

一种基于 GEO/MEO 星层组网的卫星网络抗毁路由研究*)

易先清 冯明月 赵 阳 罗雪山

(国防科技大学五院 C⁴ISR 国防科技重点实验室 长沙 410073)

摘要 提出一种新的基于 GEO/MEO 星层组网的抗毁路由算法(DRRA),基于分群管理、群首备份、链路冗余、链路修补的星座结构。在基于卫星移动的动态卫星网络中,在数据包路由抗毁、数据包路由最短延时等方面具有优势。这主要在于:①在充分考虑该卫星网络结构特点的基础上采用卫星分群管理和群首备份机制,以减少网络中冗余信息的流动和对特定中心节点的依赖;②在充分考虑卫星网络运行环境复杂与恶劣的基础上采用星间链路冗余、星间链路修补方案,以降低网络中星间链路失效和/或卫星节点失效对整个卫星网络通信性能的影响。

关键词 卫星网络,全球覆盖,分群管理,抗毁路由

A Destruction-resistant Routing Algorithm of Satellite Network Based on GEO/MEO Constellation

YI Xian-Qing FENG Ming-Yue ZHAO Yang LUO Xue-Shan

(C⁴ISR Key Laboratory of Defense Technology, National University of Defense Technology, Changsha 410073)

Abstract A new Destruction-Resistant Routing Algorithm (DRRA) of satellite network based on GEO/MEO constellation is induced in this paper, DRRA with destruction-resistant routing and shortest delay path is based on the constellation architectures with grouping management, header of group backup, link redundancy, link repair. The reasons is as follows: ①. In order to reduce traffic of redundancy messages and leaning on the focus nodes in satellite network, the mechanism of grouping management and backup of group header is adopted based on taking into account sufficiency the characteristic of GEO/MEO constellation architectures; ②. In order to debase effect of link failure between satellites and/or satellite node failure upon communication capability of satellite network, the blue print of link redundancy and link repair between satellites is introduced based on taking into account sufficiency the complex and abominable operation environments of GEO/MEO constellation.

Keywords Satellite network, Global coverage, Group management, Destruction-resistant route

1 引言

卫星网络系统具有全球覆盖、持续宽带、满足不同业务性能需求的广播通信特点,因此可以为多个终端用户和多种不同应用提供宽带访问解决方案。但要实现包括极地区域的真正意义上的全球性通信覆盖,卫星网络中需采用由中轨星 MEO 和/或低轨星 LEO 组成的极地轨道星座系统,若结合地球同步星 GEO,共同组成一个立体交叉、优势互补的多层星座系统,再通过合理设计,使各星层之间协同运行,就能够构造出一种灵活高效、满足用户和/或任务 QoS 需求的全球性卫星网络。

对于由多个星层组成的复合卫星网络,由于其结构相对单层星座复杂,特别是各星层之间的相对移动为星座的设计/建设与运行/管理带来了极大的难题,其中基于多层星座结构的卫星网络路由问题又是其中亟待解决的关键问题之一。由于构成卫星通信网络的卫星节点置于太空之中,一旦失效,几乎无法修复,特别是在未来的空间攻防中,卫星节点被动失效的概率大大增加,因此研究卫星网络中卫星节点失效对整个卫星网络的影响是专业领域一个十分关注的问题,其中具体表现之一就是卫星网络中考虑卫星节点失效的路由问题。本文正是应此需求而展开研究。

在卫星网络路由研究方面,国内外学者提出了许多基于星际链路的 LEO/MEO 卫星网络路由算法,如 Markus Wer-

ner 等人提出的基于 ATM 的 LEO/MEO 卫星网络路由策略^[1,2], Hong Seong Chang 等人提出的基于 LEO 卫星网络的拓扑设计和路由算法^[3], Vidyashankar V Gounder 等人提出的面向连接的、在简单标记交换基础上发展起来的卫星网络路由算法^[4]等。这些算法在计算路由时采用预先计算的方式,计算后存放在地面或星上的数据库中,需要时随时调用,以减少星上实时计算量,简化卫星功能。这些预先计算的路由算法基于卫星运动的周期性和可预知性,将卫星的运行周期离散化为若干个时间片。借助卫星网络中卫星节点逻辑位置的概念^[5~7],认为在每一个时间片内卫星节点的逻辑位置不变。针对这些已知的、不变的逻辑位置,再采用某种最优化标准,分别计算各个时间片的最佳路由。考虑到各星层卫星之间、星层卫星与地面关口站之间的相对移动,其间不可避免地要进行链路切换(handover),而这些链路切换将导致系统开销和时延抖动的增加。为了减少切换的频率,某些预先计算路由的算法还从全局的角度对各个时间片中的最佳路由选择进行了优化^[8],最后在时间片切换时将相应的最佳路由应用到各个时间片中。

在上述预先计算路由算法中,所有的路由计算都是根据卫星运行的规律提前计算出来的,没有考虑卫星网络运行时的实际状况,如网络拥塞状况,而造成卫星网络系统的性能显著下降。本文针对这种情况并在这些研究的基础上,提出并分析根据卫星网络实际运行状况的一种新的满足未来某种

*)国防预研基金(编号:51406020401KG01)。易先清 副教授,硕士生导师,主要从事 C⁴ISR 系统分析与设计、空间信息栅格等方面的研究;罗雪山 教授,博士生导师,主要研究方向为 C⁴ISR 系统、计算机建模与仿真。

应用需求的基于 GEO/MEO 星座组网的抗毁路由算法 DRRA(Destruction-Resistant Routing Algorithm)。

本文研究共包括 4 个部分,在后续的 3 个部分中:第 2 部分设计基于 GEO/MEO 星座和地面关口站组网的卫星网络抗毁结构,第 3 部分给出基于 GEO/MEO 星座和地面关口站组网的卫星网络抗毁路由所需的定义,第 4 部分分析并给出基于 GEO/MEO 星座和地面关口站组网的卫星网络抗毁路由算法,最后进行性能分析与总结。

2 基于 GEO/MEO 星座组网星座抗毁结构设计

分析卫星网络的组网结构是研究卫星网络通信路由的基础。我们设计了如图 1 所示的基于 GEO/MEO 双层星座和地面关口站的卫星网络结构,本文重点研究基于该卫星网络结构的满足用户与任务需求的抗毁路由方法与算法。

整个卫星网络系统由 GEO/MEO 两个卫星层和地面关极地区



图 1 基于 GEO/MEO 双层星座和地面关口站的卫星网络体系结构

3 定义

下面首先对基于 GEO/MEO 双层星座的组网结构进行定义,以满足其抗毁路由分析需求。

定义 1(分群与群管理者 GH(x)) 设 X 为某 GEO 卫星 G_i 通信覆盖域 A_G 下的一个 MEO 物理分群, A_G 下对应的 MEO 逻辑分群定义为 X', 显然有 X ∈ X', 设 x 为群 X 中卫星, x' 为群中 X' 卫星。GEO 卫星 G_i 便作为群 X 和 X' 中的群管理者, 定义为 GH(x)。

定义 2(群首 H(x)) 定义 H(x) 为 X 群群首, 根据分群时刻群 X 中距离 GEO 卫星 G_i 由近至远, 依次分为首选群首 H₀(x), 第 1 备份群首 H₁(x), 第 2 备份群首 H₂(x), ..., 第 S(X)-1 备份群首 H_{S(X)-1}(x), 这里 S() 是计算物理群 X 大小的函数, 该函数只统计群中 MEO 类型的成员。

首选群首 H₀(x) 为 X 群中分群时刻距离 G_i 最近的 MEO 卫星, 满足:

$$X_0(x) = \arg \min_x \{ |x - G_i|, x \in X \} \quad (1)$$

定义 3(边缘群 EX) 在处于同一半球的 MEO 星座中, 未被 GEO 卫星 G_i 直接覆盖的逻辑群 X' 中成员的集合定义为边缘群 EX, x' 为群 EX 中卫星, 满足:

$$EM(x') = \{ M_{i,j} | M_{i,j} \in (X' - X) \} \quad (2)$$

如果两节点间存在一条直接链路, 定义如下延时函数返回其平均延时, 如果不存在这样的链路, 就返回无穷, 这些函

数分别用于计算定义 5 及后续给出延时测量表和全部链路延时报告。

① GEO 星座: GEO 星座中的 GEO 卫星均匀分布在赤道空空的地球同步轨道面上, 提供全球低纬度区域(+70°~ -70°)的通信覆盖。设 GEO 星座由 N_G (N_G ≥ 3) 颗 GEO 卫星 G_i (i=1, 2, ..., N_G) 组成。

