑情况下的链路调度算法性能情况. 9 个节点以链式方式部署于区域中,BS 节点位于链的端点. 每个节点的通信半径为 $R_c = 100\text{ m}$,各节点初始各链路需求 $R = [1, 2, 3, 1, 2, 3, 2, 2]$,并将本文算法与 Nearest First 调度算法^[9]进行对比.

图 1 中矩形区域中的颜色表示数据所属的信源,同颜色矩形的不同线条(直线、虚线或者星号线)则表示同一信源的不同时隙. 图 1 为 Nearest First 获得的时隙分配结果,图 2 为采用本文算法后获得的时隙分配结果. 可见本文提出的方法通

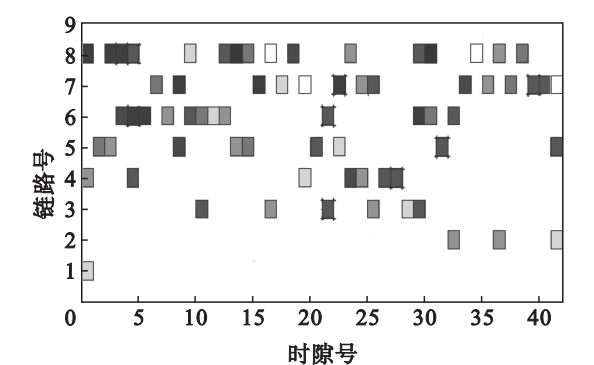


图 1 链式拓扑结构下 Nearest First 调度算法结果
Fig. 1 Scheduling results of the Nearest First algorithm in chain topology

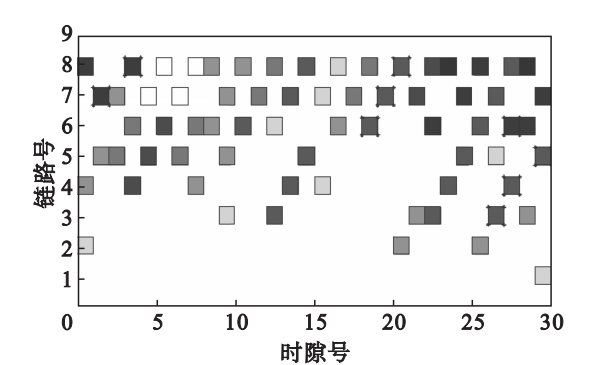


图 2 链式拓扑结构下本文算法调度结果
Fig. 2 Scheduling results of our algorithm in chain topology

过细化各链路的传输过程与优化调度顺序,能有效减少调度周期,提高网络的吞吐量.

考察网格部署模型中算法的性能情况. 36 个 Mesh 节点以网格方式均匀分布于 $500\text{ m} \times 500\text{ m}$ 区域中,BS 节点位于全网中心. 节点通信半径 $R_c = 100\text{ m}$, $R_l = R_c$,使用 Dijkstra 算法查找跳数最少的路径作为各节点和 BS 节点的通信路径. 初始时,路由树中链路长度 $m = 36$.

图 3 展示了在不同网络信源数及不同资源申请数量条件下,算法性能的对比情况. 当网络信源数目较少时,由于链路间相互干扰机会较少,因此,利用算法所具有的良好时隙复用特性,在需求较少的情况下,算法性能较为接近. 但随着网络信源数目增加,链路时隙需求及网络整体干扰度增强,需要更多的时隙来满足全网链路的调度需求.

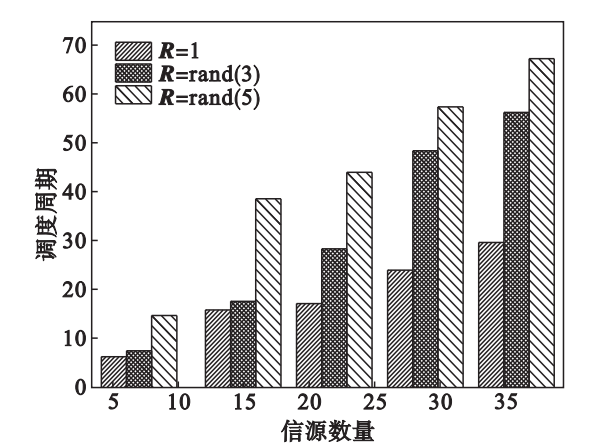


图 3 不同网络负载条件下算法性能比较
Fig. 3 Performance comparison with different network traffic load

进一步考察在此拓扑环境中,基于扩展图的链路调度算法与非拆分链路调度算法^[7]的性能对比情况. 设网络信源节点数为 20,各节点时隙申请为 $\text{rand}(3)$, $\text{rand}(5)$ 及 $\text{rand}(9)$ 时的性能对比如表 1 所示.

表 1 基于扩展图的拆分调度与非拆分调度的性能对比 Table 1 Scheduling performance comparison of the expanded graph with and without link division		
申请时隙	调度算法	调度周期 T
rand(3)	拆分调度	20
	非拆分调度	25
rand(5)	拆分调度	42
	非拆分调度	62
rand(9)	拆分调度	76
	非拆分调度	103