

A Dynamic Slot Assignment Algorithm for Multihop Link-16 Networks

Chong Wang¹, Jia-Kang Liu, Jing-Ming Kuang, Hui-Hui Xiang, Hong Wang

Modern Communication Laboratory, Beijing Institute of Technology, Beijing, China 100081

e-mail wangchong@bit.edu.cn

Abstract: A new dynamic slot assignment algorithm is proposed for multihop Link-16 networks, called Collision Avoidance Dynamic Time Division Multiple Access (CA-DTDMA). Based upon the principle of wireless spatial multiplexing, the proposed algorithm can dynamically reuse the time slot by exchanging control information, and hence can increase the slot utilization of the network without any collision. Simulation results verify that, when compared with the fixed TDMA which is used by Link-16, this scheme can reduce the network delay and increase the throughput under heavy load conditions.

Keywords: multihop; Link-16; DTDMA; time slot reuse

一种用于多跳 Link-16 数据链的 DTDMA 算法

王崇¹, 刘家康, 匡镜明, 项慧慧, 王红

北京理工大学 现代通信试验室, 北京, 中国, 100081

E-mail wangchong@bit.edu.cn

【摘要】专门针对于多跳 Link-16 战术数据链网络, 提出了一种新的动态时隙分配算法——冲突避免的动态时分多址接入(CA-DTDMA)。算法采用无线信道空分复用的思想, 以交互控制信息的方式, 在确保分组无冲突传输的可靠前提下实现了时隙资源的动态利用和复用, 提高了网络的时隙利用率。仿真结果表明, 该方案在网络负载较大的情况下与现有 Link-16 的固定 TDMA 相比, 延时和吞吐量性能均获得了明显改善。

【关键词】多跳; Link-16; 动态时分多址; 时隙复用

1 引言

Link-16 战术数据链是一种可以在不同军兵种、不同的指挥控制平台和武器平台间交换监视和控制信息进行通信、导航和识别的军用无线系统^[1], 已经成为了军事通信方面的研究热点之一。现有的 Link-16 数据链网络以 TDMA 做为接入算法, 具有比较固定的时帧结构。网络需要预先设计, 在运行之初就对各网络成员预先分配好了时隙资源。Link-16 的每一个时隙只能固定的分配给一个节点使用来发送数据信息, 无论节点在自己的时隙内有无信息发送, 都不允许其它节点使用该时隙, 这无疑造成了时隙资源的浪费。

针对于多跳无线 TDMA 网络, 文献[2, 3]提出了空间时隙复用的概念, 即: 在网络中只要满足一定的限制, 就能够实现把同一个时隙分配给多个节点或多条链路用以发送分组, 且不会发生数据包的碰撞。值得注意的是, 面向链路的时隙分配方式并不适合多播

和广播通信的情况, 因而文献[4, 5, 6]专门对面向节点的时隙分配进行了研究, 而 FPRP 调度算法^[7]更是因为其高度的可靠性和时隙的空间高效复用而引起了众多学者的关注。

Link-16 具有无线、移动、无中心、自组织和帧格式相对固定等特性, 且支持多跳(最多可达 7 跳)的拓扑结构。这些特点使动态时隙分配和时隙复用算法的引入成为可能。因此, 本文提出了一种在网络业务量较大的条件下, 适用于多跳 Link-16 数据链系统的动态时分多址算法, 称为 CA-DTDMA (Collision Avoidance Dynamic Time Division Multiple Access)。其设计思想是: 各节点在初始入网时根据节点数量和业务需求预先分配好各自的时隙; 在网络运行阶段, 针对各节点具体生成业务量的不同所导致对时隙资源的不同需求, 在不需要管理单元的参与下, 网络通过启动带有预约机制的动态算法, 便能自行调整各节点相应时隙的占用状态, 在分组无冲突的可靠前提下实现时隙

的动态利用和复用。

2 固定时隙分配阶段

对于 Link-16, 时间轴被划分为多个固定长度的时帧, 作为基本的周期性时间单元。现将时帧进一步划分为控制时隙段和业务时隙段。业务时隙用于传输真实的业务数据, 而控制时隙用于传输网络控制信令, 这些信令将用于为业务数据的传输分配相应的网络资源。

