

文章编号:1009-3087(2014)02-0111-05

## 异构平台战场数据链 VBN 分布式构建算法

陶 凯<sup>1,2</sup>, 杨春兰<sup>2</sup>, 史海滨<sup>2</sup>, 吴露露<sup>2</sup>

(1. 哈尔滨工程大学 信息与通信工程学院, 黑龙江 哈尔滨 150001; 2. 武汉舰船通信研究所 数据通信专业部, 湖北 武汉 430200)

**摘 要:**针对采用单位圆模型构建的虚拟骨干网不能提高数据链的战术性能和效率这一问题,提出一种基于 DGB 模型的分布式虚拟骨干网构建算法——DBCDS。DBCDS 算法中,节点首先通过 HELLO 消息的收发获取两跳范围内的邻居节点信息;然后采用分布式的思想构建一个极小支配集;最后采用特定的规则选择部分节点作为中间节点连通极小支配集,从而完成虚拟骨干网的构建。理论分析表明,DBCDS 算法的消息复杂度为  $O(n)$ ,时间复杂度为  $O(\Delta)$ ,近似因子为 8。仿真结果验证了算法的有效性。相比 TWLZD 经典算法,DBCDS 算法具有较小的消息和时间开销,对多异构平台构成的广域战场数据链网络有一定应用前景。

**关键词:**异构平台数据链;分布式;DGB 模型;虚拟骨干网

中图分类号:TN915.85

文献标志码:A

### Distributed Construction of Virtual Backbone Network (VBN) for Battlefield Data Link with Alien Platform

TAO Kai<sup>1,2</sup>, YANG Chunlan<sup>2</sup>, SHI Haibin<sup>2</sup>, WU Lulu<sup>2</sup>

(1. Collage of Info. and Communication Eng., Harbin Eng. Univ., Harbin 150001, China;

2. Dept. of Data Communication, Wuhan Maritime Communication Research Inst., Wuhan 430200, China)

**Abstract:**To solve the problem that virtual backbone networks (VBN) based on UDG model can't improve the tactical capability and efficiency of data link, a distributed algorithm called DBCDS for constructing VBN based on DGB model was put forward. DBCDS algorithm consisted of three steps. In neighbor discovery step, each node got the information within its 2-hop neighborhood by transmitting and receiving HELLO messages. In step two, a distributed idea was employed to construct a minimum dominating set (MDS). Finally, some optimal nodes were selected to interconnect MIS, and thus formed a CDS. The theoretical analysis showed that the message complexity of DBCDS was  $O(n)$ , the time complexity was  $O(\Delta)$  at most, and the approximation factor was 8. Simulation result confirmed the validity of DBCDS algorithm. The comparison with classical TWLZD algorithm showed that DBCDS had lower message and time overhead, which means DBCDS may have some application prospect for the data link network of wide battlefield.

**Key words:** alien platform data link; distributed; DGB model; virtual backbone network

现代战争本质上是在海、陆、空、电磁 4 维空间上的争夺与较量。战场数据链作为现代战场的神经网络,将雷达、飞机、舰艇、导弹等众多复杂的传感器平台、武器平台等异构平台有机连为一体,实现了侦察监视、指挥控制、战场态势等数据高速传输和共享,可大幅提高指挥控制及协同作战能力,更好发挥体系作战效能<sup>[1]</sup>。由于战场环境恶劣,一方面作战

单元存在战损、机动等因素导致数据链拓扑变化频繁,必须采用无中心控制的自组织组网方式。另一方面数据链存在大量指控、情报、态势等各种数据,而构建虚拟骨干网(virtual backbone networks, VBN)可有效简化数据链路由,提高网络资源利用率,降低网络协议设计难度<sup>[2-3]</sup>,因此采用分布式算法为数据链构建虚拟骨干网具有显著的军事意义。

虚拟骨干网的构建问题通常可抽象为图论中连通支配集(connected dominating sets, CDS)的求解问题<sup>[4-7]</sup>。目前大多虚拟骨干网构建算法均采用单位圆模型,例如文献<sup>[2-5,8]</sup>中的算法。而现代战场因飞机、舰艇等平台适装性原因,装载的数据链发

收稿日期:2013-09-23

基金项目:船舶工业国防科技预研基金资助项目(11J3.4.2)

