

Mesh 网络容错广播路由算法的概率分析^{*})

王高才 陈建二 王国军 陈松乔

(中南大学信息科学与工程学院 长沙410083)

Probabilistic Analysis of Fault Tolerant Broadcast Routing Algorithms on Mesh Networks

WANG Gao-Cai CHEN Jian-Er WANG Guo-Jun CHEN Song-Qiao

(College of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083)

Abstract One-to-all or broadcast communication is one of the most important communication patterns and occurs in many important applications in parallel computing. This paper proposes a fault tolerant, local-information-based, and distributed broadcast routing algorithm based on the concept of k -submesh-connectivity in all-port mesh networks. The paper analyzes the fault tolerance of the algorithm in terms of node failure probability. Suppose that every node has independent failure probability, and deduce the success probability of the broadcast routing, which successfully routes a message from a source node to all non-faulty nodes in the networks. The paper strictly proves that the broadcast routing algorithm with the success probability of 99% to route among all non-faulty nodes on mesh networks with forty thousand nodes, in case that the node failure probability is controlled within 0.12%. Simulation results show that the algorithm is practically efficient and effective, and the time steps of the algorithm are very close to the optimum.

Keywords Mesh networks, k -submesh-connectivity, Fault tolerance, Broadcast routing algorithm, Probabilistic analysis

1 引言

近年来,许多基于 Mesh 网络拓扑结构的商用和研究用的大规模并行计算机系统已经问世,如国外的 Intel Paragon、Stanford DASH、MIT Alewife、Touchstone DELTA、Symult 2010、MasPar 系列^[5-8],国内的曙光系列。其中结点(处理器、路由器等)间有效的通信是极为重要的,广播(One-to-All 或 Broadcast)通信操作是极为重要的通信模式之一,也就是一个结点与所有其余所有结点间进行通信,广播通信在大规模并行多处理器计算机系统中已有广泛的应用,例如障碍同步、缓冲区的更新、并行图算法、并行几何算法等。广播通信、多播通信等都被称为集合通信,已广泛被学者们研究^[9-14]。要求网络中的结点保持正常通信就是确保网络中的所有正确的结点之间存在正确结点组成的路径。

随着 Mesh 网络规模的扩大,网络结点出错的可能性也随之增加。因此,容错路由算法就成为一个不可避免的研究课题。研究者在广播路由算法上做了大量的研究工作^[11-14]。例如,Tseng 等提出了一个最多需要二条虚通道的容错多播路由算法^[9],该算法能在随意的拓扑结构上做一广播通信操作;Seungjin Park 等提出了一个基于 Torus 拓扑结构的容错广播路由算法^[13]。该算法是基于局部信息并在 k -ary n -cube 上能容忍 $k-1$ 个错误结点,在每一物理通道上需要二条虚通道。因此,人们在研究 Mesh 网络容错路由算法中一直受到以下现象的困扰:因为 Mesh 网络结点的度很低,在最坏情况下,只要二个结点出错即可破坏 Mesh 网络的连通性,而对一

般结点出错情况下研究 Mesh 网络连通性又由于 Mesh 网络中存在相当广的各种类型的连通形式而变得相当困难。所以,虚通道和错误模式在容错路由算法中被广泛采用。

我们基于子网和概率模型提出了一套新的技术以摆脱在目前研究路由算法时所处的困境。我们已在文[1~3]中使用子网和概率模型方法研究了超立方体网络的路由算法。从中可以看出,子网和概率模型在研究网络路由算法和容错性时是一种强有力的技术,它为研究网络路由算法和容错性提供了一种更接近实际的评价方法。基于我们当前的工作,本文主要研究 Mesh 网络容错广播路由算法。在本文中,我们假设网络每个结点有全端口通信能力。本文基于 k -Mesh 子网连通的概念提出一个基于局部信息和分布式的 Mesh 网络容错广播路由算法,并对其容错性进行概率分析。我们的方法是假设每个结点具有独立的出错概率,然后把 Mesh 网络划分成若干个简单的小的 k -Mesh 子网,从而推导出广播路由算法成功广播到所有正确结点的概率。