在网络初始化阶段, 网络中的业务时隙资源被固定的分配给了各个网络成员。为了使所有用户能均衡有效的工作, 避免由于长时间得不到时隙资源而引起数据包的过大延时, 要求用户发送数据包的间隔要尽

可能均匀分布, 也就是分配给每个用户的时隙应具有等间隔的特点。具体可以采用二叉树块内均分法进行时隙分配, 许多关于 Link-16 的书籍和参考文献都有具体阐述。由于不是本文的重点, 这里不做赘述, 仅假设网络已经把时隙成功分配给了各节点, 如图 1 所示。

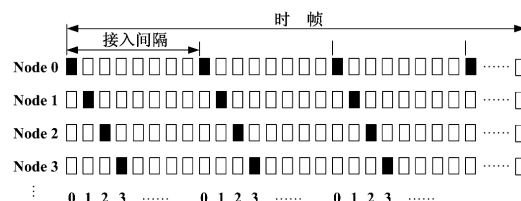


图 1. Link-16 固定时隙分配结果示意图

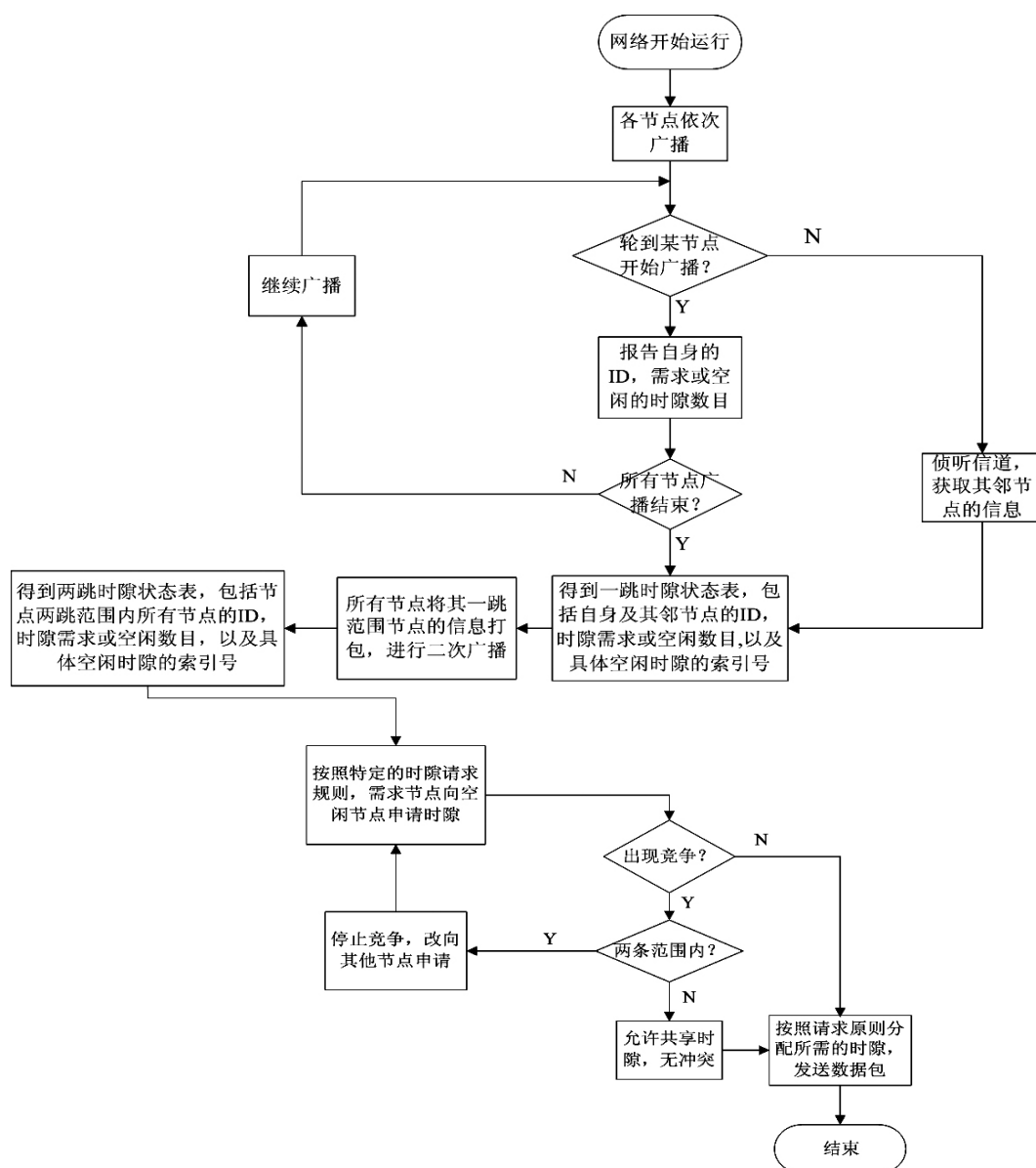


图 2. CA-DTDMA 算法流程图

3 CA-DTDMA 算法

在网络运行阶段,当节点的业务量有变化——如某些节点的业务量较大,需要占用更多的时隙资源来传输数据,而其它一些节点在网络预先分配给它们的某些时隙中并没有数据传输,其时隙处于“空闲”状态。这就将造成时隙资源的浪费,需要一种动态调整

的方法来提高时隙的利用率,让那些有业务需求的节点可以通过占用其它节点的空余时隙来获得最大的满足。我们称该算法为冲突避免的动态时分多址(CA-DTDMA)。

CA-DTDMA 算法流程图如图 2 所示。

3.1 CA-DTDMA 帧结构及算法描述

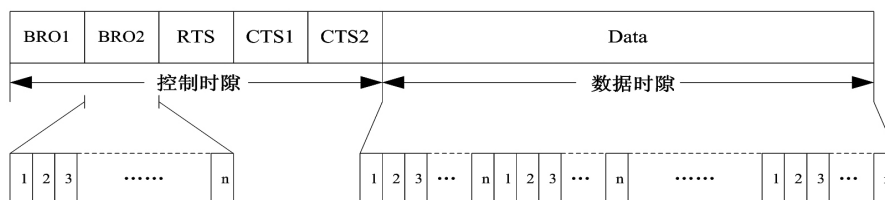


图 3. CA-DTDMA 帧结构

CA-DTDMA 帧结构如图 3 所示,把控制时隙分为 5 个子块以实现动态时隙分配和时隙复用的功能。为了避免碰撞发生,规定在控制时隙块内节点也只在在自己的时隙内发送控制报文而在其它时隙处于监听状态,控制时隙块的具体定义及功能如下:

BRO1——第一轮广播帧,所有节点依次将自己的网络 ID 号和时隙供需情况广播给周围的邻节点。在每一个 BRO1 时隙内传输的数据结构如图 4 所示。

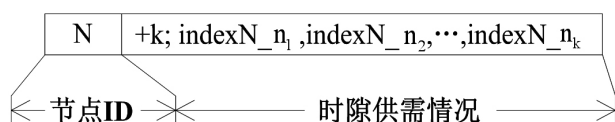


图 4. BRO1 时隙传输的数据结构

第一部分为网络中节点的 ID 号,第二部分为该节点的时隙供需情况—— k 表示时隙的个数;负号表示有时隙需求,正号表示有时隙空余,0 表示既不需求也不提供时隙。当有时隙空余时,还需要报告所空余时隙的具体索引号 ($indexN_n$, 表示第 N 个节点的第 n 个时隙)。

经过第一轮广播之后,全网的各个节点根据收到的来自邻节点的广播信息,就能够知道自己的一跳范围内有哪些邻节点以及一跳邻节点的时隙需求和出让情况,把结果记录在缓存中的“一跳邻节点/时隙供需表”中。

BRO2——第二轮广播帧。

在第二轮广播中,所有节点都把得到的一跳邻节点/时隙供需表广播至邻节点。这样,在第二轮广播后,每个节点根据所收到的来自一跳邻节点的 BRO2 信息,

并对照自己已有的一跳表,就能得到自己两跳范围内的节点分布情况及时隙需求和出让情况,把结果记录在缓存中的“两跳邻节点/时隙供需表”中。

RTS——时隙占用的请求帧。

在这一阶段,只有有需求的节点向周围广播请求报文,其它节点则保持静默。请求报文的内容为:向两跳范围内有空余时隙的节点申请使用它的空余时隙,具体分为两部分:第一部分称为一跳时隙申请表,是该节点对其一跳邻节点的空余时隙提出占用请求;第二部分称为两跳时隙申请表,是该节点对其两跳邻节点的空余时隙提出占用请求。