作者简介:陶 凯(1987—),男,博士生。研究方向:无线通信网络。E-mail:taokaitaokai@163.com

射功率和通信距离并不相等,目前基于这种不等距通信模型(DGB)的虚拟骨干网构建的文献较少,主要有 Thai 等<sup>[9]</sup>提出的 TWLZD 算法。作者提出了一种基于 DGB 模型的分布式虚拟骨干网构建算法,该算法的时间和消息开销均小于 TWLZD 算法,对多异构平台构成的广域战场数据链网络有一定应用前景。

## 1 DBCDS 算法

### 1.1 数学模型

假设所有节点随机分布在一个 2 维平面内,节点通信距离不等,但所有链路都是双向的,则异构平台战场数据链网络拓扑可建模为不等距通信模型 DGB。图 1 是一个用 DGB 建模异构平台战场数据链网络拓扑的例子。图中圆圈代表节点的通信范围,黑点表示通信节点,实线代表节点之间的边,当且仅当一个节点处于另一个节点的通信范围内时,2 个节点之间才有一条边。所有的节点和边组成数据链网络拓扑。

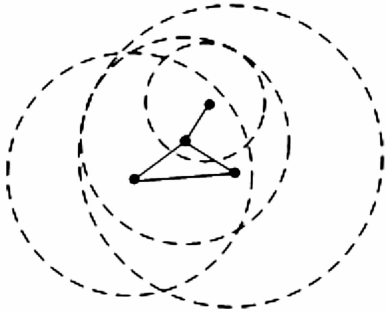


图 1 用 DGB 建模异构平台战场数据链网络拓扑

Fig.1 Model wireless ad hoc network with DGB

### 1.2 算法描述

DBCDS 算法流程如图 2 所示。DBCDS 算法将用到图论的一个定理:一个图的任意一个极大独立集都是它的极小支配集<sup>[10]</sup>。因此,可以通过构建一个 MIS 的方式来实现 MDS 的构建。

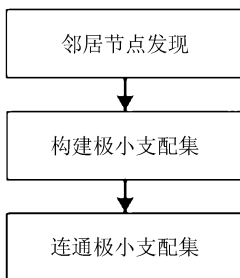


图 2 DBCDS 算法流程

Fig.2 DBCDS flowchart

DBCDS 算法构建虚拟骨干网分为 3 个步骤。第 1 步:拓扑学习。每个节点通过收发 HELLO 消息,获取两跳范围内的邻居节点信息。第 2 步:构建极小支配集。采用分布式思想构建一个 MIS,根据上面提到的定理,该 MIS 也是一个 MDS。第 3 步:连通极小支配集。根据特定的规则,将 MDS 连通,从而完成 CDS 的构建。

DBCDS 算法为每个节点设置以下变量。

1) 分配唯一的标识符( $ID$ )

对于图中的任意一个节点  $u$ , 定义其权值为  $W(u) = (r(u), ID(u))$ 。其中,  $r(u)$  为节点  $u$  的最大通信距离,  $ID(u)$  为节点  $u$  的节点编号。若  $W(m) > W(n)$ , 则节点  $m$  和  $n$  必满足:  $r(m) > r(n)$ ; 或  $r(m) = r(n)$ , 且  $ID(m) > ID(n)$ 。

2) 设置一个变量  $L$

所有节点的  $L$  初值均为 0。

$$L(u) = \begin{cases} 1, & \text{节点 } u \text{ 存在叶邻居节点;} \\ 0, & \text{节点 } u \text{ 不存在叶邻居节点。} \end{cases}$$

3) 设置一个邻居列表 NList

NList 初始为空,用以存储其邻居节点的  $ID$ 。

#### 1.2.1 拓扑学习

首先,所有节点探索自己所处局部网络的拓扑信息<sup>[11]</sup>,其过程如下:所有节点广播 HELLO 消息,消息中附带其  $ID$ 。节点通过接收邻居节点的 HELLO 消息可以构造出 NList。而后每个节点将 NList 附入 HELLO 消息中再次广播,通过接收邻居节点发送的 HELLO 消息,每个节点可以计算出邻居节点的度、权值以及 NList 等信息。

#### 1.2.2 构建极小支配集

根据上面提到的定理,首先构建极大独立集。

网络中的每个节点都有一个变量  $S$ ,

$$S(u) = \begin{cases} 0, & \text{节点 } u \text{ 的状态未确定;} \\ 1, & \text{节点 } u \text{ 为被支配节点;} \\ 2, & \text{节点 } u \text{ 为支配节点。} \end{cases}$$

