

并行程序 Petri 网模型的结构性质

崔焕庆 吴哲辉

(山东科技大学信息科学与工程学院 青岛 266510)

(smart0193@163.com)

Structural Properties of Parallel Program's Petri Net Model

Cui Huanqing and Wu Zhehui

(College of Information Science and Engineering, Shandong University of Science and Technology, Qingdao 266510)

Abstract High-performance computing based on parallel programming is used in many fields, and correctness is the basis of parallel programs, but parallel programs are more difficult to verify than the sequential programs because of their complexity. Thus it is necessary to model them. Petri net is often used to model the parallel program, and most research work verifies the program from the point of view of Petri net. In this paper, the message-passing parallel program is transformed into Petri net model firstly, and the structural properties of it are studied on the program's ground. It is proved that for a concurrent correct parallel program's model, its Petri net model is strongly connected and satisfies controlled siphon property, each of its process-subnets is conservative, and each of its transitions belongs to a support of T-invariant. Two examples, one is a simple point-to-point non-blocking communication and the other is a producer-consumer system, are given to show the applications of these properties in verification of the parallel program. These properties can be used in beforehand verification of the parallel program, and this method avoids state explosion caused by verification with dynamical properties. Thus it can improve the efficiency of program design and verification. This method can be generalized easily.

Key words parallel program; Petri net; MPINet; structural property; verification

摘要 正确性是并行的基础,但是由于它的复杂性,其验证要比串行程序困难得多,因此有必要进行建模并研究其性质.从程序的角度出发,在将基于消息传递的并行程序转换为 Petri 网模型之后,证明了与并行正确的并行程序对应的 Petri 网模型应当满足的结构性质,包括强连通性、S-不变量、T-不变量、受控死锁性质以及守恒性,并举例说明了这些性质在并行程序验证中的应用.这些性质可用于并行程序的事前验证,而且避免了使用动态性质进行验证时的状态爆炸问题,从而提高并行程序设计和验证效率.同时这些方法具有良好的可推广性.

关键词 并行程序; Petri 网; MPINet; 结构性质; 验证

中图法分类号 TP302.7

并行程序设计已经成为当前诸如嵌入式计算机系统、复杂计算机系统的必需,也是实现在石油勘探、天气预报等领域进行高性能计算的基础,而这类系统或者领域需要的程序是“必须”正确而非“可能”正确的,因为“可能”就意味着“可能不”.比如:一个系统由 1000 个具有 99.9% 准确率的模块或者任务组成,整个系统的准确率却只有 $(0.999)^{1000} = 37\%$ ^[1].

同时,并行程序本身的复杂性使得其开发周期比串行程序更长,而且并行程序的运行具有较大的不确定性,存在如“饥饿”等串行程序不具有的潜在错误,因此有必要对并行程序进行建模验证.

对并行程序的验证主要有调试和事前验证两种方法.由于调试需要在程序编制完成之后进行,发现错误需要重新进行程序设计,而且由于并行程序

的不确定性,有些错误在调试时可能不会被发现.因而,目前事前验证是对并行程序进行验证的主要方法.事前验证主要采用建模分析的方法.

1 相关工作

对并行程序进行建模是进行事前验证的主要手段. CCS, CSP 以及 Petri 网都是常用的建模工具,由于 Petri 网具有丰富的分析工具、图形化的表示方法、能充分刻画并行并发现象等优点^[2],已成为目前使用最为广泛的建模工具.

以 Murata 和 Shatz 等人为首的 Illinois 大学并行软件系统实验室在使用 Petri 网对 Ada 并行程序进行验证方面取得了突出成就:提出了利用 Petri 网的不变量^[3]、层次可达图^[4]、化简技术^[5]对 Ada 程序进行验证的方法,并开发了一个支持这些方法的工具^[6-7].此外, Barkaoui 等人提出利用 Petri 网的死锁、陷阱对 Ada 程序进行验证^[1]. Siegel 等人试图使用 FSV(finite-state verification)对 MPI(message-passing interface)进行模拟并分析模型的性质以避免状态爆炸问题^[8].