2 相关概念及定义

在本文中,我们用 $M_{m \times n}$ 来表示一个规模为 $m \times n$ 的 Mesh 网络。用二维坐标 (x, y) 来标识 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 的结点,这里 $1 \leq x \leq m, 1 \leq y \leq n$,两个结点相邻则它们的坐标值只有一维不同且差值为1,称这样的二个结点为邻接点。首先,我们给出以下定义和定理。

定义1 假设在 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中结点按坐标 (x, y) 给出, $x=1, 2, \dots, m, y=1, 2, \dots, n$ 。一个 $M_{m \times n}$ 中的 k -Mesh 子

^{*})国家自然科学基金(90104028)和长江学者奖励计划资助项目。王高才 博士生,主要感兴趣的研究为计算机网络、容错性等方向。陈建二 博士,长江学者特聘教授,博士生导师,主要从事计算机理论、计算机算法优化和计算机图形学等相关领域的研究工作。王国军 博士,副教授,主要从事网络计算,软件工程方面的研究工作。陈松乔 教授,博士生导师,主要从事软件工程方面的研究工作。

网是由两个整数 b 和 d 决定的, $b < m/k, d < n/k$, 规模为 $k * k$ 的 k -Mesh, 组成其结点的坐标为 (x', y') , 这里 $x' = bk + 1, bk + 2, \dots, (b+1)k, y' = dk + 1, dk + 2, \dots, (d+1)k$.

由定义1可知, 一个规模为 $m * n$ 的 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 可以分成 $(m/k) * (n/k)$ 个不相交的 k -Mesh 子网, 整个 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 被分为 m/k 行和 n/k 列, 每一行上有 m/k 个 k -Mesh 子网; 每一列上有 n/k 个 k -Mesh 子网, 我们对各 k -Mesh 子网进行编号为 $M_{1,1}, M_{1,2}, \dots, M_{(m/k),(n/k)}$. 两个 k -Mesh 子网相邻是指它们或具有相同的横坐标且纵坐标差1, 或具有相同的纵坐标且横坐标差1. 图1给出了 $6 * 6$ 的 Mesh 网络 $M_{6 \times 6}$ 被分成4个 $3 * 3$ 的 3 -Mesh 子网的情形. 令 $M_{k \times k}$ 为一规模为 $k * k$ 的 Mesh 网络, 称其四周边分别为左(L)边界、右(R)边界、上(U)边界及下(D)边界.

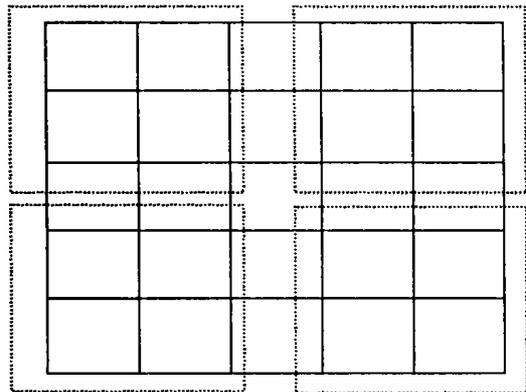


图1 k -Mesh 子网划分策略

定义2 假设 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中每一个 k -Mesh 子网的四周边中的每一边上的正确结点数大于错误结点数, 并且每一个 k -Mesh 子网中的所有正确结点构成一个连通图, 则称 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 是 k -Mesh 子网连通的.

基于上面定义的 k -Mesh 子网连通性, 我们给出以下一个极为重要的但又非常明显的定理.

定理1 k -Mesh 子网连通的 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中所有正确结点构成一个连通图.

证明: 首先证明 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中任意二个相邻的 k -Mesh 子网中的所有正确结点是连通的. 一个 k -Mesh 子网中的每一边上有 k 个结点, 所以, 在二个相邻的 k -Mesh 子网相邻接的边之间形成了 k 对邻接点, 根据 k -Mesh 子网连通的定义, 每一 k -Mesh 子网的四周边上的正确结点数要多于错误结点. 因此, 在二个相邻的 k -Mesh 子网相邻接的边之间至少存在一对正确邻接点. 又因为每一 k -Mesh 子网中的正确结点是连通的, 这一对正确结点将这二个相邻的 k -Mesh 子网中的所有正确结点连成一个连通图.