所有节点的  $S$  初值均为 0,当所有节点的  $S$  值变为 1 或 2 时, MIS 构建完毕。 $S$  值为 2 的所有节点构成了一个 MIS,也即 MDS。

假设节点  $u$  的邻居节点节点列表 NList 中  $L$  值为 1 的节点构成集合  $NLL$ , NList 中所有  $S = 0$  的节点构成集合  $NS$ 。

构建 MIS 的过程分为如下几个步骤:

步骤 1:每个节点  $u$  观察其  $NLL$  是否为  $\emptyset$ ,并根据下述规则进行处理:

规则 1):若  $L(u) = 0$  且  $NLL = \emptyset$ ,则转入步骤

2。

规则2):若  $L(u) = 0$  且  $NLL \neq \emptyset$ ,则不做任何处理。

规则3):若  $L(u) = 1$  且  $NLL = \emptyset$ ,则令  $S(u) = 2$ ,并广播 DOMINATOR 消息。

规则4):若  $L(u) = 1$  且  $NLL \neq \emptyset$ 。若  $\exists v \in NLL$ ,使得  $W(v) > W(u)$ ,则不做处理;否则令  $S(u) = 2$ ,并广播 DOMINATOR 消息。

规则5):若  $S(u) = 0$ ,当节点  $u$  收到 DOMINATOR 消息时令  $S(u) = 1$ 。

步骤2:每个  $S = 0$  的节点  $u$ ,将其权值与  $NS$  中节点的权值进行比较,并根据如下规则进行处理:

规则1):若  $\exists v \in NS$ ,使得  $W(v) > W(u)$ ,节点  $u$  保持原状态;否则令  $S(u) = 2$ ,并广播 DOMINATOR 消息。

规则2):若  $S(u) = 0$ ,当节点  $u$  收到 DOMINATOR 消息时令  $S(u) = 1$ 。

**定理1** 所有  $S$  值为2的节点构成了网络拓扑的一个 MIS。

证明:用反证法证明该定理。设所有  $S$  值为2的节点构成集合  $I$ 。首先证明集合  $I$  是一个独立集,即  $I$  中的任意2个节点均不相邻。假设  $u, v$  是集合  $I$  中的任意2个节点且互为邻居,易知节点  $u, v$  的  $S$  值均为2。若  $W(u) > W(v)$ ,根据步骤2中的规则可知,节点  $v$  的  $S$  值不可能为2,因为其邻居节点  $u$  的  $S$  值已经是2。故节点  $v$  的  $S$  值只能是1,因此不可能是集合  $I$  中的元素。由此可见假设不成立,换句话说,集合  $I$  中的任意2个节点不可能互为邻居,即集合  $I$  是一个独立集。

其次证明集合  $I$  是 MIS。假设集合  $I$  是独立集但不是 MIS。由步骤2中的规则易知,若节点的  $S$  值为2,则其所有邻居节点的  $S$  值均为1。此外,集合  $I$  所有元素的  $S$  值均为2。因此,集合  $I$  之外的任意一个节点至少与集合  $I$  中的一个节点相邻,此时将集合  $I$  之外的任意一个节点添加到集合  $I$  中,集合  $I$  将不再是一个独立集。这与假设矛盾,根据 MIS 的定义可以确定集合  $I$  是一个 MIS。

### 1.2.3 连通极小支配集

MDS 构建完毕之后,每个节点设置一个标志  $Z$ ,  $Z$  的初值设为零。

$$Z = \begin{cases} 0, & \text{节点未加入 CDS;} \\ 1, & \text{节点已加入 CDS.} \end{cases}$$

CDS 的构建是通过 REQUEST 消息和 JOIN 消息的收发实现的。消息的收发遵循以下规则:

规则1:REQUEST 消息中包含一个计数变量 *counter*,该变量用于表示本消息被发送或转发的次数,其初值为3。只要 REQUEST 消息被发送或转发一次,便将 *counter* 值减1。若 *counter* = 0,则将 REQUEST 消息丢弃。

