

一种多跳无线网扩频码分配算法

张禄林¹, 郎晓虹², 李承恕¹

(1. 北方交通大学现代通信研究所, 北京 100044; 2. 海军无线电研究所, 北京 102249)

摘要: 在多跳分组无线网中使用码分多址(CDMA)技术可以明显地降低隐终端问题对网络造成的影响. 码分配是多跳无线网中使用CDMA的基本问题. 码分配的目的在于提高扩频码的空间重用、降低分组冲突以及反映网络的动态变化. 本文提出了一种多跳无线网扩频码分配算法, 证明了其正确性并与其它算法比较了复杂度. 与以往的算法追求降低码的数目不同, 本算法是假设扩频码的数目有一定的冗余, 寻求算法的方便、快捷和低通信开销.

关键词: 多跳无线网; 码分配; 算法

中图分类号: TN915.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2001) 04-0499-04

An Algorithm of Codes Assignment for Multihop Wireless Networks

ZHANG Lu-lin¹, LANG Xiao-hong², LI Cheng-shu¹

(1. Modern Comm. Research Institute, Northern Jiaotong University, Beijing 100044, China; 2. The Radio Institute of PLA's Navy, Beijing 102249, China)

Abstract: The effects of hidden terminals on the network's performance can be greatly reduced by using code division multiple access (CDMA) in multihop wireless networks. Code assignments are basic problems for using CDMA in the multihop wireless networks. The purposes of the code assignments are to improve the ratio of spatial reuse of spreading codes, to reduce the possibility of packet collisions and to response to the change of topology. In this paper, a new distributed algorithm is proposed to assign codes for dynamic, multihop wireless networks, and its correctness is proved. Its complexities are compared with those of other algorithms. Being different from the previous algorithms, which minimize the number of codes used, this algorithm is supposed that the number of spreading codes is enough. We seek for an algorithm, which is implemented easily, runs quickly, and reduces the cost of communication.

Key words: multihop wireless network; assignment codes; algorithm

1 引言

多跳无线网引起冲突的原因不仅是时延, 隐终端是另外一个主要原因. 时延和隐终端问题都是随机接入协议不能根除的. 好的解决方案应尽可能地降低冲突发生的可能性. 在窄带系统中, 目前最为成功的方式是使用 RTS/CTS 短分组来降低隐终端造成的影响^[1,2]. 在宽带系统中, 使用 CDMA 能降低隐终端影响, 其程度取决于所使用的机制和码分配方案^[3,4]. 使用公共码-发射码(C-T)或公共码-接收码(C-R)方式时, 在传输分组头部分使用公共码, 利用 ALOHA 或 CSMA 等随机接入协议进行“预约”, 成功后转入分组的数据部分, 使用专用码传输. 这样在数据传输期间实现不同的节点使用不同的码字同时传输.

把有限的码字在多个节点中合理的分配是码调度问题. 它包括两个问题: 一是相同的码间隔多少跳才不相互干扰? 二是对于一个网络如何分配, 所需要的码字数目最少? Bertossi 和 Bonuccelli^[5]对码调度问题进行的分析, 得出的结论是: 相隔两跳的节点不能使用相同的码字, 对于一般的网络求解最少码字数目问题是一个 NP-完全问题, 另外, 文献中给出

了一种启发式算法, 对特定的网络结构得出次优解. 在文献[6]中, Limin 给出了一个两阶段分配算法. 这些算法的目标都是降低所需的码字数目.

在多跳无线网中, 节点是允许移动的, 有时是非常频繁的. 因此, 码分配方案必须能适应拓扑结构的变化. 如果只追求最小的码数目, 一旦节点移动, 所有的节点都有可能进行码分配方案的调整, 这些调整信息在全网分发, 浪费很多的资源, 甚至造成网络的拥塞. 因此, 在分配码字时, 最好是每个节点有一定的冗余, 节点的移动引起的码字调整只在局部进行, 对其它节点的影响很小或没有影响. 在本文中我们提出了一种分布式码分配算法, 利用码字冗余和局部信息, 快速地实现码分配, 同时降低码分配和码调整过程的通信费用.