现在我们证明一个 k -Mesh 子网连通的 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中的所有正确结点构成一个连通图. 为此, 我们只需证明在任何二个 k -Mesh 子网中的正确结点 u 和 v 之间, 有一条由正确结点构成的路径.

假设 u 属于 k -Mesh 子网 $M_{i,j}$, 而 v 属于 k -Mesh 子网 $M_{i',j'}$. 不失一般性, 假设 $i \leq i', j \leq j'$ (其它情况可以类似证明). 考虑以下 k -Mesh 子网序列:

$$M_{i,j}, M_{i+1,j}, \dots, M_{i',j}, M_{i',j+1}, \dots, M_{i',j'} \quad (1)$$

序列(1)中任意两个连续的 k -Mesh 子网都是相邻的 k -

Mesh 子网, 根据前面所证, 在两个相邻的 k -Mesh 子网中的所有正确结点构成一个连通图. 因此, 序列(1)中的所有 k -Mesh 子网中的所有正确结点构成一个连通图. 又正确结点 u 属于 k -Mesh 子网 $M_{i,j}$, 而 v 属于 k -Mesh 子网 $M_{i',j'}$, 即它们之间存在一条由正确结点构成的路径. \square

我们还定义以下事件, 并有如下引理.

事件 $C(M_{m \times n})$: Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 是 k -Mesh 子网连通的.

引理1 假设每个网络结点具有独立的出错概率 p , 则 Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 是 k -Mesh 子网连通的概率为 $\Pr[C(M_{k \times k})]$

$= \sum_{i=0}^{k^2} N_{k,i} (1-p)^{k^2-i} p^i$. 式中 $N_{k,i}, 0 \leq i \leq k^2$, 为从 Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 中去掉 i 个结点后, Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 的四周边中的每一边上剩余结点超过一半且构成连通图的方法个数.

证明: 任意在 Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 中取出 i 个结点且令其为错误结点, 并令其它 $k^2 - i$ 个结点为正确结点, 这一事件的概率为 $(1-p)^{k^2-i} p^i$. 因此, $N_{k,i} (1-p)^{k^2-i} p^i$ 是 Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 中有刚好 i 个错误结点并仍保持 k -Mesh 子网连通的概率. 由此推出, $\sum_{i=0}^{k^2} N_{k,i} (1-p)^{k^2-i} p^i$ 为 Mesh 网络 $M_{k \times k}$ 保持 k -Mesh 子网连通的概率. \square

3 容错广播路由算法 FRBR

我们首先对算法成功概率做一解释, 它表示从源结点成功地广播消息到网络中其它所有正确结点, 算法即告成功. 在广播路由算法研究中, 确定算法所需广播时间步的上界极为重要, 上界是指在某种网络容错模型下完成一次广播通信可能需要的最多的时间步. 有时也讨论广播时间步的下界. 下界是指在某种网络容错模型下完成一次广播通信需要的最少的时间步. 此外, 我们假设每个网络结点具有全端口通信能力, 也就是说, 每个结点每次能自主地与其邻接点进行通信.

我们的广播路由算法设计的基本思想是: 首先把 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 分成 $(m/k) * (n/k)$ 个不相交的规模为 $k * k$ 的 k -Mesh 子网, 如图1所示. 然后以源结点 u 所在 k -Mesh 子网的位置为基准, 把 k -Mesh 子网分成四个区域, 如图2所示. 我们分别称其四个区为右上区(Right Top Zone), 右下区(Right Bottom Zone), 左上区(Left Top Zone), 左下区(Left Bottom Zone). 我们的广播路由算法称为 Four-Regional Broadcast Routing, 简称算法 FRBR (图2). 算法 FRBR 分为二步, 在第一步中, 算法 FRBR 沿着源结点所在 k -Mesh 子网的水平方向的 k -Mesh 子网广播消息; 在第二步中, 则水平方向上的各 k -Mesh 子网分别向上下的 k -Mesh 子网广播消息.