规则2:被支配节点收到 REQUEST 消息后,将其 ID 添加到该 REQUEST 消息中并转发该消息。

规则3:若被支配节点同时收到多个支配节点发送的 REQUEST 消息,则只转发权值最大支配节点的 REQUEST 消息。

规则4:支配节点第一次收到其它支配节点发送的 REQUEST 消息时,令  $Z = 1$ ,同时产生一个 JOIN 消息,JOIN 消息的传播路径与接收到的 REQUEST 消息的传播路径正好相反;所有收到 JOIN 消息的节点将其  $Z$  设为1。

规则5:每个支配节点仅在第一次收到 REQUEST 消息时才回复一个 JOIN 消息,此后收到的 REQUEST 消息直接丢弃,不做任何处理。

最终所有  $Z$  值等于1的节点即构成了 CDS。

假设某数据链网络中共有20个节点,作战单元随机分布在一个  $100 \text{ km} \times 100 \text{ km}$  的2维平面内,节点最大通信距离的范围为25~60 km。

图3给出了 DBCDS 算法构建 CDS 的结果。图3(a)中黑色节点1、16、18、20构成了该网络的一个 MDS。图3(b)中节点1、5、7、8、16、18、20构成了该数据链网络的一个 CDS。

## 2 算法性能分析

假设网络节点数为  $n$ ,节点的最大节点度为  $\Delta$ 。

算法第1阶段,为获取两跳内的邻居节点信息,所有节点共需要发送  $2n$  次消息;算法第2阶段,节点为获取邻居节点的  $L$  值和  $S$  值需要分别发送一次消息。MIS 确定之后,每个支配节点需要发送一个 DOMINATOR 消息,假设支配节点数为  $N$ 。因而此阶段所有节点共需要发送  $2n + N$  次消息;最后,为实现 MDS 的连通,每个支配节点需要发送一条 REQUEST 消息。此外,当支配节点第一次收到其他支配节点的 REQUEST 消息时需要发送一条 JOIN 消息,而中间节点需要转发这2种消息,故此阶段所有节点共需要发送  $4N$  次消息。整个算法执行过程中所有节点共需发送  $4n + 5N$  次消息,因此算法的消息复杂度为  $O(n)$ 。

每个节点与其邻居节点比较  $L$  值、 $S$  值各自最多需要比较  $\Delta$  次,因此节点最终确定自己状态所需的

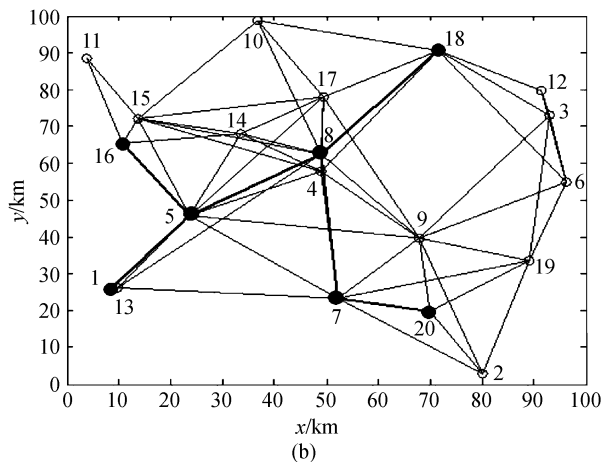
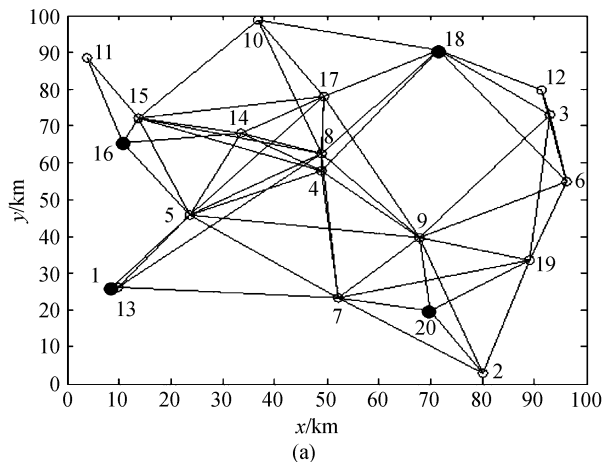