2 码分配算法

2.1 网络模型

多跳无线网可以用一个无向图 $G = (V, E)$ 表示, 其中, V 是节点集, E 是边集. 每个节点由一个收发器和一个路由器组成. 节点 i 和 j 存在链路是指 i 和 j 能互相收到对方的信息, 节

收稿日期: 1999-12-02; 修回日期: 2000-08-14

基金项目: 北方交通大学攀登计划基金

点使用全向天线,工作在半双工方式.节点故障时与其连接的所有链路失效.

2.2 协议假设

假设路由协议具有邻节点发现机制,如 HELLO 信息交换.节点处理信息和发送信息按 FIFO 次序.如果节点激活就增加邻节点列表,如果节点失效(不活动)就取消列表.

假定 MAC 层协议能对其传输进行调度,从而避免冲突. MACA(multiple access collision avoidance)^[11]协议就具有这种功能.

2.3 基本原理

实现快速的码分配又要降低码分配带来的通信开销要有两个保证:一是要有足够的码字,二是码分配的交互信息只在局部分发.

使用拓扑控制算法^[7],可以使网络内节点的度数都小于某个值(例如 7).假设网络中节点的最大度数为 d .因为只需要两跳间隔节点有不同的码字,所以,网络(无论多大)最多需要的码字数目是确定的,即最多需要码字数目为: $d(d-1)+2$.见图 1,对于节点 a ,最多有 d 个一跳节点,每个一跳节点又最多有 $(d-1)$ 个一跳节点,因此节点 a 最多有 $d(d-1)$ 个两跳节点,最多需要 $d(d-1)+1$ 个码字,另外加一个公共码,最多需要 $d(d-1)+2$ 个码字.

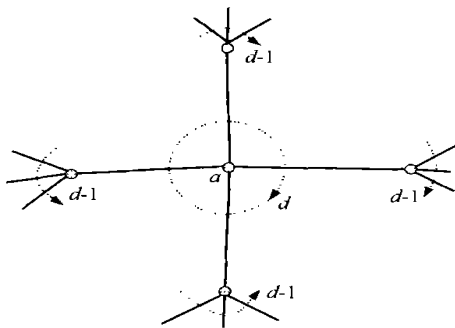


图 1 网络最大度数为 d 时两跳节点分布

在有一定的码字冗余的情况下,即在网络能够提供 $d(d-1)+2$ 个码字的情况下,节点肯定能从本地找出与两跳节点不同的码字.因此码分配只需要在两跳节点之间分发,码字的调整也只与两跳节点有关,算法可以实现只在局部分发码分配信息,不在全网络分发.

本文提供的码分配算法是通过网络中节点与其邻节点和两跳节点之间交互码分配信息 CAM(code assignment messages)实现的.通过 CAM,每个节点都可以知道邻节点和两跳节点码分配信息,根据这些信息生成一些数据列表.节点利用这些列表决定自己的扩频码,并把有关信息封装成 CAM 分组,向邻节点发送.这一过程直到所有的节点都有一个与两跳节点不同的码为止.信息交互的可靠性有确认重传来保证,收端收到 CAM 信息,回送一个确认分组 ACK,发端依靠 ACK 来判断是否重传.可以利用链路层的广播特性分发 CAM,但是收端必须逐一进行确认.

2.4 算法的过程描述

2.4.1 节点需要的信息 本算法需要节点具有如下信息:

(1) 优先级列表. 每一个节点有一个唯一的优先级数.当一个节点与其两跳邻节点的码相同时,通过比较优先级数大小,决定选择该码的权限,优先级数小越小,优先级越高.最简单的办法是使用节点地址作为节点优先级数,在下面的讨论中就使用节点地址作为优先级数.

优先级列表保存着所有一跳和两跳节点的优先级数,按增序排列.列表的登录项设置两个标志,“1”表示一跳节点,“2”表示两跳节点.分配给该节点和邻节点的码也存放在该表中.

(2) 邻节点列表. 该节点所有一跳节点的列表.