在我国,蒋昌俊教授等人在利用 Petri 网对并行程序验证方面取得了很多成果:提出了利用 Petri 网^[9-11]、时序 Petri 网^[12]、网语言^[13]对 PVM(parallel virtual machine)或者 Ada 并行程序进行验证的方法.北京航空航天大学软件工程研究所对 Ada 程序中的死锁测试取得了一系列成果:提出了利用 Petri 网可达性的静态检测方法^[14],以及利用描述单元通信关系的 UDG 图的通信死锁测试方法^[15];此外,陈振强等人利用并行控制流图发现 Ada 并行程序中的死语句,即永远不会被执行到的语句^[16].

上述方法使用 Petri 网进行验证时,大多利用动态性质进行验证,虽然采取了一些化简方法,但是仍然无法从根本上解决状态爆炸问题.同时,已有方法侧重于从程序中存在的错误现象,如死锁、死语句、缺发消息、孤儿消息等出发,研究发现或者避免这些错误现象的方法.而且,这些方法都是从模型的角度进行讨论;定义“一个具有一定性质的模型对应的程序是“正确的”,而不是从程序角度出发,验证一个正确程序对应的模型应该具备的性质.

鉴于以上原因,我们试图从程序的角度出发,对消息传递模式并行程序进行建模,研究一个正确的并行程序的模型应当具备的性质,从而根据一个程序的模型是否具备这些性质判断其正确性.文献

[17]已经给出了并行正确的并行程序定义,并研究了该类程序的模型应有的动态性质,本文进一步研究它们的结构性质.

限于篇幅,有关 Petri 网的基本概念、定理和性质可以从文献[18]中获得,此处仅简介文中使用的几个概念.设 $\Sigma = (P, T, F; M_0)$ 是一个 Petri 网系统 $P = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$, $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$. 对 $\forall x \in P \cup T, y \in P \cup T$, 若从 x 到 y 、从 y 到 x 都有一条有向路存在,则称 Σ 是强连通的. 设 A 为 Σ 的关联矩阵,如果一个非平凡的 n 维非负整数向量 X , 满足 $A^T X = 0$, 则 X 称为 T -不变量, 并称 $\|X\| = \{t_j \in T | X(j) > 0\}$ 为 X 的支集. 若非平凡的 m 维非负整数向量 Y 满足 $AY = 0$, 则称 Y 为 S -不变量, 并称 $\|Y\| = \{p_i \in P | Y(i) > 0\}$ 为 Y 的支集. 若存在一个 S -不变量 Y' , 其各分量均为正整数, 则称 Σ 是守恒的; 特别地, 当 Y' 是一个 1-向量时, 称 Σ 是严格守恒的. 若 $D \subseteq P$, 且 $D \subseteq D'$, 则称 D 是一个死锁. 若对于标识 $M, \forall p \in D, M(p) = 0$ 则称 D 为 M 下的无标识死锁; 如果对于所有 $M \in R(M_0), D$ 都不是无标识死锁, 则称 D 是受 M_0 控制的. 如果 Σ 中的每个死锁都是受 M_0 控制的, 则称 Σ 满足受控死锁性质^[19].

定理 1^[19]. 若 Petri 网系统 $\Sigma = (P, T, F; M_0)$ 是活的, 则它满足受控死锁性质.

由于 MPI 是目前使用最为广泛的消息传递并行程序设计标准, 所以我们以 MPI 程序为例进行研究.

2 并行程序的 Petri 网模型及其结构性质

2.1 并行程序的 Petri 网模型

MPI 使用嵌套在 C/C++、Fortran77/90 语言中的消息传递函数实现各个并发进程间的消息传递. 文献[17]建立了称为 MPINet 的 MPI 并行程序的 Petri 网模型, 并给出了由 MPI 并行程序转换为 MPINet 的方法和步骤. 此处通过一个例子介绍 MPI 并行程序到 MPINet 的转换, 具体方法请参考文献[17].

Program1 是一个利用非阻塞点到点通信函数实现两个进程之间消息传递的程序, 其 MPINet 如图 1 所示, 其中各库所、变迁含义见表 1.