在申请空余时隙时,须按照先一跳后两跳、先小 ID 后大 ID 的节点顺序进行申请,且需求几个就申请几个,不能多申请。这是因为时隙复用能够提高时隙被成功分配的可能性,对于一个有空余时隙的节点而言,为了避免隐终端效应,只能有一个它的一跳邻节点使用其空余时隙,同时却可能有多个两跳邻节点复用该空余时隙;这样对一跳邻节点的超额申请将有可能影响两跳邻节点对时隙的复用,反而会降低时隙的使用效率。所以经过综合考量,我们确定了以上对空余时隙的申请原则。

CTS1——第一轮确认帧。

有时隙需求的节点发出 RTS 帧后,需要周围节点做出应答(CTS)。在 CTS1 阶段,只有那些收到时隙占用请求的一跳邻节点做出回应,按照网络 ID 号从小到大的先后顺序把自己空余的时隙分配给有需求的节点直至空余的时隙全部分完为止。CTS1 帧也是以广播方式发送,因而它们的所有一跳邻节点(发出时隙占用请求的和未发出请求的邻节点)都将收到该 CTS 帧。

经过这一阶段,便完成了空余时隙的初次动态分

配。这里需要注意的是每个收到过 CTS1 帧的节点都需要记录所收到的所有 CTS1 帧中的内容,即自己一跳邻节点中有哪些节点同意了另外哪些节点的时隙请求,以及节点的哪些时隙被占用和时隙的剩余情况,这些信息对于下一阶段对节点是否可以进行时隙复用的判断至关重要。

CTS2——第二轮确认帧。

对于发出 RTS 申请占用两跳范围空余时隙的节点,所有收到该 RTS 帧的一跳邻节点都要做出应答,报告自己一跳范围内有无节点使用了该空余时隙及使用了几几个空余时隙。如果所有邻节点的回复报告中都声明了它们的一跳邻节点都没有使用该空余时隙,则意味着在两跳范围内没有其它节点与发出 RTS 请求的节点占用相同的空余时隙。此时,发出 RTS 请求的节点将直接使用该时隙。

这一阶段体现的就是空间时隙复用的思想,即网络中某一节点可以与它两跳范围以外的节点使用同一个时隙发送广播信息,而不会发生隐藏终端效应。

3.2 网络应用举例

这里以网络拓扑如图 5 所示的一个多跳 Link-16 数据链为例。假设各节点的业务时隙已经按时隙块二叉树结构预先分配完毕。另外为了方便起见,还假设在一个时隙中,每个有时隙出让的节点的空余时隙数均为 3 个,而每个有时隙需求的节点额外所需的时隙数均为 4 个。

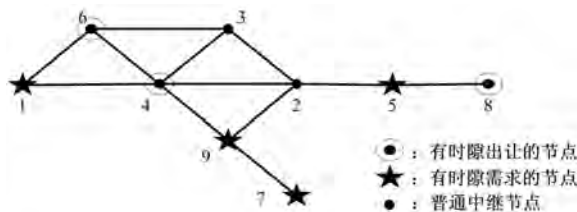


图 5. 数据链网络拓扑图

执行了 CA-DTDMA 算法以后,该网络时隙分配的最终结果如表 1 所示:

表 1. 全网动态时隙分配最终结果

节点 ID	时隙需求数	动态时隙分配结果
1	4 个	获得 4 个时隙——得到来自节点 4 的 3 个时隙和来自节点 6 的 1 个时隙
5	4 个	获得 4 个时隙——得到来自节点 8 的 3 个时隙和复用节点 4 的 1 个时隙
7	4 个	获得 3 个时隙——复用了节点 4 的 3 个时隙
9	4 个	获得 2 个时隙——复用了节点 6 的 2 个时隙

现有的 Link-16 系统中不执行任何动态分配算法,3 个节点所提供的 9 个空余时隙并不能被其它任何节点所使用,而同时网络中还额外需要 16 个业务时隙才能满足业务需求;如果仅仅是动态分配而不进行时隙复用,它们将至多可以满足 9 个时隙需求;通过执行 CA-DTDMA 算法,同时实现了时隙的动态分配和复用,使得最终有 13 个时隙需求得到了满足,已经最大程度上满足了网络的时隙需求。

