

二维网格中基于最小通路区的自适应和最小容错路由算法^{*}

陈文斌 杨小帆 苏伟 唐荣旺 曾智

(重庆大学计算机学院 重庆 400044)

摘要 网格结构是并行与分布式处理中最流行的一种网络拓扑结构。在存在故障的情况下,如何设计具有最优性的容错路由算法一直是研究的热点问题。本文研究了采用故障块模型的二维网格的最小路由问题,提出存在最小通路的一个充分必要条件。基于最小通路区(RMP)的概念,提出一种自适应的最小容错路由算法。如果源节点和目的节点之间存在最小通路区,则在最小通路区中进行自适应最小容错路由;反之,则采用多阶段最小容错路由。主要思想就是在存在故障的情况下,尽量保证路由算法能走最短路径。因为只要求知道每个节点的局部信息,故算法是分布式的。

关键词 容错,网格,最小路由,最小通道区

Fault-Tolerant Adaptive and Minimal Routing in 2D-Mesh Using Region of Minimal Paths

CHEN Wen-Bin YANG Xiao-Fan SU Wei TANG Rong-Wang ZENG Zhi

(College of Computer, Chongqing University, Chongqing 400044)

Abstract Mesh is a popular topology for connecting processors in parallel computers. The design of fault-tolerant minimal routing algorithms in multiprocessors with nodes fault is always an issue of researches. The minimal routing problem in 2D-mesh with fault blocks is studied in this paper. We propose a sufficient and necessary condition for minimal routing in 2D-mesh. A fault-tolerant adaptive and minimal routing algorithm is presented, which is based on the idea of Region of Minimal Paths(RMP). If there exists RMP from the source node to the destination node, messages use fault-tolerant adaptive and minimal routing in RMP. Otherwise, messages use multi-phase minimal fault-tolerant routing. The main idea is that the shortest path is selected whenever possible because multiprocessors with fault nodes. The algorithm is distributed because it requires only local information at every node.

Keywords Fault-tolerant, Mesh, Minimal routing, Region of minimal paths

1 引言

在多处理器系统中,为了解决大型的应用问题,每个处理器必须协同工作。于是就要求在处理器之间需要进行数据交换,即在整个系统中的每个节点需要发送和接受数据。因此,通信的效率对整个多处理器系统的性能起着至关重要的作用。路由是其中的一种通信方式,路由就是把数据从一个源节点发送到一个目的节点的一种通信过程。路由的时间是多处理器系统性能的一个关键因素,故在路由时总是选择最优路径。这是路由算法首先需要考虑的问题。

网格拓扑结构是多处理器系统中很流行的一种互连网络结构。网格结构主要的优点有:首先它有简单、直观的拓扑形状,很适合进行大规模集成;另外它具有良好的可扩展性。故许多商用和试验的多处理器系统,例如 Intel Paragon(2D mesh)和 MIT J-machine(3D mesh)^[1],都采用网格拓扑结构。

随着多处理器中处理器数目的增加,处理器出现故障的概率也随之增加。因此,对采用网格结构的多处理器系统进行最优容错路由研究是必需的课题。最近几年,很多学者提出了许多用于网格结构的容错路由算法。Dally 和 Aoki 提出的算法^[2]能容错任意数量的故障,但是其需要的虚拟通道数与故障数成比例,增加了硬件的复杂性。Boppana 和 Chala-

sani^[3]使用故障块模型和 4 个虚拟通道来处理重叠的故障环。Wu^[4]第一次提出基于有限的故障信息进行最小容错路由算法的设计,这种有限的故障信息称为安全级,这是全局故障信息和局部故障信息之间的一种折衷办法。他使用故障块模型提出了两个存在最小路径的充分条件,但是没有找到充分必要条件,并且没有考虑不存在最小路径的情况下的路由。基于一种奇偶转弯模型,Wu^[5]又提出了一种容错的扩展 X-Y 协议。该协议使用矩形故障块,能应用到存在凸故障块的二维网格中,但是不能到达所有节点。