Program1:

```
if (rank == 0) {
```

```
    MPI_Isend( sendbuf, count, MPI_INT, 0,
              tag, comm, &request );
```

```

DoSomethingElse ;
MPI_Wait( &request ,&status ) ;
}
else if( rank == 1 ){
MPI_Irecv( recvbuf ,count ,MPI_INT ,1 ,
tag ,comm ,status ,&request ) ;
DoSomethingElse ;
MPI_Wait( &request ,&status ) ;
}
    
```

首先,利用文献[17]中提出的 MPI 通信函数的基本 Petri 网模型,对 process0 和 process1 进行模拟,得到图 1 中两个虚线框所示的模型;然后加入 p_b 和 p_c 两个库所,表示两个进程之间的消息传递;最后加入 p_{start} 、 p_{end} 、 t_{start} 、 t_{end} 及 t_{loop} 就可以得到图 1 所示的模型。

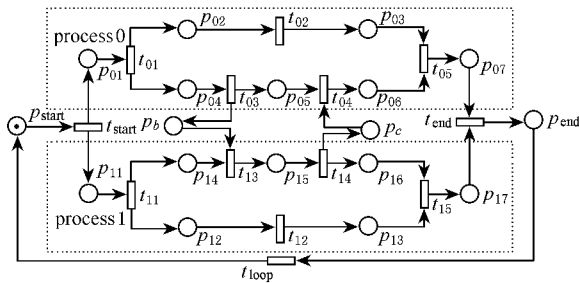


Fig. 1 MPINet model of program1.

图 1 Program1 的 MPINet 模型

Table 1 Meanings of Transitions and Places in Fig. 1

表 1 图 1 中变迁和库所的含义

T/P	Meaning	T/P	Meaning	T/P	Meaning
t_{start}	Program start	t_{03}	Send	t_{14}	Receive end
t_{end}	Program end	t_{04}	Send end	t_{15}	Receive return
t_{loop}	Execute loop	t_{05}	Send return	p_b	Send flag
t_{01}	Send initialize	t_{11}	Receive initialize	p_c	Receive flag
t_{02} t_{12}	DoSomethingElse	t_{13}	Receive	others	Program statuses

在 MPINet 中,库所 p_{start} 、 p_{end} 表示并行程序的启动和结束状态,变迁 t_{start} 、 t_{end} 表示 MPI_Init 和 $MPI_Finalize$ 的调用。MPINet 的初始标识 M_0 为^[17]

$$M_0(p) = \begin{cases} 1, & p = p_{start}, \\ 0, & \text{else.} \end{cases} \quad (1)$$

如果并行程序在任何一个状态下,总有一条语句可以执行,则称该并行程序是静态可执行的^[17]。若一个并行程序是静态可执行的,而且在任何一个状态下,程序中的任何一条语句总能被执行到,同时

消息都被正确的传递,则称该并行程序是并行正确的^[17]。对于一个并行正确的并行程序,以下定理成立:

定理 2^[17]。一个并行正确的并行程序对应的 MPINet 是活的。

定理 3^[17]。一个并行正确的并行程序对应的 MPINet 在由式(1)给出的初始标识下,一定可以到达如下标识 M_e :

$$M_e(p) = \begin{cases} 1, & \text{if } p = p_{end}, \\ 0, & \text{else.} \end{cases} \quad (2)$$

设一个 MPINet 中表示某个进程状态的库所构成集合 $P_{process}$,则 $P = \{p_{start}, p_{end}\} \cup P_{process}$ 的外延子网称为该进程的进程子网^[17]。

2.2 MPINet 的结构性质

定理 4。一个并行正确的并行程序对应的 MPINet 是强连通。

证明。首先证明每个进程子网是强连通的。由于进程子网的库所仅表示变迁发生前后的状态,所以只要证明变迁之间是强连通的,便可以证明进程子网是强连通的。

设 Σ_p 是一个进程子网。根据并行正确的并行程序的定义,可知每条语句从程序开始都可以被执行到,从而表示程序开始的变迁 t_{start} 到 Σ_p 的任一变迁都有一条有向路。同理,由于每个进程都是可以结束的,从而 Σ_p 中的每个变迁到 t_{end} 都存在一条有向路。进一步,由于 t_{loop} 连接了 p_{end} 和 p_{start} ,所以 Σ_p 的每个变迁之间都是强连通的,从而 Σ_p 是强连通的。