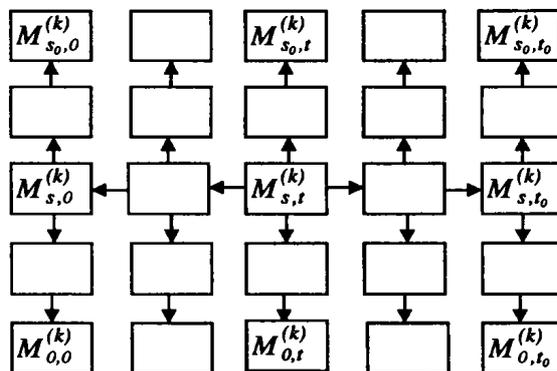


图2 Mesh 网络分区及算法 FRBR 示意图

我们指出, 根据公式 $s = \lfloor (x_u - 1) / k \rfloor, t = \lfloor (y_u - 1) / k \rfloor$,

算法 FRBR 很容易计算出源结点的 k -Mesh 子网所在的位置 (s, t) , 而 s_0 和 t_0 的值即为最大的 k -Mesh 子网的值 ($s_0 = n/k - 1, t_0 = m/k - 1$), 因此, 分区很容易进行。我们再对算法 FRBR 作进一步的解释: m 和 n 为网络中最大 k -Mesh 子网标签。在算法的第一步中, 对于 $j = t, t+1, \dots, t_0 - 1$, 当算法 FRBR 执行到第 j 个循环时。我们假设算法广播到 k -Mesh 子网 $M_{i,j}^{(k)}$ 中, 为了从 k -Mesh 子网 $M_{i,j}^{(k)}$ 广播消息到 k -Mesh 子网 $M_{i,j_0}^{(k)}$, 我们先找到一对正确的邻结点 w 和 w' (其中 w 位于 k -Mesh 子网 $M_{i,j}^{(k)}$ 的右边界, w' 位于 k -Mesh 子网 $M_{i,j_0}^{(k)}$ 的左边界)。算法 FRBR 在 k -Mesh 子网 $M_{i,j}^{(k)}$ 中使用宽度优先搜索 (BFS), 每当遇到一个正确结点 w_1 时, 算法立即检查它的邻结点 w_2 , 如果 w_2 是正确结点, 我们令 $w = w_1, w' = w_2$, 并把消息广播到结点 w , 然后广播到结点 w' 。注意, 算法 FRBR 已经路由到 k -Mesh 子网 $M_{i,j_0}^{(k)}$ 中, 并为下一次循环做好准备。对于 $i = t, t-1, \dots, 1$, 算法 FRBR 做同样的广播通信操作。

Algorithm FRBR

Suppose that the source node is (x_u, y_u)

1. $s = \lfloor (x_u - 1) / k \rfloor, t = \lfloor (y_u - 1) / k \rfloor$;
2. $s_0 = m/k - 1, t_0 = n/k - 1$;
3. Broadcast from the k -submesh $M_{i,j}^{(k)}$ to the k -submeshes $M_{i,j_0}^{(k)}$ for $j = t+1, \dots, t_0$, and to the k -submeshes $M_{i,j}^{(k)}$ for $j = t-1, \dots, 0$;
4. for each k -submesh $M_{i,j}^{(k)}, j = 0, 1, \dots, t_0$, broadcast to the k -submeshes $M_{i,z}^{(k)}, z = s+1, \dots, s_0$, and to the k -submeshes $M_{i,z}^{(k)}$ for $z = s-1, \dots, 0$.

(Remark. if at any stage the algorithm could not process, then fail.)

图3 广播算法

算法 FRBR 第二步做同样的广播路由操作, 不同之处在于 k -Mesh 子网的边界从右、左换成上和下边界, 并且每一 k -Mesh 子网同时向上 k -Mesh 子网和下 k -Mesh 子网广播消息。

从以上讨论可以看出, 算法 FRBR 在开始执行时, 是不需要知道 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中出错结点状态的。我们唯一假设的是每当广播路由扩展到某一结点 w 时, 算法只需要知道结点的邻结点 w 的状态。另外, 算法 FRBR 是高度分布式的, 对于给定源结点 u , 当广播路由扩展到每一 k -Mesh 子网中时, 该 k -Mesh 子网都可独立地完成算法的操作而不需考虑算法在其它 k -Mesh 子网中操作的状态。