图 3 DBCDS 应用举例

Fig. 3 An example of DBCDS

计算次数不会超过  $2\Delta$  次。由于算法是并行处理的,各节点可同时计算自己的状态,因此算法的最坏时间复杂度为  $O(\Delta)$ 。

在给出下面的定理之前,先假设 OPT 为单位圆图的任意一个极小连通支配集,  $opt$  为 OPT 所含节点的数目。

**定理 2** 设  $N_D(u)$  为节点  $u$  的独立邻居节点的集合。在 DGB 中,  $N_D(u)$  的节点数目满足<sup>[12]</sup>:

$$|N_D(u)| \leq \begin{cases} 5, k = 1; \\ 10 \left( \frac{\ln k}{\ln(2\cos(\frac{\pi}{5}))} \right), k \geq 2. \end{cases}$$

其中,  $k = \frac{r_{\max}}{r_{\min}}$ 。

**定理 3** 在一个 DGB  $G = (V, E)$  中,任意一个极大独立集的节点数目上限为  $K \times opt$ <sup>[12]</sup>。其中,

$$K = \begin{cases} 5, k = 1; \\ 10 \left( \frac{\ln k}{\ln(2\cos(\frac{\pi}{5}))} \right), k \geq 2. \end{cases}$$

根据定理 1,  $S = 2$  的节点为独立节点。若 OPT 中的某个节点与  $x$  个独立节点相邻,由文献[6]可知  $x \leq K$ ,且 CDS 中最多含有  $x + 4(opt - 1)$  个独立节点,根据 MIS 的连通规则,CDS 中被选择用来连通 MDS 的节点数目不会多于  $S = 2$  的节点数目,所以 CDS 中至多含有  $2(x + 4(opt - 1))$  个节点,又  $K \leq 5$ ,故该算法生成的 CDS 的节点数目上限为  $8opt - 2$ 。因此,DBCDS 算法的近似因子为 8。

结论:DBCDS 算法的消息复杂度为  $O(n)$ ,最坏时间复杂度为  $O(\Delta)$ ,近似因子为 8。表 1 给出了 DBCDS 算法与 TWLZD 算法性能的对比结果。

表 1 算法性能比较

Tab. 1 Performances comparison

算法名称	时间复杂度	消息复杂度	近似因子
TWLZD	$O(n)$	$O(n \ln n)$	8
DBCDS	$O(\Delta)$	$O(n)$	8

注: $n$  代表单位圆图中节点的数目, $\Delta$  代表网络中节点的最大节点度。

可以看到,DBCDS 算法在消息复杂度和时间复杂度方面明显优于 TWLZD 算法。而消息复杂度反映了构建虚拟骨干网所需的信息交互次数量级,时间复杂度反映了算法的运算量。因此,DCDS 算法更能适应高动态数据链网络。

### 3 算法性能仿真

仿真实验 1:分别运行 DBCDS 算法和 TWLZD 算法 100 次。在每一种仿真场景中,所有节点随机分布在一个  $400 \text{ km} \times 400 \text{ km}$  的 2 维正方形平面区域内,每个节点在  $[40, 120]$  (单位:km) 范围内随机选择最大通信距离。

图 4 描述了 CDS 节点数目的平均值与节点总数之间的关系。

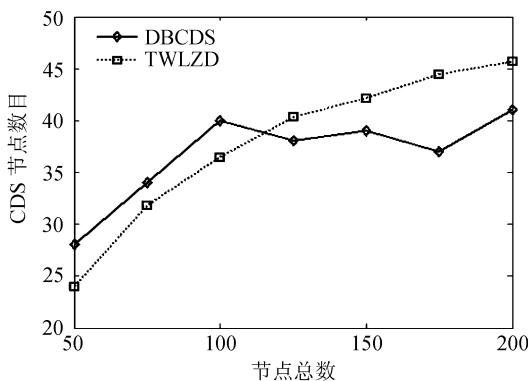


图 4 仿真结果 1

Fig. 4 Simulation result 1

由图4可以看出,随着节点数目的增加,DBCDS算法生成的CDS节点数目平稳上升。表明随着该区域内节点的增多,任意一个节点可以与更多的节点通信。当节点数目达到或超过170时,确定数目的节点就能将全网覆盖,因此CDS节点数目趋于平稳。

仿真实验2:节点数目设置为100。分别运行DBCDS算法和TWLZD算法100次。在每一种仿真场景中,所有节点随机分布在一个 $400\text{ km} \times 400\text{ km}$ 的2维正方形平面区域内,每个节点在 $[r_{\min}, r_{\max}]$ 范围内随机选择最大通信距离。其中, $r_{\min}$ 固定为40 km, $r_{\max}$ 取值区间为 $[80, 240]$ (单位:km),取值间隔为40 km。