考虑整个 MPINet 时,每个进程子网是它的一个强连通子图,而 t_{start} 、 t_{end} 是所有进程运行的第一个(最后一个)变迁,所以所有的进程子网构成的 Petri 网是强连通的。而对于表示消息缓冲区和发送操作结束的库所只是连接两个进程的,所以加入这些库所之后, Petri 网仍然是强连通的。

定理 5。一个并行正确的并行程序对应的 MPINet 的每个进程子网是守恒的。特别地,当一个进程中没有非阻塞通信函数时,这个进程子网是严格守恒的。

证明。当进程中没有非阻塞通信函数时,进程的所有操作是串行执行的,而串行执行的程序在每个时刻有且仅有一个状态。反映在 MPINet 中,该进程子网就是一个状态机。显然该进程子网是严格守恒的。

如果一个进程中调用了非阻塞通信函数,则实现了消息传递与其他操作的并发执行,此时该进程对应的 MPINet 必然为如图 2 所示的情况,其中每

个虚线框内仍然是一个状态机, 显然这个进程子网是守恒的.

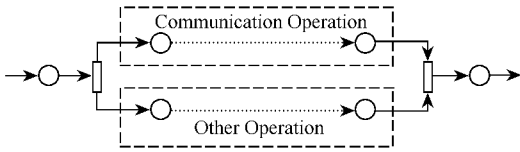


Fig. 2 The process subnet with nonblocking communication.

图 2 存在非阻塞通信的进程子网

推论 1. 一个并行正确的并程序对应的 MPINet 中, 每个与消息传递无关的库所必属于某个 S-不变量的支集.

定理 6. 一个并行正确的并程序对应的 MPINet 中, 每个变迁必然属于某个 T-不变量的支集.

证明. 设 MPINet 为 $\Sigma = (P, T, F; M_0)$, 其中 M_0 由式(1)给定. $\forall t \in T$, 由于一个并

$$\begin{matrix} p_{start} & p_{end} & p_{01} & p_{02} & p_{03} & p_{04} & p_{05} & p_{06} & p_{07} & p_{11} & p_{12} & p_{13} & p_{14} & p_{15} & p_{16} & p_{17} \\ (4 & 4 & 2 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 2 & 2 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 2) \end{matrix}$$

是该 Petri 网的一个 S-不变量, 其中包含所有与通信无关的库所, 从而每个进程子网是守恒的, 但显然不是严格守恒的. 同时,

$$\begin{matrix} t_{start} & t_{end} & t_{loop} & t_{01} & t_{02} & t_{03} & t_{04} & t_{05} & t_{11} & t_{12} & t_{13} & t_{14} & t_{15} \\ (1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1) \end{matrix}$$

是该网的一个 T-不变量, 它的支集包含所有的变迁. 可见, 该程序的模型满足了上述 MPINet 的结构性质.

Program2 是一个模拟生产者-消费者过程的 MPI 并程序^[1,3,5], 图 3 是其 MPINet 模型, 表 2 是其中各个库所、变迁的含义.

Program2 :

```
if ( myid == 0 ) { //producer.
while( 1 ) {
    MPI_Send( product , , 1 , 99 , comm );
    MPI_Send( msg_send , , 1 , 23 , comm );
```

行正确的并程序, 在 M_0 下, t 所代表的语句总能被执行到, 所以可设 $M_0[\sigma_1 > M_1[t > M_2]$, 其中 σ_1 是一个变迁发生序列. 根据定理 3, 必存在变迁发生序列 σ_2 , 使得 $M_2[\sigma_2 > M_e]$, 而 $M_e[t_{loop} > M_0]$, 显然变迁发生序列 $\sigma_1 t \sigma_2 t_{loop}$ 所对应的发生数向量是一个 T-不变量, 而且 t 属于此 T-不变量的支集, 所以, 定理成立. 证毕.

定理 7. 一个并行正确的并程序对应的 MPINet 满足受控死锁性质.