② MEO 星座: MEO 星座由星座中所有 MEO 卫星组成, 并按极轨星座^[10]组织, 提供包括极地区域的全球性通信覆盖。设 MEO 星座由 N_M × M_M 颗 MEO 卫星 M_{i,j} (i=1, ..., N_M, j=1, ..., M_M) 组成, 其中 N_M 是 MEO 星座轨道面数, M_M 为均匀分布在一个轨道面上的卫星数。

③ 地面关口站 TS: 地面关口站 TS(Terrestrial)由分布在地球表面某固定位置的地面用户接收终端设备组成, 提供强大的信息处理与收发能力, 被 GEO 星座或 MEO 星座所覆盖。设地面关口站由 TS_w 座地面关口站 TS_i (i=1, 2, ..., TS_w) 组成。

数分别用于计算定义 5 及后续给出延时测量表和全部链路延时报告。

定义 4(链路延时函数 D(l_{x'→y})) 设 x', y 分别为基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络中直接连接的通信链路(只经过一跳)两端的信源节点和宿节点, 定义 l_{x'→y} 为两通信节点 x', y 间的直连链路, 其延时函数 D(l_{x'→y}) 定义如下:

$$D(l_{x' \rightarrow y}) = \begin{cases} \text{Delay from } x \text{ to } y, \exists l_{x' \rightarrow y} \\ \infty, \text{ otherwise} \end{cases} \quad (3)$$

为了计算卫星网络的路由表, 网络中各通信节点 x' 需要及时测量与其直接相邻的通信节点 y 间的链路延时 D(l_{x'→y}), 然后在两节点间交换这种延时测量值。各通信节点的延时测量值包含在一种称为延时测量表的数据结构中, 这种数据结构组成卫星网络链路延时报告 LDR(Link Delay Report), 基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络的链路延时报告 LDR 定义如下:

定义 5(链路延时报告 LDR) 链路延时报告 LDR 包括 MEO 星座延时报告 MLDR 和 GEO 星座延时报告 GLDR。设 x' 为 MEO 星座的某 MEO 卫星, MEO 星座延时报告 MLDR(x') 定义为一组二元值 {y, D(l_{x'→y})}, 其中 y 是 x' 与 y 间通信链路的目的节点, 可以是地面关口站 TG 或 MEO 卫星 M_{i,j} 或 GEO 卫星 G_i, 关于 MEO 星座的链路延时报告 MLDR(x') 由下式描述:

$$MLDR(x') = \{(TG, D(UDL_{x' \rightarrow TG})) \mid TG = TG_2^x, TG_2^y, \dots, TG_2^{N_{TG}^M(x')-1}\} \cup \{(M, D(ISL_{x' \rightarrow M})) \mid M = M_{i_s, j_s}, s = 0, 1, \dots, N(M_{i_s, j_s}) - 1\} \cup \{(G, D(IOL_{x' \rightarrow G})) \mid x = H_0(x), G = GH(x)\} \quad (4)$$

设某 MEO 卫星 x' :

• 通过用户数据链路 $UDL_{x' \rightarrow TG_k^x}$, 与地面关口站 TG_k^x , $k = 0, 1, \dots, N_{TG}^M(x') - 1$ 相连, 其中 $N_{TG}^M(x')$ 是 MEO 卫星 x' 覆盖区域中地面关口站 TG 的数量;

• 通过星间链路 $ISL_{x' \rightarrow M_{i_s, j_s}}$, 与 x' 直接相邻的其它 MEO 卫星 M_{i_s, j_s} 相连, 其中 $N(M_{i_s, j_s})$ 是 MEO 卫星 x' 直接邻居 M_{i_s, j_s} 的数量;

• 当 MEO 卫星 x 为群中群首时, 通过星际链路 $IOL_{H_0(x) \rightarrow GH(x)}$, 与其群管理者 GEO 卫星 $GH(x)$ 相连。

设 x 为 GEO 星座的某 GEO 卫星, GEO 星座延时报告 $GLDR(x)$ 定义为一组二元值 $\{y, D(l_{x \rightarrow y})\}$, 其中 y 是 x 与 y 间通信链路的目的节点, 可以是地面关口站 TG 或 MEO 卫星 $M_{i, j}$ 或 GEO 卫星 G_i , 关于 GEO 星座的链路延时报告 $GLDR(x)$ 由下式描述:

$$GLDR(x) = \{(TG, D(UDL_{x \rightarrow TG})) \mid TG = TG_2^x, TG_2^y, \dots, TG_2^{N_{TG}^G(x)-1}\} \cup \{(M, D(ISL_{x \rightarrow G})) \mid G = G_0, G_1\} \cup \{(G, D(IOL_{x \rightarrow M})) \mid x = GH(x), M = H_0(x)\} \quad (5)$$

设某 GEO 卫星 x :

• 通过用户数据链路 $UDL_{x \rightarrow TG_k^x}$, 与地面关口站 TG_k^x , $k = 0, 1, \dots, N_{TG}^G(x) - 1$ 相连, 其中 $N_{TG}^G(x)$ 是 GEO 卫星 x 覆盖区域中地面关口站 TG 的数量;

• 通过星间链路 $ISL_{x \rightarrow G}$, 分别与同步轨道上与 x 前后直接相邻的 GEO 卫星 G_0, G_1 相连;

• 通过星际链路 $IOL_{GH(x) \rightarrow H_0(x)}$, 与其管理群群首 MEO 卫星 $H_0(x)$ 相连。

定义 6(群链路延时报告 $GroupLDR(X')$ 与网络链路延时报告 $NetLDR$) 在以某 GEO 卫星 x_G 为群管理者的分群中, 其群链路延时报告包括群管理者收集的链路延时报告 $GLDR(x_G)$ 和其覆盖域下 MEO 星座中的所有 MEO 成员 x_M 的链路延时报告 $MLDR(x_M)$, 其中分为逻辑群 X' 链路延时报告 $GroupLDR(X')$ 和物理群 X 链路延时报告 $GroupLDR(X)$, 分别定义如下:

$$GroupLDR(X') = \{GLDR(x_G) \cup \{\cup MLDR(x'_M)\}, x_G, x'_M \in X'\} \quad (6)$$

$$GroupLDR(X) = \{GLDR(x_G) \cup \{\cup MLDR(x_M)\}, x_G, x_M \in X\} \quad (7)$$

通过上述(6)、(7)式, 群链路延时报告最终在其群管理者 GEO 卫星中合并得到, 在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络中, 其整个通信网络的链路延时报告 $NetLDR$ 由系统中各逻辑群 X' 的群链路延时报告 $GroupLDR(X')$ 在 GEO 星座中各 GEO 卫星之间交换合并形成, 定义如下:

$$NetLDR = \{\cup_X GroupLDR(X')\} \quad (8)$$

定义 7(路径 $P_{s \rightarrow d}$) 定义路径 $P_{s \rightarrow d}$ 为基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络通信网络中源节点 s 至目的节点 d 间的最短延时路径, 它是路径上一系列首尾相接通信链路

$l_{x \rightarrow y}$ 的列表, $l_{x \rightarrow y}$ 可以是系统中不同类型的通信链路, 包括星间链路 ISL_{GEO} 与 $ISL_{MEO \rightarrow MEO}$ 、星际链路 $IOL_{G \rightarrow M}$ 和用户数据链路 $UDL_{G \rightarrow TG}$ 与 $UDL_{M \rightarrow TG}$ 。设 N 路径 $P_{s \rightarrow d}$ 上的节点数, 则路径 $P_{s \rightarrow d}$ 定义为:

$$P_{s \rightarrow d} = \arg \min_i \{\cup_i D(l_{x_i \rightarrow y_i}), \mid x_0 = s, x_i = y_{i-1}, y_{N-1} = d\} \quad (9)$$

定义 8(路由表计算者 $RTC(x)$) 在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络路由方法与算法实现过程中, 路由表的计算由逻辑分群 X' 的群管理者 $GH(x)$ 执行, 完成源节点为群内成员的路由子表计算, 各群同时以分布式异步进行, 完成全网路由表计算。群管理者 $GH(x)$ 失效时由对应的首选群首 $H_0(x)$ 来完成路由计算, 首选群首失效时, 依次由各备份群首充当首选群首角色, 并完成路由子表计算。这些执行路由表计算的群管理者 $GH(x)$ 或群首 $H_0(x)$ 或备份群首 $H_i(x)$ 统称为针对该逻辑分群 X' 的路由表计算者 $RTC(x)$ 。定义如下:

$$RTC(x) = \begin{cases} GH(x), & \exists GH(x) \\ H_i(x) \mid i = 0, 1, \dots, S(X) - 1, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (10)$$

在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络中, 为了充分利用网络中卫星节点运行的可预测性和周期性, 同时又兼顾网络中卫星节点运行状态的动态性和随机性, 在本文针对卫星网络路由的研究过程中, 设计两种类型的路由表: 静态初始路由表 SORT(Static Original Routing Table) 和动态真实路由表 DTRT(Dynamic True Routing Table)。