Chang 和 Chiu^[6]基于局部故障信息提出一种改进的二维网格容错路由算法。为了避免死锁,每个物理通道只需要两条虚拟通道,但是在存在最小路径的情况下不能保证走最小路径。Xiang 和 Chen^[7]基于二维环绕网提出一种使用有限的全局故障信息的容错路由算法,这是首次在二维环绕网使用安全级的概念进行容错路由。Yoshinaga、Hosogosh 和 Sowa^[8]提出了一种容错自适应路由器的设计方法,主要思想是整合最小和非最小路由,两者使用相互独立的虚拟通道。Zhou 和 Lau^[9]在 X-Y 路由的基础上提出一种多阶段最小容错路由算法,把整个路由分成多个阶段进行,但是只能达到局部最优,不能保证全局最优。

本文第 2 部分提出一些预备知识;第 3 部分提出在故障

^{*}重庆市自然科学基金资助课题(批准号:CSTC,2005BB2191)。陈文斌 硕士研究生,主要研究方向:并行与容错计算;杨小帆 教授、博导,主要研究方向:并行与容错计算、动力系统稳定性。

二维网格中存在最小通路的一个充要条件,并根据最小通路区的概念提出一种搜索所有最小通路的方法;第4部分提出一种基于最小通路区的自适应最小容错路由算法;第5部分对算法性能进行讨论;最后对整篇论文进行总结。

2 预备知识

在这个部分,我们介绍二维网格中容错路由的一些基本概念和故障模型。

2.1 m 元 n 维网格

m 元 n 维网格是一种以网格连接的拓扑结构,包括 n 维网格、环绕网和超立方体。 m 元 n 维网格有一个 n 维的网格结构,每维上的节点数为 m ,每个节点在每维上与两个节点相连。总节点数为 m^n ,网络直径为 $n(m-1)$ 。每个节点的地址为 (u_1, u_2, \dots, u_n) ,其中 $0 = u_i = m-1$ 。如果两个结点 $u : (u_1, u_2, \dots, u_n)$ 和 $v : (v_1, v_2, \dots, v_n)$ 的地址有且只有一位相异而且 $|u_i - v_i| = 1$,则它们是相连的。而在二维网格上,每个节点用 (i, j) 表示地址。

2.2 二维网格中的最小路由

路由就是一个从源节点发送消息到目的节点的过程。本文中,源节点都是 $(0,0)$,目的节点都是 (i,j) ,且 $i, j = 0$ 。如果一条路由路径的长度等于 $|i| + |j|$,则该路径的长度被称为海明距离。本文里讨论的最小路由不仅包括路径长度为海明距离的最小路由,还要讨论在不存在海明距离的时候的最小路由。

最简单的路由算法是定义源节点和目的节点之间的一条简单路径的确定性路由算法,它在任意节点对之间总是提供相同的路径。例如 X-Y 路由就是一种确定性最小路由算法,它首先沿着 X 维路由消息,然后再沿着 Y 维路由消息。而自适应路由算法与确定性路由算法不同,它在源节点和目的节点之间提供多条路径。完全自适应和最小路由算法允许所有消息使用任何最小路径。

2.3 故障块模型

许多研究容错路由的文[3,5,10,11]都使用了矩形故障块模型。

定义 1 在二维网格中,一个非故障节点的状态开始标记为有效节点。如果它有两个或者更多的无效或者故障节点,则该节点的状态被标记为无效。连接无效节点和故障节点就构成一个故障块。

在二维网格中,每个故障块都是矩形的,而且两个故障块之间的距离至少是 $3^{[10]}$ 。

3 最小通路区 (Region of Minimal Paths, 简称为 RMP)