根据定理 1 与定理 2 容易证明该定理.

3 示 例

以 Program1 为例, 显然该程序的 MPINet 模型 (图 1) 是强连通的. 而且

```
MPI_Recv( buffer_ack , , , 1 , 99 , comm ,
status1 );
MPI_Recv( buffer_ack , , , 1 , 99 , comm ,
status1 );
}
}
else if ( myid == 1 ) { //buffer
while( 1 ) {
    switch ( judge ) {
        case ' producer ' : MPI_Recv( product , , ,
0 , 99 , comm , status0 );
        MPI_Send( buffer_ack , , , 0 , 99 ,
comm );
        MPI_Recv( msg_send , , , 0 , 23 ,
comm , status0 ); break ;
```

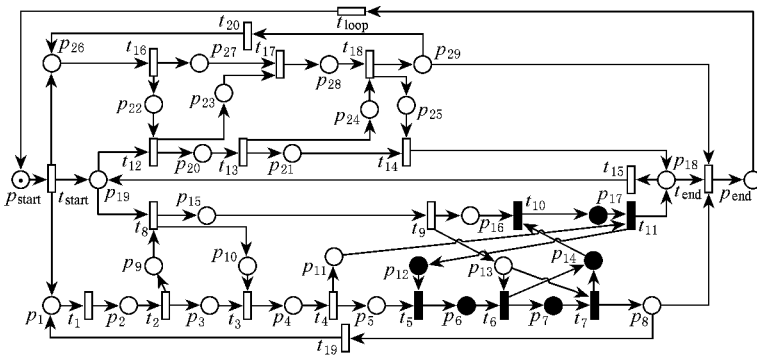


Fig. 3 MPINet model of Program2.

图 3 Program2 的 MPINet 模型

```

case 'consumer':MPI_Recv( request , , ,
2 88 ,comm ,status2 );
MPI_Send( product , , 2 ,77 ,comm );
}
}
else{//consumer
while( 1 ){
MPI_Send( request , , 1 ,88 ,comm );
MPI_Recv( product , , , 1 , 77 ,comm ,
status2 );
}
}

```

Table 2 Meanings of Transitions and Places in Fig.3

表 2 图 3 中变迁和库所的含义

T/P	Meaning	T/P	Meaning	T/P	Meaning
t_1	Produce	t_8	Receive product	t_{18}	Consume
t_2	Send product	t_9	Send response	$p_9, p_{11}, p_{13}, p_{22}, p_{24}$	Send flag
$t_3, t_5, t_{10}, t_{14}, t_{17}$	Send return	t_{11}	Receive message	$p_{10}, p_{12}, p_{14}, p_{23}, p_{25}$	Receive flag
t_4	Send message	t_{12}	Receive request	$p_8, p_{18}, p_{19}, p_{29}$	Judge result
t_{15}, t_{19}, t_{20}	Loop next	t_{13}	Send product	p_1, p_{26}	Loop begin
t_6, t_7	Receive response	t_{16}	Send request	Other places	Program statuses

显然,由填充为黑色的库所构成的库所子集是一个死锁,而该死锁在初始标识 M_0 下,没有任何标

志,违背定理 7,所以 Program2 不是并行正确的并行程序.另一方面,该模型只有一个 T -不变量:

$$\begin{matrix}
 t_1 & t_2 & t_3 & t_4 & t_5 & t_6 & t_7 & t_8 & t_9 & t_{10} & t_{11} & t_{12} & t_{13} & t_{14} & t_{15} & t_{16} & t_{17} & t_{18} & t_{19} & t_{20} & t_{start} & t_{end} & t_{loop} \\
 (0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0)
 \end{matrix}$$

它的支集没有包含所有变迁,与定理 6 矛盾,也可以证明 Program2 是错误的.得到的结论与文献 [1, 3, 5] 相同.

流,没有考虑程序的数据流,所以,一个并行正确的并行程序不一定是正确的,但是一个正确的并行程序,必然是并行正确的并行程序.所以可以将文中的结论作为并行程序验证的理论基础.