定义 9(路由表 RT 组成) 路由表 RT 组成包括静态初始路由表 SORT 组成和动态真实路由表 DTRT 组成, 在路由表组成元素上, 这两种路由表相同。由于路由表的计算以逻辑分群 X' 为单位, 在基于某逻辑分群 X' 的路由表 $RT(X')$ 中, 路由表由以逻辑分群 X' 中信源节点 x' 为索引表项组成, 每个表项除一项源节点 s 外, 还包括一个目的域 d 、一个首选下一跳域 x_{fi} 、一个备份下一跳域 x_{bk} 和一个属性域 Att , 记为 $RT_Item_d(s)$, 这里的首选下一跳 x_{fi} 是指 $P_{s \rightarrow d}$ 上的最小代价(本文研究中指链路平均总延时)的第二跳节点, 备份下一跳 x_{bk} 是指 $P_{s \rightarrow d}$ 上的次小代价的第二跳节点, 其中 d 为全网中的任一通信节点。属性域 Att 用于记录首选和备份下一跳类型, 表项定义如下:

$$RT_Item_d(s) = \langle s, d, x_{fi}, x_{bk}, Att \rangle \quad (11)$$

$$RT(X') = \cup \{RT_Item_d(s)\} \quad (12)$$

定义 10(静态初始路由表 SORT) 在充分利用网络中卫星节点运行的可预测性和周期性的基础上, 可以减轻路由表计算者 $RTC(x)$ 的计算负担。针对每一快照周期 T_s , 路由表计算者 $RTC(x)$ 都保存有一张预先计算的静态初始路由表 SORT, SORT 根据卫星网络中卫星轨道的可预测特性和卫星运行的周期性和当时的网络状态为整个卫星网络各路径 $P_{s \rightarrow d}$ 预先计算所得, 以引导数据包按计划路径传输。另外为了使静态初始路由表 SORT 不至过时, 在系统运行的每个系统周期 T 开始处, 或根据实际运行需求触发启动时, 路由表计算者 $RTC(x)$ 采用信息增量修正 IIM 方法完成静态初始路由表 SORT 的重计算。

在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网卫星网络中, 以位于逻辑分群 X' 中的信源节点 s 到网络中某信宿节点 d 的最短路径为例, 定义逻辑分群 X' 路由子表 $SORT(X')$ 和全网路

由表 SORT 如下:

$$SORT(X') = \bigcup_{T_s} \{P_{s \rightarrow d} | s \in X'\} \quad (13)$$

$$SORT = \bigcup_{T_s} SORT(X') \quad (14)$$

定义 11(动态真实路由表 DTRT) 在卫星网络运行过程中的每个快照周期 T_s 的开始时刻,根据系统各通信节点当前收集到的包括邻接链路的状态信息,利用我们提出的一种信息增量修正 IIM 方法,由路由表计算者 $RTC(x)$ 为其管理群 X' 在静态初始路由表 SORT 中路由信息的基础上,通过抽取、复制、修正,建立反映系统网络实际运行状态的基于群 X' 的动态真实路由表 $DTRT(X')$,全网各群 X' 同时以分布式异步生成其动态真实路由表 $DTRT(X')$,各群 $DTRT(X')$ 交换合并形成全网动态真实路由表 DTRT。

在定义形式上,逻辑分群 X' 路由由子表 $DTRT(X')$ 和全网路由表 DTRT 定义与逻辑分群 X' 路由由子表 SORT(X') 和全网路由表 SORT 定义相似,只是其生成时刻存在区别,前者在快照周期 T_s 开始时即时生成,后者在系统周期 T 开始时为每一快照周期 T_s 预先生成并存储。以位于逻辑分群 X' 中的信源节点 s 到网络中某信宿节点 d 的最短路径为例,逻辑分群 X' 路由由子表 $DTRT(X')$ 和全网路由表 DTRT 定义如下:

$$DTRT(X') = \bigcup_{T_s} \{P_{s \rightarrow d} | s \in X'\} \quad (15)$$

$$DTRT = \bigcup_{T_s} DTRT(X') \quad (16)$$

4 抗毁路由方法与算法

我们设计的基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的抗毁路由算法 DRRA 基于双层星座、分群管理、群首备份、链路冗余、链路修补的组网结构和管理模式,具有数据包路由抗毁、数据包路由拥塞回避、数据包路由最短延时等特点。

基于 GEO/MEO 星座组网的抗毁路由算法 DRRA 实现过程主要通过两大步骤来完成,首先建立静态初始路由表 SORT,然后在 SORT 的基础上增量建立动态真实路由表 DTRT。

建立静态初始路由表 SORT:为了减少网上冗余信息,路由表计算者 $RTC(x)$ 首先根据卫星网络卫星轨道的可预测特性和卫星运行的周期性,针对每一快照周期 T_s 内收集的运行状态信息,在系统周期 T 开始时为整个卫星网络中各路径 $P_{s \rightarrow d}$ 预先计算针对各快照周期 T_s 的静态初始路由表 SORT,并按信源节点 s 归属分别存储在对应群的各路由表计算者 $RTC(x)$ 中。

建立动态真实路由表 DTRT:在卫星网络实际运行的过程中,在每一快照周期 T_s 开始时或在某事件触发启动路由表更新时,各群的路由表计算者 $RTC(x)$ 分别从静态初始路由表 SORT 中抽取、复制对应群成员的路由信息,再根据其收集到的来自全网各通信节点的当前状态信息,利用信息增量修正 IIM 方法,进行增量修正,建立反映卫星网络实际运行状态的基于逻辑群 X' 的动态真实路由表 $DTRT(X')$,最后通过交换复合,形成整个卫星网络的动态真实路由表 DTRT 中。并将 $DTRT(X')$ 分发至对应群的各成员中。

在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的卫星网络抗毁路由算法 DRRA 中,链路状态更新主要分成两大类型:周期性更新和事件触发更新。在详细介绍 DRRA 之前先对信息增量修正 IIM 方法进行描述。

4.1 信息增量修正 IIM 方法

根据采用快照周期和事件触发两种方式启动路由表更新,信息增量修正 IIM 方法也设计了周期性修正与触发性修正两种方法:

一种是在卫星网络通信网络拓扑结构未发生预料之内的变化时,基于快照周期 T_s 的周期性修正:在本系统通信网络两次快照周期 T_s 之间,若无通信节点或链路失效,各通信节点间的互连关系保持不变(基于“快照”认为不变,实际连续变化),但链路流量负载的变化以及因卫星移动引起的链路长度变化都将导致链路延时的动态变化,此时信息增量修正 IIM 方法主要是从相应群的 SORT(X') 中提取、复制针对该快照周期 T_s 的 SORT(X'),并对发生链路延时变化的邻接节点根据路由表计算者 $RTC(x)$ 计算新路由信息进行针对性的修正。

另一种情况是在卫星网络通信网络拓扑结构发生预料之内的变化时,基于随机事件的触发性修正:在卫星网络运行的过程中,若网络中通信节点或链路失效,其网络拓扑结构将随之发生变化。通过监视检测网络中的这种通信节点或链路失效,以此随即触发卫星网络中的路由表更新。此时信息增量修正 IIM 方法从相应群的 SORT(X') 中提取、复制基于当前快照周期 T_s 的 SORT(X'),对因网中通信节点或链路失效引起的路由表计算者 $RTC(x)$ 计算进行引导,通知 $RTC(x)$ 只对受通信节点或链路失效影响的相关节点进行路由的重计算,并将重计算的路由信息更新到提取的基于当前快照周期 T_s 的 SORT(X') 中,生成新的相关群的动态真实路由表 $DTRT(X')$ 。这样可以使计算出的路径不再经过失效节点和链路,以便适应新的网络结构。

进行基于信息增量修正 IIM 方法的路由表更新时,以每个快照周期 T_s 内的静态初始路由表 SORT 为基础,由路由表计算者 $RTC(x)$ 从 SORT 中抽取复制建立本快照周期 T_s 的属于本群的 SORT(X'),然后逐项搜索 SORT(X') 中每一表项,并根据收集/交换得到的(8)式定义的全网状态信息报告 NetLDR 检查表项中路径 $P_{s \rightarrow d}$ 上的每一链路 $l_{x \rightarrow y}$ 状态情况,若发生变化, $RTC(x)$ 采用一种称为 Bellman 的分布式异步最短路由算法,启动针对路径 $P_{s \rightarrow d}$ 源节点 s 和目的节点 d 的路由重计算。对于上述第一种情况,将新路径与原路径不同的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 更新到 SORT(X') 中;对于上述第二种情况,则分别将新路径与原路径不同的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 更新到 SORT 和 SORT(X') 中。