在这个部分,我们将给出对于一个给定的源节点和目的节点存在最小通路的充要条件,并给出一个寻找最小通路区的方法。

最小通路区的概念首先由 Wu 提出。注意:最小通路区里的最小路径指的是两节点之间路径的长度等于海明距离的路径。至于不存在最小通路区的情况,我们在下面再讨论。对于一个给定的源节点和目的节点对,最小通路区包括了所有最小通路的全部中间节点。显然,在没有故障的二维网格中,设源节点为 $u(0,0)$,目的节点为 $v(i,j)$,则相应的最小通路区为矩形区域 $[0 : i, 0 : j]$,其中 4 个角分别为 $(0,0), (0, j), (i,0), (i,j)$ 。在存在故障的情况下,有些最小通路可能被

故障域切断,因此建立最小通路区对进行最小容错路由具有重要的意义。一旦知道最小通路区,我们就可以在最小通路区里建立任意的最小路径来进行完全自适应路由。

如果源节点 $(0,0)$ 和目的节点 (i,j) 之间存在最小通路区,我们总是能找到两条连接源节点和目的节点的路径 A 和路径 B,而这两条路径所包围的区域就是最小通路区,如图 1 所示。

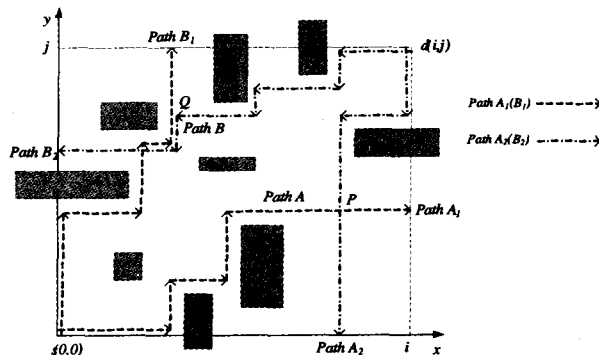


图 1 一个建立 RMP 的例子

现在我们给出一个在存在故障的二维网格里构建最小通路区的方法:首先从源节点 $(0,0)$ 出发向东,如果遇到故障块,则向北绕过故障块,当能转弯的时候,马上从北向东转弯,然后继续向东,直到到达直线 $x = i$ (其中 $0 = y = j$),这条路径构成路径 A_1 ;再从目的节点 (i,j) 出发向南,如果遇到故障块,则向西绕过故障块,在能转弯的时候,马上从西向南转弯,然后继续向南,直到到达 X 轴 (其中 $0 = x = i$),这条路径构成路径 A_2 ;如果路径 A_1 和路径 A_2 都存在,则设路径 A_2 第一次与路径 A_1 相交于点 P,那么路径 A 如下:从源节点 $(0,0)$ 沿着路径 A_1 到达 P,再从 P 沿着路径 A_2 到达目的节点 (i,j) 。路径 B 也是通过同样的方法建立的,首先从源节点 $(0,0)$ 出发向北,如果遇到故障块,则向东绕过故障块,在能转弯的时候马上从东向北转弯,然后继续向北,直到到达直线 $y = j$ (其中 $0 = x = i$),这条路径构成路径 B_1 ;再从目的节点出发向西,如果遇到故障块,则向南绕过故障块,在能向西转弯的时候马上从南向西转弯,然后继续向西,直到到达 Y 轴 (其中 $0 = y = j$),这条路径构成路径 B_2 ;如果路径 B_1 和路径 B_2 都存在,则设路径 B_2 与路径 B_1 第一次相交的点为 Q,那么路径 B 如下:从源节点 $(0,0)$ 沿着路径 B_1 到达 Q,然后再从 Q 沿着路径 B_2 到达目的节点 (i,j) 。

如果路径 A 和路径 B 同时存在,就能建立最小通路区,那么就可以进行自适应最小容错路由。下面给出几个定理,作为我们方法的基础。

定理 1 设节点 $(0,0)$ 是源节点,节点 (i,j) 是目的节点,其中 $i, j > 0$,则路径 A 和路径 B 存在的充分必要条件是**不存在以下两种故障块序列:

(1) 如果存在 m 个故障块 (f_1, f_2, \dots, f_m) , m 为整数,且 $0 < m < i$,使得 $d_y(f_1) = 0, d_y(f_2) = u_y(f_1) + 1, r_x(f_1) = l_x(f_2) - 2, \dots, d_y(f_m) = u_y(f_{m-1}) + 1, r_x(f_{m-1}) = l_x(f_m) - 2, u_y(f_m) = j$ 。

(2) 如果存在 n 个故障块 (f_1, f_2, \dots, f_n) , n 为整数,且 $0 < n < j$,使得 $l_x(f_1) = 0, l_x(f_2) = r_x(f_1) + 1, u_y(f_1) = d_y(f_2) - 2, \dots, l_x(f_n) = r_x(f_{n-1}) + 1, u_y(f_{n-1}) = d_y(f_n) - 2, r_x(f_n) = i$ 。

其中 $u_y(f), d_y(f), l_x(f), r_x(f)$ 分别表示故障块 f 的上端的 y 轴坐标、下端的 y 轴坐标、左端的 x 轴坐标和右端的 x 轴坐标。两种故障块序列的直观图分别如图 2(a) 和图 2(b) 所示。

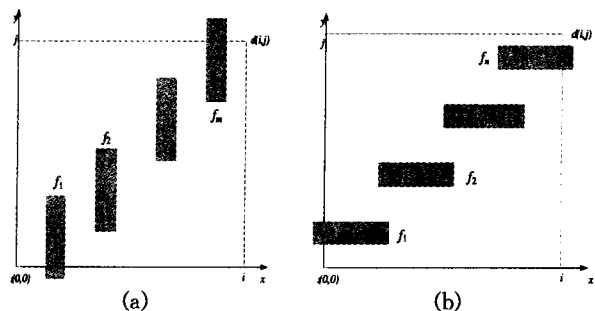


图 2 两种故障块序列的直观图

证明:充分性。先证路径 A 存在。由路径 A 的构建过程可知,如果不存在满足条件(1)的故障块序列,则路径 A_1 必定存在。而如果不存在满足条件(2)的故障块序列,则路径 A_2 也必定存在。如果路径 A_1 和 A_2 都存在,由图 1 可知, A_1 和 A_2 必定相交,故路径 A 一定存在。同理可证路径 B 存在。

必要性。反证法:假设存在满足条件(1)的故障块序列,那么在绕过第 m 个故障块后,如果 A_1 没有到达网络的上边界,则一定能到达直线 $x = i$,但是此时其 y 坐标必定大于 j ,与路径 A_1 必须满足的条件 $0 = y = j$ 相矛盾,路径 A_1 不存在,则路径 A 也不存在,故假设不成立,即不存在满足条件(1)的故障块序列。而由路径 A_2 的构造过程可知,如果存在满足条件(2)的故障块序列,那么在路径 A_2 到达 x 轴的时候, x 坐标必定小于 0,与路径 A_2 必须满足的条件 $0 = x = i$ 相矛盾,故路径 A_2 也不存在,路径 A 不存在,与题设矛盾。因此假设不成立,即不存在满足条件(2)的故障块。

定理 2 设节点 $(0,0)$ 是源节点,节点 (i,j) 是目的节点,其中 $i, j > 0$,如果路径 A 和路径 B 同时存在,则被路径 A 和路径 B 封闭的区域就是从源节点到目的节点的最小通路区(RMP)。

证明:由定理 1 的证明可知,路径 A 和路径 B 存在。首先,我们证明路径 A 和路径 B 封闭的区域内的所有节点都是一部分最小路径的中间节点。在该区域内随机选择一个节点 (x,y) ,我们可以构造一条从 (x,y) 到 (i,j) 的最小路径和一条从 (x,y) 到 $(0,0)$ 的最小路径。在构造两条路径的中间节点时,必须保证每一步都是前进和随机的。在构造从 (x,y) 到 (i,j) 的最小路径时,如果遇到路径 A(或者 B),则剩下的路径必须沿着路径 A(或者 B)到达目的节点。由于 $0 = x = i, 0 = y = j$,我们综合这两条路径,得到的路径是一条从 $(0,0)$ 到 (i,j) 的最小路径。