4 结 论

致谢 本文得到了中国科学院计算技术研究所研究员、博士生导师、山东省泰山学者特聘教授韩燕波博士的悉心指导,在此谨表谢意!

本文从程序的角度出发,以目前流行的基于消息传递的并行程序设计标准 MPI 为例,在文献 [17] 定义的并行正确的并行程序的基础上,进一步研究了一个并行正确的并行程序对应的 MPINet 具备的结构性质:强连通性、S-不变量、T-不变量、受控死锁性质和守恒性,并举例说明了利用这些性质进行验证的方法.

参 考 文 献

通过对这些性质进行验证,可以发现大多数并行程序中的错误:缺发消息、孤儿消息、死语句都违背了强连通性,而死锁则可以通过不变量、受控死锁性质等进行发现.

[1] Kamel Barkaoui, Jean-Francois Pradat-Peyre. Verification in concurrent programming with Petri nets structural techniques [C]. In: Proc of the 3rd Inter IEEE High-Assurance System Engineering Symposium. Los Alamitos, CA: IEEE Computer Society Press, 1998. 124-133

[2] Jiang Changjun. The PN Machine Theory of Discrete Event Dynamic System [M]. Beijing: Science Press House, 2000 (in Chinese)
(蒋昌俊. 离散事件动态系统的 PN 机理论 [M]. 北京: 科学出版社, 2000)

[3] T Murata, B Shenker, S M Shatz. Detection of Ada static deadlocks using Petri net invariants [J]. IEEE Trans on Software Engineering, 1989, 15(3): 314-326

[4] M Notomi, T Murata. Hierarchical reachability graph of bounded Petri nets for concurrent software [J]. IEEE Trans on Software Engineering, 1994, 20(5): 325-336

由于使用 Petri 网的结构性质进行验证,不必首先形成可达树/图,从而从根本上避免了状态爆炸问题,提高了验证效率.同时,由于是从程序角度来证明模型的性质,更加符合程序验证的原理,而且基于消息传递的并行编程模式具有良好的可移植性,从而所得到的模型及其性质具有可推广性.