抗毁路由算法的实施由延时报告生成、延时报告交换、路由表计算 3 个过程组成。

4.2 延时报告生成

在卫星网络运行的过程中,路由表计算者 $RTC(x)$ 再根据系统各通信节点在当前快照周期收集到的状态信息,利用信息增量修正 IIM 方法,在静态初始路由表 SORT 路由信息的基础上,抽取、复制、修正,建立反映卫星网络实际运行状态的基于群 X' 的动态真实路由表 $DTRT(X')$,最后通过交换复合,形成整个卫星网络的动态真实路由表 DTRT 中。下面对其详细步骤进行设计描述。

(1)准备:每当卫星网络系统周期开始时,路由表计算者 $RTC(x)$ 根据卫星轨道与运行特点,采用 Bellman 算法计算快照周期 T_s 内网络各路径 $P_{s \rightarrow d}$ 列表,为每一快照周期 T_s 建立反映其当时状态的群静态初始路由表 SORT(X'),经过各群交换复合形成全网络的静态初始路由表 SORT,并注册存储

在网络各路由表计算者 $RTC(x)$ 中;

(2)初始化:在每一快照周期 T_s 开始时或事件触发动路由重计算时,路由表计算者 $RTC(x)$ 从其静态初始路由表 $SORT$ 中抽取、复制建立包含其管理群成员,针对本快照周期 T_s 的群静态初始路由子表 $SORT(X')$,为通过信息增量修正 IIM 方法形成管理群成员实际所需的动态真实路由表 $DTRT(X')$ 进行初始化;

(3)延时测量:在每一快照周期 T_s 内或事件触发动路由重计算后,卫星网络中各通信节点 x' 同时分别采用定义 4 中(3)式来监视测量其输出链路上的延时平均值,包括定义 5 中计算(4)和(5)式所需的各个分量: $D(UDL_{x' \rightarrow TG})$ 、 $D(ISL_{x' \rightarrow M})$ 、 $D(IOL_{x' \rightarrow G})$;

(4)延时报告:系统中 MEO 星座的 MEO 卫星 x 测得这些延时测量值后分别传送到其所属群首选群首 $H_0(x)$,然后由 $H_0(x)$ 根据这些延时测量值建立定义 5 中(4)式所示的链路延时报告 $MLDR(x')$ 。网络中 GEO 星座的 GEO 卫星 x 各自直接形成定义 5 中(5)式所示链路延时报告 $GLDR(x)$;

(5)延时发送:首选群首 $H_0(x)$ 形成链路延时报告 $MLDR(x')$ 后,通过链路 $IOL_{x' \rightarrow GH(x)}$ 将其发送到所属群的群管理者 $GH(x)$,群管理者 $GH(x)$ 再将本身测得的链路延时报告 $GLDR(x)$ 添加到 $MLDR(x')$ 共同形成定义 6 中(6)式所示的群链路延时报告 $GroupLDR(X')$ 和定义 6 中(7)式所示的网络链路延时报告 $NetLDR$ 。

4.3 延时报告交换

群管理者 $GH(x)$ 形成所属群 X' 完整的群链路延时报告 $GroupLDR(X')$ 后,便开始在各群 X' 间相互交换、复合各自形成的这些群链路延时报告 $GroupLDR(X')$,以获取整个卫星网络拓扑结构的全部状态信息 $NetLDR$ 。

虽然延时报告的交换主要发生诸群群管理者 $GH(x)$ 之间,但根据群管理者 $GH(x)$ 失效与否,延时报告交换包含以下 4 种情况:

(1)当卫星网络中 GEO 星座无 GEO 卫星失效时,延时报告交换发生在 GEO 星座中诸卫星之间。

①在系统 GEO 星座中,充当群管理者 $GH(x)$ 的某 GEO 卫星 G_i 将其群链路延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 通过星间链路 $ISL_{G_i \rightarrow G_{i\pm 1}}$ 发送到同步轨道面上与其左右相邻的两个 GEO 邻居 G_{i-1} 和 G_{i+1} ;

②两邻居卫星 G_{i-1} 或 G_{i+1} 在接收到延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 后,分别检查以前是否已经接收到该报告,如果是,则丢弃,否则存储保留并按相同方向分别向下一邻居 G_{i-2} 或 G_{i+2} 转发,按相同方向可以保证不向原发送卫星 G_i 转发。如图 2 所示。

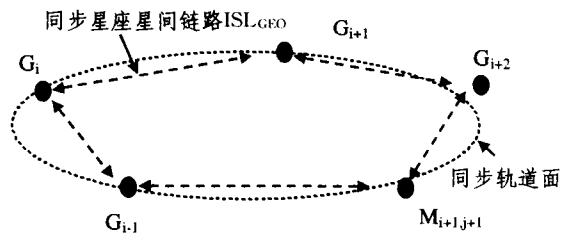


图 2 GEO 同步星座各星间延时报告交换

③通过星间链路 $ISL_{G_{i\pm 1} \rightarrow G_i}$, GEO 卫星 G_i 同样将收到来两邻居卫星 G_{i-1} 和 G_{i+1} 的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i-1})$ 和 $GroupLDR(X'_{i+1})$,分别检查以前是否已经接收过该报告。如果是,则丢弃,否则存储保留并按相同方向向下一邻居 G_{i+1} 或 G_{i-1} 转发,即不向原发送卫星 G_{i-1} 和 G_{i+1} 转发;

④GEO 卫星 G_i 将接收到的来自两邻居卫星 G_{i-1} 和 G_{i+1} 的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i-1})$ 和 $GroupLDR(X'_{i+1})$ 分别与自身的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 合并,形成多个 GEO 管理群的网络链路延时报告 $NetLDR(X'_i)$,然后将逐步接收到后续的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i-2})$ 和 $GroupLDR(X'_{i+2})$, ..., 并将其与原网络链路延时报告 $NetLDR(X'_i)$ 再次合并复合, ..., 当复合的 GEO 卫星数达到 GEO 星座中正常工作的卫星数后形成整个卫星网络的链路延时总报告 $NetLDR$,并停止转发过程和上述复合过程。

(2)当卫星网络中 GEO 星座存在失效卫星(设 G_{i-1})时,延时报告交换发生在 GEO 星座中诸正常卫星和 GEO 失效卫星管理群群首卫星 $H_0(x_{i-1})$ 之间。

在卫星网络运行的过程中,因某种原因致使 GEO 星座中某 GEO 卫星 G_{i-1} 失效时,或应某种特定需求需要 GEO 星座中某 GEO 卫星 G_{i-1} 关闭时,延时报告交换发生在 GEO 星座中正常工作的 GEO 卫星与失效卫星 G_{i-1} 原管理群群首 $H_0(x_{i-1})$ 之间。为了降低延时报告交换过程中失效的 GEO 卫星 G_{i-1} 对 MEO 星座产生的压力,待失效卫星 G_{i-1} 原管理群群首 $H_0(x_{i-1})$ 在 MEO 星座中完成收集群链路延时报告后,按最短延时路径通过多跳星间链路 $ISL_{MEO \rightarrow MEO}$ 转发至 G_i 和 G_{i-2} 所管理群群首 $H_0(x_i)$ 和 $H_0(x_{i-2})$,再由相应群首通过单跳星间链路 $IOL_{MEO \rightarrow GEO}$ 传递至相邻群管理者 $GH_0(x_i)$ 和 $GH_0(x_{i-2})$,如图 3 所示。待各正常工作的 GEO 卫星形成完整的整个系统网络的链路延时总报告 $NetLDR$ 后,再通过逆向星间链路 $IOL_{GEO \rightarrow MEO}$ 将该 $NetLDR$ 转发至 $H_0(x_{i-1})$,完成整个卫星网络存在 GEO 卫星失效情况下的链路延时总交换。具体详细过程如下:

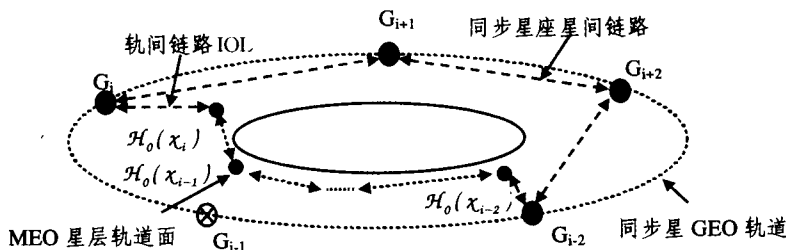


图 3 GEO 同步星座各星间延时报告交换

①失效卫星 G_{i-1} 原管理群群首 $H_0(x_{i-1})$ 在 MEO 星座中完成收集群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i-1})$ (实际上是定