其次,我们再证明该区域外的任何节点都不可能是一条最小路径的中间节点。在该区域外随机选择一个节点作为中间节点,则相应的从 $(0,0)$ 到 (i,j) 的最小路径必定与路径 A(或者 B)相交。如果最小路径与路径 A 相交,则必定相交于路径 A_1 (或者 A_2),那么最小路径必定向南(或者西)至少走了一次,这与最小路径必须是前进型的要求相矛盾。同理,如果最小路径与路径 B 相交,相应的路径也不可能是最小路径。故所有路径 A 和路径 B 封闭的区域外的所有节点都不可能是最小路径的中间节点。

由定理 1 和定理 2 我们很容易推出下面的一个定理,这

个定理提出了对于给定的一个源节点和目的节点对存在最小路径的一个充要条件,解决了文[4]中未解决的问题。

定理 3 设节点 $(0,0)$ 是源节点,节点 (i,j) 是目的节点,其中 $i, j > 0$,则节点 $(0,0)$ 到节点 (i,j) 至少存在一条最小路径,且路径长度为 $|i| + |j|$ 的充要条件是不存在以下的两种故障块序列:

(1)如果存在 m 个故障块 (f_1, f_2, \dots, f_m) , m 为整数,且 $0 < m < i$,使得 $d_y(f_1) = 0, d_y(f_2) = u_y(f_1) + 1, r_x(f_1) = l_x(f_2) - 2, \dots, d_y(f_m) = u_y(f_{m-1}) + 1, r_x(f_{m-1}) = l_x(f_m) - 2, u_y(f_m) = j$ 。

(2)如果存在 n 个故障块 (f_1, f_2, \dots, f_n) , n 为整数,且 $0 < n < j$,使得 $l_x(f_1) = 0, l_x(f_2) = r_x(f_1) + 1, u_y(f_1) = d_y(f_2) - 2, \dots, l_x(f_n) = r_x(f_{n-1}) + 1, u_y(f_{n-1}) = d_y(f_n) - 2, r_x(f_n) = i$ 。

其中 $u_y(f), d_y(f), l_x(f), r_x(f)$ 分别表示故障块 f 的上端的 y 轴坐标、下端的 y 轴坐标、左端的 x 轴坐标和右端的 x 轴坐标。

4 自适应最小容错路由算法

在这个部分,我们在以上提出的定理的基础上,提出一种自适应最小容错路由算法。

我们知道,在上面讨论里最小路径是指两节点之间的路径长度等于海明距离。那么,在存在故障的情况下,两节点之间有可能不存在这样的最小路径,即在两节点无法建立最小通路区。因此,我们要考虑无法建立最小通路区的情况下的路由。在这里我们将直接调用文[9]中的多阶段最小容错路由算法。这个算法以 X-Y 路由为基础,是一个确定性路由算法,主要思想就是在遇到故障域的时候先计算以顺时针方向和逆时针方向绕过故障域到达目的节点的路径的长度,并取路径较小的一个方向作为下一步路由的方向,以达到局部的最小路由目的。根据文[9]中的引理 2,我们很容易知道,如果两个节点之间无法建立最小通路区且其 X-Y 路由路径上只存在一个故障域,则多阶段最小路由走的路径是最优的。

我们提出的自适应最小容错路由算法,主要思想就是首先在两个节点之间建立最小通路区。如果建立最小通路区成功,则消息在最小通路区里进行完全自适应最小容错路由;如果建立最小通路区失败,则调用多阶段最小容错路由算法。