图5描述了CDS节点数目的平均值与通信距离比(节点最大通信距离的最大值与最小值之比)之间的关系。

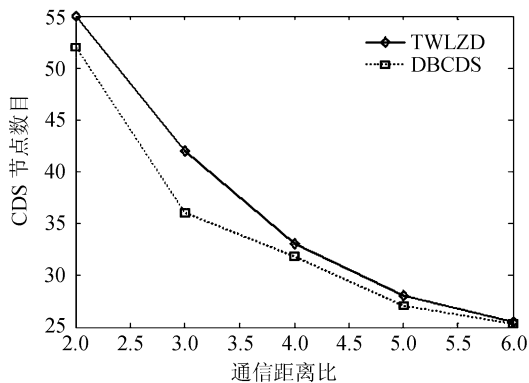


图5 仿真结果2

Fig.5 Simulation result 2

由图5可以看出,一定数目的节点分布的区域固定时,2种算法生成的CDS节点数目随着通信距离比的增加而减小。表明随着通信距离比的增加,某些节点的最大通信距离增加,这些节点可以与更多的节点通信,较少的节点即可实现全网覆盖。因此CDS节点的数目相应减少。仿真结果表明,在该实验仿真场景下,DBCDS算法生成的CDS的尺寸均小于TWLZD算法。

## 4 结论

提出了一种虚拟骨干网构建算法DBCDS。该算法基于通信距离不等模型,并通过消息收发实现了分布式虚拟骨干网的计算。

分析和仿真表明,与经典的TWLZD算法相比,DBCDS算法具有较低的消息复杂度和时间复杂度,对于具有大量异构平台、高度动态特性的战场数据链网络有一定的应用前景。

## 参考文献:

- [1] Wang Zhian. Development and integration application of data link [J]. Modern Navigation, 2012 (2): 139 - 141. [王治安. 数据链的发展与集成应用[J]. 现代导航, 2012 (2): 139 - 141.]
- [2] Liu Zhou, Wang Bingwen, Guo Lejiang. A survey on connected set construction algorithm for wireless sensor networks [J]. Information Technology Journal, 2010, 9 (6): 1081 - 1092.
- [3] Wu J. Extended dominating-set-based routing in ad hoc wireless networks with unidirectional links [J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Computing, 2002, 22 (4): 327 - 340.
- [4] Wu Jie, Dai Fei. Iterative local solutions for connected dominating sets in ad hoc wireless networks [J]. IEEE Transactions on Computers, 2008, 57 (5): 1 - 14.
- [5] Wan Pengjun, Alzoubi K M. Distributed construction of connected dominating set in wireless ad hoc networks [C]//Proceeding of INFOCOM'04. Netherlands: Kluwer Academic Publishers, 2004: 141 - 149.
- [6] Clark B N, Colbourn C J, Johnson D S. Unit disk graphs, discrete mathematics [M]. Pennsylvania: Prentice Hall, 1990: 165 - 177.
- [7] Yin Jianhong, Wu Kaiya. Graph theory and its algorithm [M]. New York: Taylor & Francis Group, 2005: 168 - 179.
- [8] Park M, Wang C, Willson J, et al. A dominating and absorbent set in wireless ad-hoc networks with different transmission range [C]//Proceeding of 8th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC). New York: ACM, 2007: 22 - 31.
- [9] Thai M T, Wang F, Liu D, et al. Connected dominating sets in wireless networks with different transmission ranges [J]. IEEE Transaction on Mobile Computing, 2007, 6 (7): 721 - 730.
- [10] Du D Z, Thai M T, Li Y, et al. Strongly connected dominating sets in wireless sensor networks with unidirectional links [C]//Proceeding of APWEB06. Berlin: LNCS, 2006: 13 - 24.
- [11] Li Mengshi, Liu Tang, Li Linfeng, et al. Nodal sociality-based data forwarding for opportunistic networks [J]. Journal of Sichuan University: Engineering Science Edition, 2013, 45 (5): 57 - 63. [李梦诗, 刘唐, 李林峰, 等. 机会网络中基于节点社会性的数据转发策略 [J]. 四川大学学报: 工程科学版, 2013, 45 (5): 57 - 63.]
- [12] Rosen K H. Discrete mathematics and its applications [M]. 6th ed. Beijing: China Machine Press, 2012.