义 6 的(6)式中不包括 $GLDR(x_G)$ 群链路延时报告)后,按最短延时路径通过多跳星间链路 $ISL_{MEO \rightarrow MEO}$ 转发至 G_i 和 G_{i-2}

所管理群首 $H_0(x_i)$ 和 $H_0(x_{i-2})$, 转发过程为 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_i)}$ 和 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i-2})}$; 再由群首 $H_0(x_i)$ 和 $H_0(x_{i-2})$ 分别通过单跳星际链路 $IOL_{H_0(x_i) \rightarrow GH(x_i)}$ 、 $IOL_{H_0(x_{i-2}) \rightarrow GH(x_{i-2})}$ 传递至相邻群管理者 $GH_0(x_i)$ 和 $GH_0(x_{i-2})$, 也就是 GEO 星座中的正常工作的 GEO 卫星 G_i 和 G_{i-2} , 若 GEO 卫星 G_i 和 G_{i-2} 亦失效, 则继续向下搜索次相邻群, ...;

②待上述步骤完成后, 延时报告交换只发生在 GEO 星座中, 过程与 1. 中类似; GEO 星座同步轨道面上的各正常工作的 GEO 卫星 G_i 在完成收集其群链路延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 后, 通过链路 $ISL_{G_i \rightarrow G_{i+1}}$ 将其发送到同步轨道面上与其相邻的正常工作的邻居卫星 G_{i+1} ;

③邻居卫星 G_{i+1} 在接收到延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 后, 检查以前是否已经接收过该报告, 如果是, 则丢弃, 否则存储保留并分别向下一邻居 G_{i+2} 转发, 但不转发给原发送卫星 G_i ;

④GEO 卫星 G_i 同样将收到来自邻居卫星 G_{i+1} 的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i+1})$, 分别检查以前是否已经接收过该报告, 如果是, 则丢弃;

⑤GEO 卫星 G_i 在接收到的来自邻居卫星 G_{i+1} 的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i+1})$ 后, 分别将其与群 X'_{i-1} 群延时报告 $GroupLDR(X'_{i-1})$ 和自身的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_i)$ 合并, 形成多个 GEO 管理群的网络链路延时报告 $NetLDR(X'_i)$, 然后将逐步接收到后续的群链路延时报告 $GroupLDR(X'_{i+2})$ 和 $GroupLDR(X'_{i-2})$, ..., 并将其与原网络链路延时报告 $NetLDR(X'_i)$ 再次合并复合, ..., 当复合的 GEO 卫星数达到 GEO 星座中正常工作的卫星数后形成整个卫星网络的链路延时总报告 $NetLDR$, 并停止 GEO 星座中的转发过程和上述复合过程;

⑥在与失效卫星 G_{i-1} 邻近的 GEO 卫星 G_i 或 G_{i-2} 形成整个卫星网络全网的链路延时总报告 $NetLDR$ 后, 分别通过星际链路 $IOL_{GH(x_i) \rightarrow H_0(x_i)}$ 、 $IOL_{GH(x_{i-2}) \rightarrow H_0(x_{i-2})}$ 将其传递至相应群首 $H_0(x_i)$ 或 $H_0(x_{i-2})$, 群首 $H_0(x_i)$ 或 $H_0(x_{i-2})$ 按最短延时路径再分别通过星间链路 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_i)}$ 和 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i-2})}$ 将其转发至失效卫星 G_{i-1} 原管理群首 $H_0(x_{i-1})$, 并检查以前是否已经接收过该报告, 如果是, 则丢弃, 从而完成整个卫星网络全网的链路延时总报告 $NetLDR$ 的交换。

(3) 当卫星网络中 GEO 星座中诸卫星全部失效时, 延时报告交换只发生在 MEO 星座不同群的群首之间。

在卫星网络运行的过程中, 因某种原因致使 GEO 星座中所有 GEO 卫星失效时, 或应某种特定需求需要 GEO 星座中所有 GEO 卫星关闭时, MEO 星座中各分群群首 $H(x)$ 并不将形成的链路延时报告 $MLDR(X')$ 向原群管理者 $GH(x)$ 传递, 而是向 MEO 星座中与其左右相邻的逻辑群首按最短延时路径通过星间链路 $ISL_{MEO \rightarrow MEO}$ 进行多跳转发, 即延时报告交换只发生在 MEO 星座中各群群首 $H(x)$ 之间。

此时, MEO 星座中各卫星依然按原设计方案基于 GEO 卫星的位置与覆盖进行分群, 只是 GEO 星座失效导致两星座间因无星际链路 $IOL_{GEO \rightarrow MEO}$ 而没有实际的信息交换。这样考虑的目的是: 一是待 GEO 恢复工作时可以立即恢复建立两星座间的星际链路 $IOL_{GEO \rightarrow MEO}$, 启动全卫星网络的协同工作, 显然也可以减小系统的恢复时间; 二是可以在 MEO 星座继续执行原路由策略, 降低路由策略的复杂性。另外与其

它单层星座分群方案^[3]相比, 本文中提出的针对 MEO 星座的分群方案同样也可以提高星座通信性能。当通过监视检测 GEO 星座发现 GEO 卫星全部失效时, 全部 GEO 卫星失效时延时报告交换具体过程如下:

①针对 MEO 星座中的每一群 X'_i , 其群首 $H_0(x_i)$ 并不将形成的链路延时报告 $MLDR(X'_i)$ 传递至原群管理者 $GH(x)$, 而是通过星间链路 $ISL_{H_0(x_i)} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i-1})}$ 和 $ISL_{H_0(x_i)} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i+1})}$ 在 MEO 星座中同期向其相邻群 X'_{i-1} 和 X'_{i+1} 的群首 $H_0(x_{i-1})$ 和 $H_0(x_{i+1})$ 进行多跳转发;

②当群 X'_i 的相邻群 X'_{i-1} 和 X'_{i+1} 的群首 $H_0(x_{i-1})$ 和 $H_0(x_{i+1})$ 接收到链路延时报告 $MLDR(X'_i)$ 后, 分别检查以前是否已经接收过该报告, 如果是, 则丢弃, 否则存储保留并按相同方向通过星间链路 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i-2})}$ 和 $ISL_{H_0(x_{i+1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_{i+2})}$, 向下一相邻群 X'_{i-2} 和 X'_{i+2} 的群首 $H_0(x_{i-2})$ 和 $H_0(x_{i+2})$ 转发。与此同时, 群 X'_i 的群首 $H_0(x_i)$ 也判断接收到来自相邻群 X'_{i-1} 和 X'_{i+1} 的群首 $H_0(x_{i-1})$ 和 $H_0(x_{i+1})$ 通过星间链路 $ISL_{H_0(x_{i-1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_i)}$ 和 $ISL_{H_0(x_{i+1})} \rightarrow \dots \rightarrow ISL_{H_0(x_i)}$ 转发的链路延时报告 $MLDR(X'_{i-1})$ 和 $MLDR(X'_{i+1})$;

③针对 MEO 星座中的每一分群群首 $H_0(x_i)$, 每当群首 $H_0(x_i)$ 接收到来自左右相邻群群首 $H_0(x_{i-1})$ 和 $H_0(x_{i+1})$ 转发而来的新的链路延时报告 $MLDR(X'_{m-1})$ 和 $MLDR(X'_{m+1})$ ($m=1, \dots, i, \dots, N_G, N_G$ 为 GEO 卫星数, 即分群数) 按相同方向向下转发时, 群首 $H_0(x_i)$ 还将其接收的 $MLDR(X'_{i-1})$ 或 $MLDR(X'_{i+1})$ 与自身收集的链路延时报告 $MLDR(X'_i)$ 复合, 增量形成新的延时报告 $MLDR(X'_i)$;

④上述②、③过程重复, 直到复合的群首数达到 MEO 星座中正常工作的全部群首数后形成整个 MEO 星座的链路延时总报告 $MLDR$, 群首停止转发过程和上述复合过程, 系统全网最终完成延时报告交换。

(4) 当卫星网络中 GEO 星座与 MEO 独立工作时, 延时报告交换分别发生在 GEO 星座中各卫星和 MEO 星座中不同群群首之间。

在卫星网络分期建设的过程中, 或在上述卫星网络运行过程中应某种需求需要 GEO 星座与 MEO 星座独立运行时, 各星座独立进行延时报告交换, 其中 GEO 星座的延时报告交换按上述(1)中描述的步骤进行, MEO 星座的延时报告交换按上述(3)中描述的步骤进行。