4 仿真与性能分析

4.1 网络模型的建立

为了验证所提出的动态时隙分配算法的性能,我们基于 OPNET 网络仿真软件搭建了一个多跳 Link-16 数据链网络仿真模型。这里共设置了两个仿真场景——场景 1: CA-DTDMA 算法;场景 2: 固定 TDMA 算法。每个仿真场景都包括 16 个网络节点,网络层拓扑结构如图 6 所示。需要注意的是,由于算法的研究对象是多跳 Link-16 数据链网络,因而网络拓扑结构必须满足多跳这个约束条件。只有这样,算法才会是有效的。此外,网络模型还要满足以下条件:(1) 网络中每一个节点有唯一的网络 ID 号;(2) 全网能够保持完全的同步;(3) 在一帧中网络相对拓扑结构保持不变。

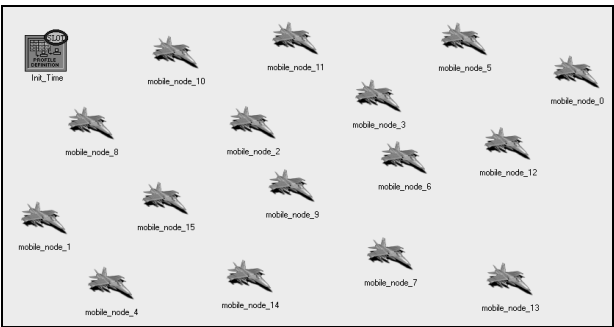


图 6. CA-DTDMA 算法的网络层模型

4.2 吞吐量性能仿真

当 $\lambda=1$ 时,通过 OPNET 得到的网络吞吐量仿真结果如图 7 所示。然后依次逐渐增大网络中节点模型的平均业务量,并分别用 OPNET 进行仿真,以获得该业务量条件下的网络性能指标。最终得到不同业务量条件下的网络吞吐量仿真性能如图 8 所示。

可以看到,CA-DTDMA 算法的吞吐量指标始终优于固定的 TDMA 算法。当网络尚未达到饱和时,由于网络中的时隙资源还算比较充分,足以满足业务需求,因而无论对于 CA-DTDMA 算法还是固定 TDMA 算法,网络的平均吞吐量都是随着节点平均业务量的增加而

呈线性增加的趋势。从 $\lambda=3$ 开始, 网络总的业务量开始趋向饱和, 随着固定 TDMA 算法中的时隙资源不断的被占用直至被完全占用, 其网络吞吐量的增加也将逐渐放缓并最终将稳定于一个饱和值; 相比之下, 由于 CA_DTDMA 算法采用了包括时隙复用在内的一些动态分配机制, 使得时隙资源的利用更加充分, 因而在业务量较大的条件下仍能较为有效的传输数据, 获得比较好的网络吞吐量性能。