下面先提出一个在两个节点之间建立最小通路区(RMP)的算法: Set-RMP(m_g)。

算法 1 Set-RMP(m_g): 设源节点为 $(0,0)$, 目的节点为 $(i,j), i, j = 0, m_g$ 为需要路由的消息。

(1)如果 $i = 0$ 且 $j > 0$, 或者 $j = 0$ 且 $i > 0$, 则标记 m_g 的状态为 misrouting, 返回。

(2)从源节点分别向东和向南发送两个特殊消息 S_A 和 S_B , 分别用来建立路径 A_1 和 B_1 。

(3)如果路径 A_1 建立成功, 则消息 S_A 继续向北路由。在遇到故障块时, 以任意方向绕过故障块, 直到到达目的节点。在目的节点收到消息 S_A 后, 再发送一个消息 S'_A , 用来建立路径 A_2 。如果消息遇到路径 A_1 , 则沿路径 A_1 路由到源节点。一旦源节点收到消息 S'_A , 则路径 A 建立成功。

(4)如果路径 B_1 建立成功, 则消息 S_B 继续向东路由。在遇到故障块时, 以任意方向绕过故障块, 直到到达目的节点。在目的节点收到消息 S_B 后, 再发送一个消息 S'_B , 用来建立路径 B_2 。如果消息遇到路径 B_1 , 则沿路径 B_1 路由到源节点。

一旦源节点收到消息 S_B' , 则路径 B 建立成功。

(5) 如果路径 A 和 B 建立成功, 则建立 RMP 成功, 标记 m_k 的状态为 minimal, 返回; 否则, 消息 S_A (或者 S_B) 沿原路返回源节点, 建立 RMP 失败, 标记 m_k 的状态为 misrouting, 返回。

下面给出自适应最小容错路由算法:

算法 2 Route(): 设源节点为 $(0, 0)$, 目的节点为 (i, j) , $i, j = 0, m_k$ 为需要路由的消息。

(1) 如果 $i = j = 0$, 销毁消息 m_k , 返回。

(2) Set-RMP(m_k)。

(3) 如果 m_k 的状态为 minimal, 则使用自适应最小路由算法, 一旦消息遇到路径 A (或者 B) 的边界, 则剩下的路由应该沿着路径 A (或者 B) 到达目的节点。

(4) 如果 m_k 的状态为 misrouting, 则使用多阶段最小容错路由算法。

为了使算法满足无死锁, 我们可以把整个二维网格分成 4 个虚拟网络: $X+Y+$, $X+Y-$, $X-Y+$, $X-Y-$ 。根据源节点和目的节点的相对位置, 消息只能选择其中的一个虚拟网络进行路由, 不会使用任何其他的虚拟网络。这样, 任何网络内部的环相关就被避免, 从而使算法满足无死锁的特点。

5 算法性能讨论

提出的算法只需要知道每个节点的局部信息, 是分布式的。由于在发送消息前要建立最小通路区, 故这个算法在源节点到目的节点需要发送大量信息的时候性能会比较好, 而两个路径的建立确保消息能在最小通路区里路由。用来建立最小通路区的时间将被后来的最小路由所弥补。这种方法很像电路交换, 电路交换就是在传递消息之前先建立一条通路。

结论 本文研究了二维网格结构的多处理器系统中存在故障情况下的最小容错路由问题, 根据最小通路区, 提出了存在最小通路的一个充分必要条件, 解决了文[4]中未解决的问题, 并在此基础上, 提出一种启发式自适应最小容错路由算