4.4 路由表计算

在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的卫星网络中, 为了降低路由表计算过程中对卫星网络资源的占用率, 和提高路由表计算者进行路由决策时的计算效率^[11], 采用群中集中与群间分布计算相结合的方法进行整个系统通信网络路由表的计算与重计算, 具体为: 按逻辑分群由群中路由表计算者 $RTC(x)$ 进行群内各节点成员路由表的统一集中计算, 各不同群由各自的路由表计算者 $RTC(x)$ 采用分布异步的方式分别计算各群(成员)的路由表。当卫星网络各星座协同工作时, 网络路由表计算主要由充当群管理者的卫星 $GH(x)$ 或 $H_0(x)$ 完成; 在 GEO 星座卫星全部失效或两星座独立运行时, 各星座的路由表计算由各星座独立完成, 其中 MEO 星座路由表计算由其中充当群首的 MEO 卫星 $H_0(x)$ 完成。下面针对两种情况分别研究:

(1) 当卫星网络中 GEO 星座与 MEO 星座协同工作时, 由路由表计算者 $RTC(x)$ 分别为其管理群计算全系统范围内

的路由表 $SORT$ 和 $DTRT$ 。

前面提到,在基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的卫星网络中存在两种类型的路由表:注册和存储在路由表计算者 $RTC(x)$ 中包含各快照周期 T_s 的静态初始路由表 $SORT$,和仅发送到 X' 群中各节点成员、针对当前快照周期 T_s 实时计算所得的分群动态真实路由表 $DTRT(X')$ 。具体计算过程如下。

第一步:静态初始路由表 $SORT$ 计算—在系统正常运行后的每个系统周期 T 开始处,或根据网络运行需求随机需要(包括在整个卫星网络建设初期),启动路由表计算者 $RTC(x)$ 计算静态初始路由表 $SORT$ 。算法如下:

```

for  $\forall$  Tor to be called
  for  $\forall T_s \in T$ 
    for  $\forall x, y \in X'$ 
      Test  $D(l_{x \rightarrow y})$ 
      Get  $MLDR(x')$  on formula(4)
      Get  $GLDR(x)$  on formula(5)
      Get  $GroupLDR(X')$  on formula(6)
    end for
    Product  $NetLDR$  on formula(8)
    for  $\forall s \in X'$ 
       $RTC(x')$  Calculate  $P_{s \rightarrow d}$  on formula(9) and Bellman
      Product  $SORT(X')$  on formula(13)
      Product  $SORT$  on formula(14)
    end for
  end for
end for

```

第二步:各群动态真实路由表 $DTRT(X')$ 计算—当卫星网络按两星座协同组网运行时,在每一快照周期 T_s 内或事件触发更新期间,GEO 星座中充当逻辑分群的 X' 群管理者 $GH(x)$ 在经过链路延时报告的生成、汇集、交换之后,都具有一份反映系统当前运行状态的网络各节点及链路的全网链路延时报告 $NetLDR$,基于该当前全网链路延时报告 $NetLDR$ 和反映网络全局运行规律的静态初始路由表 $SORT$,路由表计算者 $RTC(x)$ 开始计算满足卫星网络当时运行需求的各群动态真实路由表 $DTRT(X')$ 。

为了减小路由表表项数目,减低计算复杂度,降低路由表在传输转发过程中通信资源占有率,路由表计算者 $RTC(x)$ 只为其所属群 X' 中的各成员计算到全网各目的节点的最短路由信息,基于全局链路延时报告 $NetLDR$, $RTC(x)$ 采用分布式异步 Bellman 最短路径算法^[11] 进行动态真实路由表 $DTRT(X')$ 的计算。

各群动态真实路由表 $DTRT(X')$ 的计算具体过程如下:

①从 $SORT$ 中抽取 $SORT(X')$ 。

路由表计算者 $RTC(x)$ 从 $SORT$ 中按定义 11 的(15)式中抽取、拷贝、建立一张对应当前快照周期 T_s ,信源节点 s 属于群 X' 中成员的静态初始路由表 $SORT(X')$,各表项包括〈源节点 s ,目的节点 d ,首选下一跳节点 x_{fi} ,备选下一跳节点 $x_{tk}, Attr$ 〉,源节点 s 至下一跳节点 x_{fi} 或 x_{tk} 的链路类型由节点中配置信息及 $Attr$ 确定:

```

do  $\forall P_{s \rightarrow d} \in SORT$ 
  if  $s \in X'$ 
     $SORT(X') = \cup P_{s \rightarrow d}$ 
  end if
while( $T_s = Now$ )

```

②采用 IIM 方法修正路由。

根据收集、汇集、交换而得到的当前快照周期 T_s 内或事件触发路由更新期间的全网络链路延时报告 $NetLDR$,路由表计算者 $RTC(x)$ 扫描静态初始路由表 $SORT(X')$ 中的每一表项,检查其源节点 s 至目的节点 d 路径上的每一跳链路中是否存在链路延时变化(如链路失效或阻塞时链路延时值为无穷而引起的延时抖动)。若无延时变化的链路,则继续扫

描下一表项,当完成 $SORT(X')$ 表项扫描后跳出结束循环,所得到的 $SORT(X')$ 就是 $DTRT(X')$;否则,若发现路径存在延时变化链路,则根据当前 $NetLDR$ 采用 Bellman 最短路径算法重新计算源节点 s 至目的节点 d 的最短路径 $P_{s \rightarrow d}$,此时分两种情况:

若是按快照周期 T_s 启动的路由更新,根据计算所得的关于源节点 s 至目的节点 d 新路径 $P_{s \rightarrow d}$ 中的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列,对比 $SORT(X')$ 中原路径 $P_{s \rightarrow d}$ 的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列,若发现某链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表中新旧序列存在差异,则用新路径 $P_{s \rightarrow d}$ 中的 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列更新替换 $SORT(X')$ 中原路径 $P_{s \rightarrow d}$ 对应的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列。

若是节点失效或链路失效等事件触发启动的路由更新,根据计算所得的关于源节点 s 至目的节点 d 新路径 $P_{s \rightarrow d}$ 中的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列,对比 $SORT(X')$ 中原路径 $P_{s \rightarrow d}$ 的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列,若发现某链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表中新旧序列存在差异,则用新路径 $P_{s \rightarrow d}$ 中的 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列同时更新替换静态初始路由表 $SORT$ 和 $SORT(X')$ 中原路径 $P_{s \rightarrow d}$ 对应的链路 $l_{x \rightarrow y}$ 列表序列,形成 $DTRT(X')$ 和新的 $SORT$ 。算法如下:

```

for  $\forall P_{s \rightarrow d}^d \in SORT(X')$ 
  for  $\forall l_{x_i \rightarrow y_i}^d \in P_{s \rightarrow d}^d$ 
     $x_0 = s, i = 0$ 
    if  $D(l_{x_i \rightarrow y_i}^d) \neq D(l_{x_{i-1} \rightarrow y_{i-1}}^d) \langle NetLDR \rangle$ 
       $i = i + 1, x_i = y_{i-1}$ 
    else
       $RTC(x')$  Calculate  $P_{s \rightarrow d}^d$  by calling 'Bellman'
      if  $Event(D(l_{x_i \rightarrow y_i}^d) = \infty) = True$ 
        delete  $P_{s \rightarrow d}^d$  in  $SORT$ 
         $SORT = \cup P_{s \rightarrow d}^d$ 
        delete  $P_{s \rightarrow d}^d$  in  $SORT(X')$ 
         $SORT(X') = \cup P_{s \rightarrow d}^d$ 
      end if
      break
    end if
  end for
end for
 $DTRT(X') = SORT(X')$  on formula(15)

```

在上述算法中,delete $P_{s \rightarrow d}^d$ in $SORT$ 和 delete $P_{s \rightarrow d}^d$ in $SORT(X')$ 分别用于删除 $SORT$ 和 $SORT(X')$ 中过时的路径 $P_{s \rightarrow d}^d$ 。根据 $P_{s \rightarrow d}^d$ 在 $SORT$ 和 $SORT(X')$ 中基于相邻链路首尾节点相接的表项关系进行删除,从源节点 s 索引开始删除 $l_{s \rightarrow y_0}^d$,以该链路 $l_{s \rightarrow y_0}^d$ 的目的节点 y_0 索引下一表项进行删除链路 $l_{y_0 \rightarrow y_1}^d$,又以该链路 $l_{y_0 \rightarrow y_1}^d$ 的目的节点 y_1 索引下一表项进行删除链路 $l_{y_1 \rightarrow y_2}^d$,一直重复下去,直到下一索引节点为目的节点 d 为止。其算法为:

```

for  $\forall l_{x_i \rightarrow y_i}^d \in P_{s \rightarrow d}^d$ 
   $x_0 = s, i = 0$ 
  do
    delete  $l_{x_i \rightarrow y_i}^d$  in  $SORT$  or  $SORT(X')$ 
     $i = i + 1, x_i = y_{i-1}$ 
  while( $y_{i-1} \neq d$ )
  end for