(3) 码分配信息重传列表. 该列表有一个或多个重传项,每一项包含如下信息:

CAM 的序号;重传计数器.节点每发送一个 CAM,计数器减 1;ACK 需求标志.为每一个邻节点设置一个标志比特,如果某节点还没有对 CAM 进行确认,相应的比特置位;重传计时器.节点发送一个 CAM 后启动计时器,如计时器到没有确认,就启动重传.

(4) 未分配码列表. 该列表包含所有未分配的可用码.

2.4.2 节点之间的信息交互过程 CAM 信息只在每个节点及其邻节点之间传送. CAM 分组包括如下信息:发送节点地址及其扩频码;该节点的所有邻节点地址及其扩频码;先前 CAM 的 ACK. ACK 项指定被确认 CAM 的源和序列号;需要对 CAM 进行确认的节点列表.

如果一个 CAM 分组不能封装所有的编码和地址,就分成多个 CAM 分组.在下列情况下发送 CAM:

① 新加入节点.此时它的优先级列表只包括自己的地址和扩频码.它将该信息向所有的邻节点广播.

② 当一个节点的邻节点的码发生了变化,就在其优先级列表中标注该变化,并送一个 CAM 信息到其它邻节点,包括变化的节点.

③ 当节点发现其邻节点不再活动,就在其优先级列表中把它删除,并发送一个 CAM 信息通知其邻节点.

2.4.3 优先级列表更新过程 当一个节点检测到其邻节点发生变化或从收到的 CAM 信息中发现两跳节点的码发生了变化,就启动一个优先级列表更新过程.

当一个节点发现其一跳邻节点码发生了变化,它首先对自己的优先级列表进行更新,之后向其邻节点发送一个 CAM 分组,包括自己的地址、所有一跳节点的地址和它们各自的扩频码.

如果两跳节点的扩频码发生了变化,就按如下过程处理:

④ 如果某个两跳节点的新扩频码与本节点的扩频码不同,那么,该新扩频码就被写入到优先级列表中该两跳节点相应的登录项中;

⑤ 如果某个两跳节点的新扩频码与本节点的扩频码相同,并且该两跳节点的地址比本节点的地址小,那么本节点在未分配码列表中选择一个新码,并把该新码及两跳节点的码一起填入相应的登录项中;

⑥ 如果某个两跳节点的新扩频码与本节点的扩频码相同,并且该两跳节点的地址比本节点的地址大,那么本节点保

留该码。不过注意,两跳节点码更新之前会有一个短暂的冲突期,此时本节点和该两跳节点的扩频码会相同。但对于 CDMA 系统,这种冲突是允许的,此时的数据传输不会停止,只是网络的性能略有下降。

在前两种情况下,未分配列表的必须进行更新,所有被两跳节点使用的扩频码都被标识为“不可用”。

2.4.4 发送一个新的 CAM 和重传的 CAM 过程 当节点发送一个新的 CAM,需要进行如下的操作:

- ④ 减小重传列表的登录项的计数器值;
- ⑤ 删除与新 CAM 中相关的登录项;
- ⑥ 在重传列表中增加与新 CAM 相关的登录项。

如果重传列表中的特定的登录项被新的 CAM 覆盖,就用新的 CAM 替代。

如果重传计时器到时,节点重发一个 CAM,数据与原来的数据项相同,但需要新的顺序号和响应列表。新的响应列表指明还没有对先前的 CAM 确认的节点。在重传列表中的旧项要删除,增添新的重传项。

利用上述重传策略,节点可以在其邻节点收到可靠的 CAM 之前多次重传。然而,如果一定的时间之后节点还没有收到响应,就认为该邻节点已经不活动,就不再发送任何 CAM 信息,并对相应的重传列表进行设置。

3 算法的正确性

算法正确是指在 t_0 后有限时间内节点可以获得所有邻节点和两跳节点的扩频码信息,根据这些信息节点选择自己的扩频码,并保证该码与所有的两跳节点不同。在证明算法的正确性之前,先给出一些假设:

- (1) 在有限的时间内,节点可以检测到邻节点的存在、新节点的加入以及邻节点的更新;
- (2) 在有限的时间内,信息通过无线链路的传输都可以正确地按序接收;在有限的时间内,信息和扩频码的处理按检测到的顺序进行,每次一个;
- (3) 假设在时间 t_0 之前有有限个节点的扩频码发生了变化,之后的一段时间内不再有变化,并且节点能判断 CAM 的收发先后次序。

为了证明算法的正确性,我们只需证明下面四个定理。

定理 1 所有节点最终将停止更新它们的优先级列表并停止发送更新信息到邻节点。

证明 首先,注意一个网络内有有限个节点,并且假设在 t_0 之前只有有限个码变换,之后就没有变换。另外根据假设,一个特定节点的变化在有限时间内就会被邻节点检测到。这些邻节点最多给它的邻节点发送一个 CAM 信息,这样,对于任何节点的变更,最多有 $d(d-1)$ 个 CAM 信息发送。

要使协议不终止运行,只有当一个节点产生无数个 CAM 分组,这只有当它的邻节点变更码的次数无限多时才可能。这是与假设在 t_0 后没有码更新相矛盾的。因此,协议处理有限个 CAM 分组,在 t_0 后的有限时间内信息传输停止。

定理 2 t_0 后的有限时间内,所有节点的拓扑数据库内码信息一定是有一致的。

证明 码信息的一致意味着节点知道它的一跳邻节点和两跳节点最近的码变更信息,对于一节点 i ,低层的协议能保证在有限的时间内能检测到任何邻节点的码的变更。

对于 i 的两跳节点 k 的码变更的情况, k 节点是 i 节点的邻节点 j 的邻节点, j 能保证在有限时间内检测到 k 的变更, j 将修改它的优先级列表,并启动一个向所有一跳邻节点发送 CAM 分组的过程,其中包括节点 i 和 k 。因为假设节点 j 能在有限的时间内处理 CAM 分组,所以能在有限的时间内拥有最新码信息。

定理 3 如果节点内的信息是一致的并且是最新的,节点只须进行正确的处理而不会出现死锁现象。

证明 当一个节点收到 CAM,就修改优先级列表,并查看是否有两跳节点使用了与自己相同的扩频码。如果没有,不做任何处理;如果有,就比较两个节点的地址大小,如果自己的地址小,就保持该码不变,如果自己的地址大,就从未用编码列表选择一个新码。因为假设有 $d(d-1)+2$ 码可用,所以总有一个可用的编码供选择。可以看出,本处理过程无须等待任何其它事件,所以不会出现死锁现象。

定理 4 如果所有的节点都进行一些正确的变化,那么就有一个正确的扩频码分配方案,两跳节点内不会出现相同的扩频码。

证明 这是显而易见的。网络是一个有限节点网络,每一个节点经过处理和与邻节点交互 CAM 信息,得到与其两跳节点一致的码分配方案,那么整个网络就有一个一致的码分配方案,码分配是正确的。

综合定理 1 到定理 4,就可以得出算法正确的结论。

4 算法的复杂度

4.1 通信复杂度

当节点的新码与所有的两跳节点都不同时,最多只有 $O(d^2)$ 信息交互。

当节点的新码与一个两跳节点相同时,两跳节点需要改变编码,并启动 CAM 发送,最坏的情况下,一个节点的变化可能引起所有节点变化。因此信息传输的上限是 $O(|V|d^2)$ 。

为了与文献[6]中的算法的复杂度进行比较,先简单地介绍文献[6]中的两阶段分配算法:第一阶段使用宽度优先查找树(breadth-first search tree)进行码分配;第二阶段使用深度优先查找树(depth-first search tree)确定着色顺序。之后,选用两种方式:一是使用信标传递 TP(token passing)方式,顺序地进行着色,这种方式每个着色周期花费的时间很长;二是无死锁定向 DFO(deadlock free orientation),多个无冲突的节点同时沿着多个链(子树)进行着色,该机制可以降低着色的时间。第一阶段的通信复杂度高,但时间复杂度低,相反,第二阶段的通信复杂度低,而时间复杂度高,所以第一阶段用于初始化,第二阶段用于运行过程的码字调整。