现在我们分析算法 FRBR 的广播时间步。首先, 我们给出一个算法时间步的上界。在最坏情况下, 算法需在 $l_x + l_y$ 个 k -Mesh 子网中使用 BFS 搜索所有正确结点, 这里, $l_x = \text{Max}(s-1, s_0-s+1), l_y = \text{Max}(t-1, t_0-t+1)$ 。算法在第一步中需搜索 l_x 个 k -Mesh 子网, 第二步中需搜索 l_y 个 k -Mesh 子网。又因为 l_x 的最大值为 $n/k, l_y$ 的最大值为 m/k , 而每一 k -Mesh 子网中有 k^2 个结点和 $2k(k-1)$ 条边, BFS 在每一 k -Mesh 子网中最多花费的时间 $O(k^2)$ 。所以算法 FRBR 的广播时间步的上界是 $(m/k + n/k)k^2 = O((m+n)k)$ 。一般来说, k 的取值较小。如在以后的讨论中, 我们令 $k=5$, 因此, 算法 FRBR 的时间步的上界是线性的, 达到了最优的时间步。下面, 我们再给出算法 FRBR 的时间步的下界。如果源结点为 Mesh 网络的中间结点, 则 BFS 从一 k -Mesh 子网路由到它的邻接的 k -Mesh 子网过程中, 能找到一条最短的广播路径。在最好的情况下, 每一 k -Mesh 子网只花费 $k-1$ 的时间步, 因此, 算法 FRBR 的时间步的上界最多为 $(m+n)/2$, 这一结果在后面的模拟结果中也得到体现。

4 算法 FRBR 容错性的概率分析

我们期望在 Mesh 网络中实现从一个正确的源结点广播

消息到其余的所有正确结点, 对于算法 FRBR 的成功概率的下界, 定理2给出了一个较为精确的描述。

定理2 假设 Mesh 网络中 $M_{m \times n}$ 每个结点具有独立的出错概率 p , 并且算法 FRBR 要在 Mesh 网络中实现从一个正确的源结点广播消息到其余的所有正确结点, 则算法 FRBR 将在以至少 $(\text{Pr}[C(M_{k \times k})])^h$ 的概率广播路由完成所有目的结点。这里, $h = (m/k) * (n/k)$ 。

证明: 我们定义如下事件。

事件 $S(M_{m \times n}^{\text{broadcast}})$: 算法 FRBR 成功地从一个正确的源结点广播消息到其余所有正确结点。

我们已在前面定义了事件 $C(M_{k \times k})$, 当事件 $C(M_{k \times k})$ 的条件满足时, 整个 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中的所有正确结点是连通的。我们以源结点所在的 k -Mesh 子网为基准, 把整个 Mesh 网络分成四个区域。对于区域的每一 k -Mesh 子网来说, 因为每个 k -Mesh 子网的四边都有超过 $k/2$ 个正确结点, 所以, 从任何一个 k -Mesh 子网的正确结点都能路由到相邻的 k -Mesh 子网中的正确结点。正如算法 FRBR 所描述的实现广播操作。因此, 算法 FRBR 能够成功地从一个正确的源结点广播消息到其余的正确结点。

又因为算法 FRBR 需要在 $h = (m/k) * (n/k)$ 个 k -Mesh 子网中广播消息, 每个网络结点具有独立的出错概率 p , 且不同的 k -Mesh 子网均不相交, 则所有 h 个事件 $C(M_{k \times k})$ 同时发生的概率为

$$\begin{aligned} & \text{Pr}[C(M_{k \times k})_1 \cap C(M_{k \times k})_2 \cap \dots \cap C(M_{k \times k})_h] \\ &= \text{Pr}[C(M_{k \times k})_1] \cap \text{Pr}[C(M_{k \times k})_2] \cap \dots \cap \text{Pr}[C(M_{k \times k})_h] \\ &= (\text{Pr}[C(M_{k \times k})])^h = (\text{Pr}[C(M_{k \times k})])^{(m/k)(n/k)} \quad \square \end{aligned}$$