```

③交换修正后的 $SORT$ 。

在针对每一分群的各路路由表计算者 $RTC(x)$ 中,均保存有针对全网的静态初始路由表 $SORT$ 以及针对其分群的静态初始路由表 $SORT(X')$ 和动态真实路由表 $DTRT(X')$,其中静态初始路由表 $SORT(X')$ 和动态真实路由表 $DTRT(X')$ 实际上是存储在同一空间在不同时期的不同路由表形式。当发生路由表中路径更新替换时,从上述②中路由算法可以看出,针对某群 X' 的路由表计算者 $RTC(x)$ 中的 $SORT$ 与 $SORT(X')$ 均发生修正,修正后的 $SORT(X')$ 即为该群 X' 的 $DTRT(X')$ 。但是修正后 $SORT$ 的仍然局限于群 X' ,因此必须将其交换到其它群的路由表计算者 $RTC(x)$ 中,以备其它群可以全网寻址。

此时基于全网的 $SORT$ 交换修正采用如下方法:若某群

X' 的静态初始路由表 $SORT(X')$ 因网络拓扑结构变化发生修正, 则将 $SORT(X')$ 发送到网络中其它各路由表计算者 $RTC(x)$, 由 $RTC(x)$ 根据按 $SORT(X')$ 的变化情况修正原始 $SORT$, 形成快照周期 T_s 内新的 $SORT$, 以备后用。若 $SORT(X')$ 并未发生修正, 则不执行此操作。

④转发/分发 $DTRT(X')$ 。

通过上述②中的路由算法, 路由表计算者 $RTC(x)$ 为本快照周期 T_s 建立本群所属的动态真实路由表 $DTRT(X')$, 再通过星际链路 $IOL_{GEO \rightarrow MEO}$ 传送至群首 $H_0(x)$, 若 $RTC(x)$ 就是群首 $H_0(x)$ 则不执行此步骤。然后由群首 $H_0(x)$ 按 $DTRT(X')$ 中各表项的源节点 s 分发至群 X' 中各成员节点 s , 在各成员节点中表项缩为〈目的节点 d , 首选下一跳节点 x_{fi} , 备选下一跳节点 $x_{ak}, Attr$ 〉。

(2) 在 GEO 星座卫星全部失效或两星座独立运行时, 各星座的路由表 $DTRT$ 计算由各星座独立完成。

针对基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的卫星网络, 在建设初期或根据网络运行需求需要两星座独立运行时, 或在 GEO 星座卫星全部失效时, 各星座的路由表的重计算由各星座独立完成。其中 GEO 星座路由表计算简单, 各 GEO 卫星分别收集状态信息并交换后调用 Bellman 算法进行路由重计算。而 MEO 星座路由表计算则仍按分群模式管理, 由其群首 $H_0(x)$ 充当群管理者完成路由重计算, 过程与上述类似, 不再重述。

5 抗毁路由算法性能分析与总结

下面从算法的星上计算开销/存储开销和链路通信资源开销的角度比较分析其实施复杂性。

5.1 星上计算开销/星上存储开销

为了简明分析, 设 m, n 分别为 GEO 和 MEO 星座中 GEO 和 MEO 卫星数。

通过前面对卫星网络抗毁路由算法 $DRRA$ 的设计描述可知, 该算法的复杂性主要体现在全网链路状态 $NetLDR$ 更新的复杂性和路径 $P_{s \rightarrow d}$ 计算的复杂性上。在已有研究中, 有 $SGRP$ ^[12,13] 和 $MLSR$ ^[14] 可以归类于基于星上计算的卫星网络路由。下面从星上计算开销和存储开销的角度讨论 $DRRA$ 、 $SGRP$ 、 $MLSR$ 和星上全分布式路由算法 $FDIS$ (Full Distributed) 的复杂性。

对于需要进行卫星网络各通信节点间实现泛洪链路状态通告, 和各通信节点路由表独立计算的全分布式路由算法 $FDIS$, 如选用 $Dijkstra$ 最短路径算法时计算复杂度为 $O((m+n)^2)$ 。对于 $SGRP$ 和 $MLSR$ 路由算法, 由于高层卫星负责为底层所有卫星路由表的计算, 因此网络中底层卫星的总节点数目直接影响高层卫星的星上计算开销, 其计算复杂度分别为 $O(m^2+n^2)$ 。而在我们设计抗毁路由算法 $DRRA$ 算法中, 由于高层卫星 GEO 仅负责所管理群内各成员路由表的计算, 且计算时采用信息增量修正 IIM 方法, 从以下分析可以看出, 其计算复杂度远小于 $SGRP$ 和 $MLSR$ 路由算法的计算复杂度。

抗毁路由算法 $DRRA$ 算法的星上计算开销主要考虑路由表计算者 $RTC(x)$ 计算多路径路由的代价, 复杂性为 $m \times S(X') \times C(k)$, 其中 $S(X')$ 为 MEO 星座逻辑分群大小, $C(k)$ 为 k 路分布式最短路径算法 Bellman 的计算复杂度, 而网络中的分群成员 MEO 卫星只需依据路径转 $P_{s \rightarrow d}$ 发源节点的路由数据, 其操作只是比较和偏移运算, 而不用进行星上路由计算,

计算复杂性仅为 $O(1)$ 且与网络中节点数目无关。即使发生 GEO 失效的情况, 也只是有分群群首代替, 网络复杂性依然为 $m \times S(X') \times C(k)$, MEO 星座中也只有极少数充当 $RTC(x)$ 的成员进行路由计算。因此, 在 $DRRA$ 算法中, 网络内绝大部分节点 (MEO 星座) 的星上计算开销都非常低, 只有路由表计算者 $RTC(x)$ 需要进行多路径路由计算而引入一定的计算开销, 其复杂度主要依赖 Bellman 算法的计算复杂度。此外路由表计算者 $RTC(x)$ 一般为 GEO 卫星, 具有较强的星上处理能力, 可以在全网中平衡计算负载。同时, 路由转发任务主要由距离群管理者 $CH(x)$ 最近的群首 MEO 卫星将接收自 $CH(x)$ 的分群路由表分发给群内各成员, 因此能够更好地在不同 MEO 卫星之间分担星上资源消耗。

星上存储开销是衡量星上路由机制复杂性的另一项重要指标。对全分布式路由算法 $FDIS$ 来说, 网络中每个卫星节点都需要独立存储一个网络连接矩阵和一张路由表, 其总的存储复杂度为 $O((m+n)^2)$ 。在 $SGRP$ 中, 网络中的 GEO 卫星需要存储一个大小为 $O(m^2 \times n^2)$ 的连接矩阵, 并且 GEO 卫星和 MEO 卫星都存储大小为 $O(m \times n)$ 的路由表。 $MLSR$ 算法与 $SGRP$ 类似, 网络中 GEO 卫星和 MEO 卫星都是进行状态存储的节点。而在 $DRRA$ 算法中, 系统中只有 $RTC(x)$ 成员需要在星上存储大小为 $O(m+n)$ 的全网链路状态信息库 $NetLDR$, MEO 星座中群首需要在星上存储大小为 $O(S(X'))$ 的链路状态群信息库 $MLDR(X')$, 网络中的其它大部分通信节点均无需保存这些信息, 只存储群中成员大小为 $O(S(X'))$ 的路由表子表, 因此 $DRRA$ 算法的最大存储复杂度为 $O(m^2+m \times n+n)$ 。

从上述分析可以得知, 与其它星上路由机制相比, 由于抗毁路由算法 $DRRA$ 算法充分利用了分层卫星网络的结构特点, 其星上计算开销和星上存储开销主要由指定的具有较强星上处理能力的群管理者 GEO 卫星和与群管理者最近的群首 MEO 卫星承担, 而普通卫星节点的星上开销非常低, 且路由表计算者 $RTC(x)$ 利用信息增量修正 IIM 方法只对发生状态变化的节点重计算路由, 未发生状态变化的节点路由仅从 $SORT$ 中抽取复制得到, 并将状态变化持久有效 (如节点或链路失效) 形成的新路由记录至 $SORT$ 中以便后用, 因此单节点路由计算的复杂度较其它相关算法要低, 因此该算法能够较好地适用于基于分层的卫星网络环境。