根据文献[6],TP 算法和 DFO 算法的通信复杂度为 $O(|V|)$ 。如果每个节点每次发生冲突的节点都触发一次循环,那么 $O(|V|)$ 就是每次的通信量。当节点数目为 50 时,与我们的算法的复杂度相同($d=7$),当节点数目增加时,TP 算法的复

杂度增加。

需要注意, $O(|V|)$ 是这两种算法每个周期必定要付出的通信费用,而在我们的算法中, $O(d^2)$ 和 $O(|V| \cdot d^2)$ 都是最坏情况下的通信费用。另外注意, TP 算法中的所有分组包含有信标传递过程中所有节点的码字信息和标识信息,分组长度取决于查找树的深度,对于 100 个节点的网络,使用基于发射码方案时,平均查找树的深度为 $23^{[6]}$ 。而在我们的算法中 CAM 分组中只包含变化的邻节点的信息,分组长度很短。从这方面说, TP 方式要比我们的算法高一个量级。

4.2 节点的计算复杂度

最坏的情况下, CAM 有 $d+1$ 个登录项,这包括在优先级列表中没有的新项,这些登录项假设按序排列,需要对优先级列表进行搜索并增加新码,通过搜索可以检测是否有两跳节点具有相同的编码,并对未用码列表进行更新。在优先级列表中有 $d(d-1) + d+1$ 项,搜索时间是 $O(d^2)$ 量级。

在 TP 算法中,节点需要对查找树上的节点进行搜索排序,找出可用码,时间复杂度是 $O(h^2)$, h 是树的深度。DFO 算法中每个节点要构造自己的链(子树),对子树进行查找,所以复杂度比 TP 算法还要高^[6],与子树的数目有关。

4.3 存储复杂度

优先级列表有 $d(d-1) + d+1$ 项,重传列表可以假设是常量,未用码列表有 $d(d-1) + 2$ 项。这样,总的存储复杂度是 $O(d^2)$ 量级。

TP 算法和 DFO 算法:每个节点要对网络内的其它所有节点进行处理,所以存储复杂度为 $O(|V|)$ 。

5 结论

本文提出了一种码分配算法,它适合动态的多跳无线网。与以往的算法不同在于它不追求把扩频码数目降低到最少,而是在一定的码冗余的情况下,追求算法实现的快速和低通信费用。文中对算法的正确性进行了证明,对算法的复杂性进行的估计,并与其它算法的复杂度进行了比较。

参考文献:

- [1] V. Bharghavan, et al. MACAW: Access protocol for wireless LANs [A]. ACM SIGCOMM [C], 1994.
- [2] J. J. Garcia-Luna-Aceves and C. Fullmer. Floor acquisition multiple access (FAMA) in single-channel wireless networks [J]. ACM Mobile Networks and Applications Journal, 1999, (4): 157 - 174.
- [3] T. C. Hou and V. O. K. Li. Special issue on packet radio networks [J]. Proceedings of the IEEE, 1987, 75(1).
- [4] L. Kleinrock and John Silvester. Spatial reuse in multihop packet radio networks [J]. Proceedings of the IEEE, 1987, 75(1): 156 - 166.
- [5] A. A. Bertossi and M. A. Bonuccelli. Code assignment for hidden terminal interference avoidance in multihop radio networks [J]. IEEE/ACM Trans. on Networking, 1995, 3(4): 441 - 449.
- [6] Limin. Hu. Distributed code assignment for CDMA packet radio networks [J]. IEEE/ACM Trans. on Networking, 1993, 1(6): 668 - 677.
- [7] Kleinrock, L. and Silvester J. A. Optimum transmission radii for packet radio network or why six is a magic number [A]. Proc. National. Telecommun. Conf. [C], 1978: 4.3.1 - 4.3.5.

作者简介:



张禄林 1965 年出生,现为北方交通大学现代通信研究所博士研究生,主要研究方向是多跳无线网、网络顽存性。在国内外刊物上发表文章 10 余篇。

郎晓虹 硕士,工程师,主要研究方向为图像处理,算法,信号分析。

李承恕 教授,博士生导师,北方交通大学现代通信研究所所长,研究方向包括个人通信、自组织分组无线网、扩频通信。