法。本文试图从容错路由算法的最优性上去讨论, 尽量使消息能走最优路径, 当然为此需要付出一定的代价。我们提出的算法为容错路由提供了重要的选择。

参考文献

- 1 Dally W J. The J-Machine: System support for actors. *Actors: Knowledge-Based Concurrent Computing*. MIT Press, 1989
- 2 Dally W J, Aoki H. Deadlock-free Adaptive Routing in Multicomputer Networks Using Virtual Channel. *IEEE Trans Parallel Distrib Syst*, 1993, 466~475
- 3 Boppana R V, Chalasani S. Fault-tolerant Wormhole Routing Algorithms for Mesh Networks. *IEEE Trans Comput*, 1995, 44(7): 848~864
- 4 Wu J. Fault-tolerant Adaptive and Minimal Routing in Mesh-connected Multicomputers Using Extended Safety Levels. *IEEE Trans Parallel Distrib. Syst*, 2000, 11(2): 149~159
- 5 Wu J. A Fault-tolerant and Deadlock-free Routing in 2D Meshes Based on Odd-even Turn Model. *IEEE Trans Comput*, 2003, 52(9): 1154~1169
- 6 Chang H, Chiu G. An Improved Fault-tolerant Routing Algorithm in Meshes with Convex Faults. *Parallel Computing*, 2002, 28: 133~149
- 7 Xiang D, Chen A. Fault-tolerant Routing in 2D Tori or Meshes Using Limited-global-safety Information. In: *Proc. of Int'l Conf on Parallel Processing*, 2002
- 8 Yoshinaga T, Hosogoshi H, Sowa M. Design and Evaluation of a Fault-tolerant Adaptive Router for Parallel Computers. In: *Proc. of the Innovative Architecture for Future Generation High-Performance Processors and Systems*, 2003
- 9 Zhou J P, Lau F C M. Multi-phase Minimal Fault-tolerant Wormhole Routing in Meshes. *Parallel Computing*, 2004, 30: 423~442
- 10 Boura Y M, Das C R. Fault-Tolerant Routing in Mesh Networks. In: *Proc. 1995 Int'l Conf Parallel Processing*. IL: Urbana Champaign, 1995; 1106~1109
- 11 Su C C, Shin K G. Adaptive Fault-Tolerant Deadlock-Free Routing in Meshes and Hypercubes. *IEEE Trans Computers*, 1996, 45(6): 672~683
- 12 Duato J, Yalamanchili S, Ni L. *Interconnection Networks: An Engineering Approach*. Elsevier Science Press, 2004

(上接第 288 页)

个改进的具有记忆性的多级安全模型。该模型将主体的安全级分离为相互独立的读写区间, 在状态中增加记忆性分量。与经典的 BLP 模型相比, 基于访问历史的改进的 BLP 模型有以下优点:

(1) 在状态中增加记忆分量。主体读客体时, 记录主体所读的客体; 主体写客体时, 首先判断信息流向是否合法, 然后再决定是否接受主体的请求。

(2) 将主体安全级变为读写分开的安全级区间。这一区间内含只读区间、读写区间和只写区间。主体本身不能改变自己的安全级。

基于访问历史的多级安全模型可以满足多种实际应用的需要。例如, 在安全的企业级信息管理系统和安全的操作系统中采用这种方法, 可以增强信息的完整性, 提高系统的安全性和系统安全配置的灵活性。在未来的工作中, 我们将在分布异构环境的信息共享与交换中应用该模型, 以期解决分布异构信息交换中的安全问题。

参考文献

- 1 Bell D E, LaPadula L J. Secure computer system: Unified exposition and MULTICS interpretation. [Tech Rep]. The MITRE Corporation, MTR-2997 Revision 1, 1976
- 2 Gligor V D, Burch E L, Chandrasekaran C S, et al. On the design and the implementation of secure Xenix work stations. In: *Proc. of the 1986 IEEE Symposium on Security and Privacy*. Oakland, California: IEEE Computer Society Press, 1986. 102~117
- 3 Lin T Y. Bell and LaPadula axioms: A "new" paradigm for an "old" model. In: *Proc. 1992 ACM SIGSAC New Security Paradigms Workshop*. Little Compton, Rhode Island, USA, 1992. 82~93
- 4 Denning D E. A lattice model of secure information flow. *Communications of the ACM*, 1976, 19(5): 236~243
- 5 Bell D E. Secure computer systems: A network interpretation. In: *Proceedings of the 2nd Aerospace Computer Security Conference*, McLean, 1986. 32~39
- 6 朱国华, 卢正鼎, 洪帆. BLP 模型主体敏感标记动态调整方案及其正确性证明. *小型微型计算机系统*, 2003, 24(11): 2012~2015
- 7 石文昌, 孙玉芳, 梁洪亮. 经典 BLP 安全公理的一种适应性标记实施方法及其正确性. *计算机研究与发展*, 2001, 38(11): 1366~1372