5.2 链路通信资源开销

在基于多个星座的复合卫星网络系统结构中, 各通信节点间的链路通信资源开销也是衡量其组网结构和路由算法的一项重要指标。卫星网络链路通信资源开销与星座规模、路由更新周期、链路状态更新机制等因素相关。在我们提出的基于 GEO/MEO 双层星座联合组网的卫星网络抗毁路由算法 $DRRA$ 中, 其链路状态更新机制充分利用了 GEO 卫星通信覆盖域与 MEO 星座之间的覆盖关系和各星座的运行特点, 通过分群来实现分布与集中相结合的路由更新策略, 使服务路由更新的链路状态延时报告首先通过各分布群群中各成员 x' 收集, 然后同期汇集到各群群首 $H_0(x)$, 再通过各分布群的群首 $H_0(x)$ 传送至相应群管理者 $CH(x)$, 各群管理者 $CH(x)$ 再全面交换形成路由计算所需的全网链路延时总报告 $NetLDR$, 从而降低网络中传送的总链路状态通告数目。

$DRRA$ 、 $SGRP$ 和 $MLSR$ 三种路由算法的共同特点是 MEO 层的链路状态信息都汇报至高层 GEO 卫星并在高层 GEO 星座范围内广播交换。尽管 $SGRP$ 算法根据 MEO 卫

星的覆盖域把 MEO 卫星分组以实现层次性链路状态更新,由 MEO 卫星汇总覆盖域内所有 MEO 卫星的链路状态通告,但引入的 MEO 层卫星不仅增加了网络中的卫星数目,而且在 MEO 层星座仍需广播汇总后的 MEO 层链路状态通告,从而使其总通信开销远大于 DRRA 算法的星间通信开销。而对于 MLSR,采用 GEO、MEO、LEO 三层星座的组网结构,网络中的卫星总数最多,组网结构也最复杂,尽管各层星座路由信息的计算均由上一层星座完成,LEO 星座的路由信息的计算在 MEO 星座细化完成,但仍需 GEO 星座进行全网通信节点及其邻接链路状态信息的收集,因此 MEO 星座处理最复杂,GEO 与 MEO 星座之间星际链路 $IOL_{GEO \rightarrow MEO}$ 上的辅助通信负载最重,即 MLSR 算法的星间通信开销最大。而抗毁路由算法 DRRA 的通信资源开销主要包括群内成员状态收集与路由信息的分发、星座间群首与群管理者之间的状态与路由信息的传递、以及各路由表计算者之间 $RTC(x)$ 的状态与路由信息的通告交换,相对 SGRP 和 MLSR 两种路由算法,抗毁路由算法 DRRA 的通信资源开销是最小的。

总结 本文提出了一种新的基于 GEO/MEO 星层组网的抗毁路由算法 DRRA 具有计算复杂度相对较低、存储容量相对较小、支持卫星节点失效运行的特点和功能。这主要基于:①卫星网络中通信节点间链路冗余设计方案;②卫星网络中通信节点失效时间间隔失效节点视距范围内次相邻节点链路修补方案;③MEO 星座分群群首失效时采用群首选择备份机制;④卫星网络中分群群管理者失效时采用群首兼容群管理者功能的角色扩充机制。另外较其它相关算法而言,提出的路由算法在计算/存储复杂度以及通信资源占用率和数据包路由最短延时等方面具有优势,这主要是提出:①基于 GEO 通信覆盖域的 MEO 星座分群管理机制;②通过分群来实现

分布与集中相结合的路由更新策略;③基于状态更新的信息增量修正 IIM 路由计算方法;④卫星网络中通信节点间链路冗余设计方案。

参考文献

- 1 Werner M, et al. ATM-Based Routing in LEO/MEO Satellite Networks with Intersatellite Links. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(1)
- 2 Werner M. A Dynamic Routing Concept for ATM-Based Satellite Personal Communication Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(8)
- 3 Chang H S, et al. Topological Design and Routing for Low-Earth Orbit Satellite Networks. In: Proc. of IEEE GLOBECOM, 1995. 529~535
- 4 Gounder V V, Prakash R, Abu-Anlra H. Routing in LEO-based satellite networks. In: Proc. of IEEE Emerging Technologies Symp. Wireless Communications and Systems, Apr 1999
- 5 Chang H S, Kim B W, Lee C G, et al. FSA-based link assignment and routing in low-Earth orbit satellite networks. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 1998, 47(3): 1037~1048
- 6 Werner W, Berndt G, Edmaier B. Performance of optimized routing in LEO intersatellite link networks. In: Proceedings of IEEE 47th Vehicular Technology Conference, vol 1, May 1997. 246~250
- 7 Ekici E, Akyildiz I F, Bender M D. A distributed routing algorithm for datagram traffic in LEO satellite networks. IEEE/ACM Transaction on Networking, 2001, 9(2): 137~147
- 8 白建军. 天基信息系统组网关键技术研究:[学位论文]. 国防科技大学, 2005
- 9 易先清, 赵阳, 罗雪山. 一种基于 GEO MEO 星层组网的结构组织与数据传输分析, 2006
- 10 Lo M W. Satellite constellation design. IEEE Computing in Science and Engineering, January/February 1999. 58~67
- 11 李建东. 信息网络理论基础. 西安电子科技大学出版社, 2001
- 12 Chen C, Ekici E. A routing protocol for hierarchical LEO/MEO satellite IP networks. ACM/Kluwer Wireless Networks (WINET) Journal, July 2005. 507~521
- 13 Chen C, Ekici E, Akyildiz I F. Satellite Grouping and Routing Protocol for LEO/MEO Satellite IP Networks. In: Proc. of the Fifth International ACM Workshop on Wireless Mobile Multimedia
- 14 Akyildiz I F, Ekici E, Bender M D. MLSR: A novel routing algorithm for multi-layered satellite IP networks. IEEE/ACM Transaction on Networking, 2002, 10(3): 411~424

(上接第 73 页)

图 2, 图 3 给出了两种算法的 HUB table 表 key 分布, key 与 center 的距离划分为若干区间段, 统计每段 key 数量, 考察算法对 key 分布的影响。EKC 的 HUB 调整算法在考虑与 center 距离基础上加入随机性因素, 以一定概率决定新记录是否加入, 不同于 KC 的严格聚类作法。因此, EKCHUB 中存在少数非聚类 key。事实上, 聚类 key 起到了近邻连接的作用, 非聚类 key 相当于 shortcut。

4.4 搜索算法成功率

节点的自由退出是无组织系统必须要考虑的问题。图 4 显示了节点退出对 EKC 算法的成功率的影响, 以所有节点在线的成功率为基准, 纵轴代表当前成功率与基准的比值。试验中, 要保证系统中存在 3 份以上的满足 query 的资源, 以保证在部分节点退出时, 搜索仍可能找到结果, 图 4 中, 随着节点退出比例的增大, 曲线开始下降缓慢, 当退出率=35%时, 成功率仍能保持在 80%以上。之后, 曲线才加速下降, 当退出率=50%时, 成功率仅为原来的 10%左右。

在一定的退出率下, 除了退出节点的路由表不再发挥作用, 工作节点的路由表中涉及到退出节点的记录也失效, 图 4 说明尚存的少数 HUB 连接仍能有效的指引搜索方向, 同时, 聚类 AUT 表缩小了目标查找范围, 节省了消息发送数量, 可见 EKC 具有良好的容错性。相比之下, 组织无序 KC 算法搜索能力依赖于有效记录数量, 节点退出时, 搜索的盲目性更加突出。

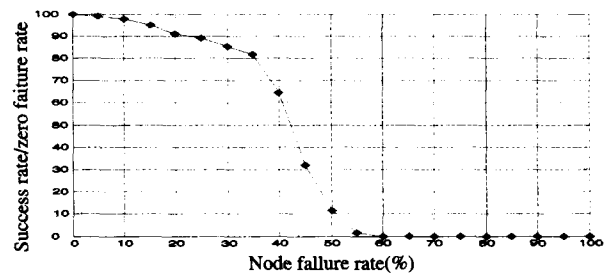


图 4 搜索算法成功率

结论 针对无组织 P2P 系统的分布式路由算法搜索无序问题进行研究, 提出了 Key clustering 算法, 它将路由空间分成 HUB 和 AUT 两层, 从全局角度构建路由表, 从而实现有序搜索。借鉴小世界的研究成果, 在路由表中以一定概率插入连接远距离节点的快捷连接, 在理论上, 平均路径长度的期望值改善为 $O(\log^2 N)$, 提高了算法的可扩展性。仿真试验表明, 引入快捷连接的 Key clustering 算法具有良好的搜索能力、可扩展性和容错能力。

参考文献

- 1 Sam J. Semantically Routing Queries in Peer-to-Peer Networks. Proceedings of the International Workshop on Peer-to-Peer Computing, 2002, 18(2): 152~160
- 2 Balakrishnan. Looking up data in p2p systems. Communications of the ACM, 2003, 46(2): 43~48
- 3 Watts D H. Collective dynamics of small-world networks. Nature, 1998, 393: 440~442
- 4 Kleinberg J. The small-world phenomenon: an algorithmic perspective. Cornell Computer Science Technical Report, 99-1776, 2000, 32(1): 108~126