需要指出的是,MPINet 仅模拟了程序的控制

- [5] S M Shatz , S Tu , T Murata , *et al.* . An application of Petri net reduction for Ada tasking deadlock analysis [J] . IEEE Trans on Parallel and Distributed Systems , 1996 , 7(12) : 1307-1322
- [6] S M Shatz , W K Cheng . A Petri net framework for automated static analysis of Ada tasking behavior [J] . Journal of Systems and Software , 1988 , 8(5) : 343-359
- [7] S M Shatz , K Mai , C Black , *et al.* . Design and implementation of a Petri net-based toolkit for Ada tasking analysis [J] . IEEE Trans on Parallel and Distributed System , 1990 , 1(4) : 424-441
- [8] Stephen F Siegel , George S Avrunin . Modeling MPI programs for verification [R] . University of Massachusetts , Tech Rep : UM-CS-2004-75 , 2004
- [9] Zhang Zhaoqing , Jiang Changjun , Qiao Ruliang , *et al.* . The verification system for PVM parallel program [J] . Chinese Journal of Computers , 1999 , 22(4) : 409-414 (in Chinese)
(张兆庆 , 蒋昌俊 , 乔如良 , 等 . PVM 并行程序验证系统的原理与实现 [J] . 计算机学报 , 1999 , 22(4) : 409-414)
- [10] Jiang Changjun , Li Caiwei , Zhang Zhaoqing , *et al.* . A method to detect the abnormal phenomenon in PVM program based on Petri net [J] . Journal of System Science and System Engineering , 1999 , 8(2) : 165-178
- [11] Jiang Changjun . Behavior Theory and Application of Petri Net [M] . Beijing : Higher Education Press , 2003 (in Chinese)
(蒋昌俊 . Petri 网的行为理论及其应用 [M] . 北京 : 高等教育出版社 , 2003)
- [12] Ding Zhijun , Jiang Changjun . Verification of concurrent programs by temporal Petri nets [J] . Chinese Journal of Computers , 2002 , 25(5) : 467-475 (in Chinese)
(丁志军 , 蒋昌俊 . 并发程序验证的时序 Petri 网方法 [J] . 计算机学报 , 2002 , 25(5) : 467-475)
- [13] Ding Zhijun , Jiang Changjun . Analysis and verification of local properties of Ada tasking based on net language [J] . Journal of Software , 2002 , 13(12) : 2305-2316 (in Chinese)
(丁志军 , 蒋昌俊 . 基于网语言的 Ada 程序局部性质的分析和验证 [J] . 软件学报 , 2002 , 13(12) : 2305-2316)
- [14] Chen Xi , Gao Zhongyi . Static detection of Ada task deadlock with Petri net [J] . Journal of Computer Research & Development , 1997 , 34(Suppl) : 138-142 (in Chinese)
(陈曦 , 高仲仪 . 静态检测 Ada 任务死锁的 Petri 网方法 [J] . 计算机研究与发展 , 1997 , 34(Suppl) : 138-142)
- [15] Shi Xiaohua , Gao Zhongyi , Shao Hui . A dynamic deadlock testing method of a concurrent Ada program [J] . Journal of Computer Research & Development , 1999 , 36(8) : 954-960 (in Chinese)
(史晓华 , 高仲仪 , 邵晖 . Ada 程序通信死锁的动态检测方法 [J] . 计算机研究与发展 , 1999 , 36(8) : 954-960)
- [16] Chen Zhenqiang , Xu Baowen , Yang Hongji , *et al.* . Concurrent Ada dead statements detection [J] . Information and Software Technology , 2002 , 44(13) : 733-741
- [17] Cui Huanqing , Wu Zhehui . MPI programs ' Petri net model and its dynamic properties [J] . Journal of System Simulation , 2006 , 18(9) : 2455-2460
- [18] Yuan Chongyi . The Principles of Petri Net [M] . Beijing : Publishing House of Electronics Industry , 2005 (in Chinese)
(袁崇义 . Petri 网原理 [M] . 北京 : 电子工业出版社 , 2005)
- [19] K Barkaoui , J Pradat-Peyre . On liveness and controlled siphons in Petri nets [C] . In : Proc of the 17th Inter Conf in Application and Theory of Petri Nets . Berlin : Springer-Verlag , 1996 . 57-72



Cui Huanqing , born in 1979 . Received his M.A 's degree in computer software and theory from Shandong University of Science and Technology . Lecturer . His current research interests include high-performance computation , theory and application of Petri net .

崔焕庆 , 1979 年生 , 硕士 , 讲师 , 主要研究方向为高性能计算、Petri 网理论及应用。



Wu Zhehui , born in 1941 . He is a professor of Shandong University of Science and Technology , and Ph. D. supervisor of the Institute of Computing Technology , the Chinese Academy of Sciences . He is a senior member of China Computer Federation . His

main research interests include design and analysis of algorithm , theory and application of Petri net , and cryptography .

吴哲辉 , 1941 年生 , 教授 , 中国科学院计算技术研究所兼职博士生导师 , 中国计算机学会高级会员 . 主要研究方向为算法设计与分析、Petri 网理论及应用、密码学等。

Research Background

High-performance computation based on parallel computing has been the third underpinning of scientific researches , and it is used in many areas such as embedded systems , weather broadcasting , and petroleum exploration and development and so on . Correctness becomes more and more important in these areas where the programs must be correct rather than possibly correct , whereas it is more difficult to verify them than sequential ones , because they become more complex . The previous methods put emphasis on prevention or detection of one kind of errors as deadlock , livelock , insufficient message , sole message , and dead statements , and they seldom paid attention to the property of the parallel program 's model , which leads to ignore an error while preventing or detecting another . On the program 's ground , we try to model the message-passing parallel program by Petri net , and study the structural properties of a concurrent correct program including strongly connectedness , S-invariant , T-invariant , controlled siphon property , and conservation . Then , all the abnormal phenomena can be detected by means of validating the parallel program 's model .

Our work is supported by the National Natural Science Foundation of P. R. China (60673053) , Mountain Tai Scholar Project of Shandong Province , and the Natural Science Foundation of Qingdao (05-1-JC-88) .