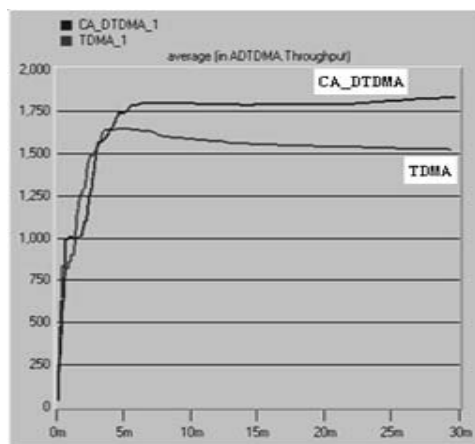


图 7. $\lambda=1$ 时网络吞吐量仿真结果

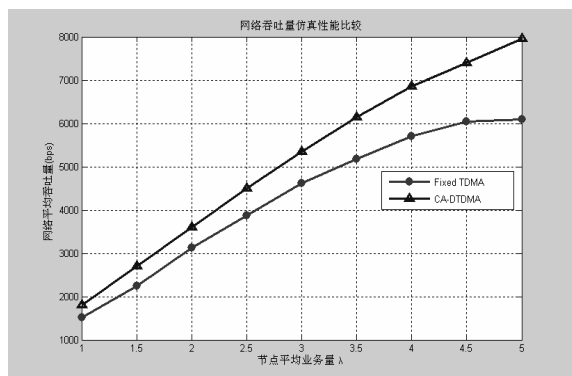


图 8. 不同业务量条件下网络吞吐量性能仿真结果

4.3 延时性能仿真

当 $\lambda=1$ 时, 通过 OPNET 得到的网络延时仿真结果如图 9 所示。我们同样能够得到不同业务量条件下的网络的延时性能仿真结果, 如图 10 所示。由图中可以看出, 当节点平均业务量较小时, 固定 TDMA 的延时性能要优于 CA-DTDMA 算法。这是合理的, 因为业务量较小时, 每个节点自身固定分配的时隙就足以满足业务需求; 而动态算法由于加入了额外的控制时隙, 从而造成动态算法的延时略大。但是, 随着业务量的不断增加, CA-DTDMA 算法能够充分有效的利用时隙资源这个优势将越来越明显。当 λ 增大到 5 的时候,

CA-DTDMA 算法的延时已经明显小于 TDMA 算法了。

5 结论

CA-DTDMA 是一种新的适用于多跳 Link-16 数据链的动态时隙分配算法, 不仅实现了无中心节点参与下时隙资源的动态调整, 而且通过空间时隙复用提高了资源的利用率。仿真结果表明, 在网络业务量较大的情况下, 该算法能有效的降低业务的延迟时间, 提高系统的吞吐量, 进而改善整个网络的运行效率。

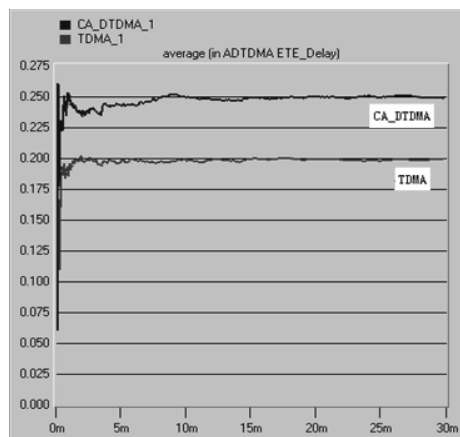


图 9. $\lambda=1$ 时网络延时仿真结果

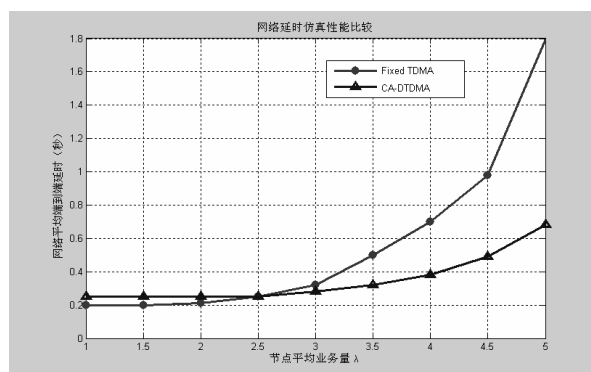


图 10. 延时性能仿真结果

References(参考文献)

- [1] NATO. Stanag 5516 edition 3, tactical data exchange - Link 16[S].
- [2] NELSON R, KLEINROCK L. Spatial TDMA: a collision-free multihop channel access protocol[J]. IEEE Transactions on Communications, 1985, 9(33): 934-944.
- [3] GRONKVIST J. Assignment methods for spatial reuse TDMA[C]. Mobile and Ad Hoc Networking and Computing, 2000, MobiHOC. 2000 First Annual Workshop on, 2000: 119-124.
- [4] CIDON I, SIDI M. Distributed assignment algorithms for multi-hop packet radio networks[J]. IEEE Transactions on Computers,

- 1989, 10(38): 1353-1361.
- [5] EPHREMIDES A, TRUONG T V. Scheduling broadcasts in multihop radio networks[J]. IEEE Transactions on Communications, 1990, 4(38): 456-460.
- [6] CHOU A M, VOK LI. Slot allocation strategies for TDMA protocols in multihop packet radio networks[C]. INFOCOM'92. Eleventh Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, 1992: 710-716.
- [7] ZHU C, CORSON M S. A five-phase reservation protocol (FPRP) for mobile ad hoc networks[C]. Proceedings. IEEE INFOCOM, 1998: 322-331.
- [8] 邢智,戴浩. 基于 OPNET 的 Link-16 数据链建模与仿真[A]. 军事运筹与系统工程, 2005, 1(19): 62-66.
- XING Zhi, DAI Hao. Opnet-based modeling and simulation of Link-16[A]. Military Operations Research and Systems Engineering, 2005, 1(19): 62-66