下面, 我们用具体的例子来说明定理2和算法 FRBR 的应用。令 $k=5$, 根据引理1, 很容易计算出事件 $C(M_{5 \times 5})$ 的概率, 即5-Mesh 子网连通的概率。

引理2 假设网络结点具有独立的出错概率 p , 则 Mesh 网络 $M_{5 \times 5}$ 是5-Mesh 子网连通的概率为

$$\begin{aligned} \text{Pr}[C(M_{5 \times 5})] &= (1-p)^{25} + 25 p(1-p)^{24} + 296 p^2(1-p)^{23} \\ &+ 2148 p^3(1-p)^{22} + 10423 p^4(1-p)^{21} + 34496 p^5(1-p)^{20} \\ &+ 75736 p^6(1-p)^{19} + 102836 p^7(1-p)^{18} + 78571 p^8(1-p)^{17} \\ &+ 30660 p^9(1-p)^{16} + 6306 p^{10}(1-p)^{15} + 668 p^{11}(1-p)^{14} + 28 p^{12}(1-p)^{13} \end{aligned}$$

将上式代入定理2, 并注意到在一规模为 $m * n$ 的 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中, 5-Mesh 子网的个数最多为 $(m/5) * (n/5)$ 。所以, 我们得出算法 FRBR 在 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 中的成功概率至少为 $(\text{Pr}[C(M_{5 \times 5})])^{(m/5)(n/5)}$ 。

因此, 如果对规模为 $m * n$ 的 Mesh 网络 $M_{m \times n}$ 我们要求路由算法 FRBR 具有至少不小于 q 的成功概率, 我们令 $(\text{Pr}[C(M_{5 \times 5})])^{(m/5)(n/5)} \geq q$, 从而求出对结点出错概率 p 的一个上界。在网络结点出错概率不大于这一上界的前提下, 我们以上的分析严格证明了算法 FRBR 的成功概率至少为 q 。

表1 算法 FRBR 成功广播消息到所有正确的结点的概率为99%时对网络结点出错概率 p 的要求

Mesh 网络规模	Mesh 网络的结点出错误概率
50 * 50	$\leq 0.4841\%$
80 * 80	$\leq 0.3064\%$
100 * 100	$\leq 0.2461\%$
200 * 200	$\leq 0.1242\%$

为了更具体地说明我们的结果,我们取 $q=99\%$ 为所要求的广播路由算法的成功概率,对不同规模的 Mesh 网络计算对结点出错概率 p 的要求。所得结果在表1中列出。

为了进一步表明算法 FRBR 的容错性和效率,对应表1中的网络规模和结点出错概率,我们做了大量的模拟测试。我们构造二元组 $(m * n, p)$,这里, $m * n$ 为 Mesh 网络的规模, p 为结点出错概率。我们对于每一所选二元组 $(m * n, p)$ 测试1000个规模为 $m * n$ 的 Mesh 网络。对每一这样规模的 Mesh 网络,按结点出错概率 p ,随机构造一具有出错结点的这样规模的 Mesh 网络。对每一 Mesh 网络,我们随机产生200个源结点测试算法 FRBR 广播路由到其余正确结点的情况。在模拟测试中,我们使用下列参数:“BroadcastSuccess”表示算法 FRBR 成功广播路由到所有正确结点的次数与总次数的比值;“MaxStep”表示算法 FRBR 成功广播消息时的最大时间步;“MinStep”表示算法 FRBR 成功广播消息时的最小时间步。模拟结果在表2中列出。

表2 基于均匀结点出错概率的算法 FRBR 的模拟结果

Mesh 网络规模	p (%)	Broadcast Success (%)	MaxStep	MinStep
50 * 50	0.4841	100	95	43
80 * 80	0.3064	100	156	75
100 * 100	0.2461	100	194	92
200 * 200	0.1242	100	394	195

从表2可以看出,当结点出错概率不大时,Mesh 网络总是5-Mesh 连通的,并且算法 FRBR 总能将消息广播到其它所有正确结点(从参数列“BroadcastSuccess”可以看出);此外,算法 FRBR 的最大的广播时间步总是接近 Mesh 网络的直径(从参数列“MaxStep”可以看出);而最小的时间步则为网络直径的一半(从参数列“MinStep”可以看出),这一结果也与我们前面的理论分析结果是一致的。

从表1和表2可以看出,对于结点出错概率不超过0.12%,我们的广播路由算法即使对于较大规模的 Mesh 网络(达到4万个结点)也有较高的成功概率(达到99%)。模拟结果也表明,算法 FRBR 的时间步在实际中能达到最优的,而且我们的算法是基于局部信息和分布式的。注意,按照现有的大规模集成电路技术,将结点出错概率控制在0.12%以内是完全能做到的。

结论 网络容错路由算法是并行处理和计算机网络中的热门研究课题之一。本文基于 k -Mesh 子网连通的概念研究了基于局部信息和分布式的 Mesh 网络容错广播路由算法,并对其容错性进行概率分析。假设每个结点具有独立的出错概率,推导出广播路由算法成功地广播消息到其余的所有正确结点的概率。我们在本文中提出的方法使得我们能够基于结点出错概率来研究 Mesh 网络广播路由算法的容错性的概率。从实际方面来看,我们的方法严格地证明了,为了确保网络广播容错路由算法成功执行,结点错误概率应该设定在广

大的临界值才能满足要求。

参考文献

- 1 王国军,陈建二,陈松乔. 具有大量错误结点的超立方网络中的高效路由算法的设计与讨论. 计算机学报,2001,24(9):909~916
- 2 Chen Jianer, Wang GuoJun, Chen SongQiao. Locally subcube-connected hypercube networks: Theoretical analysis and experimental results. IEEE Transactions on Computers, 2002,51(5): 530~540
- 3 Chen Jianer, Wang GuoJun, Kanj I A. Hypercube network fault tolerance: A probabilistic approach. In: Proc. of the 2002 Intl. Conf. on Parallel Processing (ICPP-2002), Vancouver, British Columbia, 2002. 65~72
- 4 王高才,陈建二,张祖平. Mesh 网络容错概率上界及其证明. 卢正鼎主编. 2002全国开放式分布与并行计算学术会议论文集. 武汉:华中科技大学出版社,2002. 295~298
- 5 Lillevik S L. The Touchstone 30 Gigaflop DELTA Prototype. In: Q. F. Stout, M. Wolfe, eds. IEEE Proc. of the Sixth Distributed Memory Computing Conf. Portland, Oregon: IEEE Computer Society Press, 1991. 671~677
- 6 Lenoski D, Laudon J, Gharachorloo K, et al. The Stanford DASH Multiprocessor. IEEE Computer, 1992,25(3): 63~79
- 7 Agarwal A, Bianchini R, Chaiken D, et al. The MIT Alewife Machine: Architecture and Performance. In: Santa Margherita, ed. IEEE/ACM Proc. of the 22nd Annual Intl. Symposium on Computer Architecture, Ligure, Italy: ACM Press, 1995. 2~13
- 8 Intel. A Touchstone DELTA System Description: [Technical Report]. Intel Advanced Information, Intel, Portland, Oregon. Intel Corporation. 1991
- 9 Tseng Y-C, Kpanda D, Lai T-H. A trip-based multicasting model in wormhole-routed networks with virtual channels. IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, 1996,7(2): 138~150
- 10 Almohammad B F A, Bose B. Fault-tolerant communication algorithms in toroidal networks. IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, 1999,10(10): 976~983
- 11 Yang Y, Wang J. Efficient All-to-All Broadcast in All-Port Mesh and Torus Networks. In: IEEE Proc. Fifth Int. Symposium on High-Performance Computer Architecture, 1999. 290~299
- 12 Suh Y J, Yalmanchili S. All-to-All Communication with Minimum Start-up Costs in 2D/3D Tori and Meshes. IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, 1998, 9(5): 442~458
- 13 Park S, Seidel S, Youn J-H. Fault-tolerance Broadcasting in Wormhole-Routed Torus Networks. In: 16th Intl. Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS 2002), Fort Lauderdale, Florida, USA
- 14 Tseng Y C, Wang S Y, Ho C W. Efficient broadcasting in wormhole-routed multicomputers: A network partitioning approach. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 1999,10(1): 44~61