АЛГОРИТМ УСКОРЕННОГО ПОДСЧЕТА ЧИСЛА РАБОТОСПОСОБНЫХ СОСТОЯНИЙ СТРУКТУРНО-СЛОЖНЫХ СИСТЕМ

Самхарадзе Р.Ю., Калабегишвили М.А.
Грузинский Технический Университет

Резюме

Предложен алгоритм ускоренного подсчета числа работоспособных состояний структурно-сложных систем, суть которого заключается в следующем: формируется маска, представляющая собой минимальное количество работоспособных, исправных условных элементов надежности; маска разбивается на группы, внутри которых осуществляется генерация и перебор нужных вариантов.

Ключевые слова: Алгоритм. Структурно-сложные системы. Надежность. Перебор вариантов.

1. Введение

Структурно-сложные системы широко распространены и довольно успешно используются при построении вычислительных систем и компьютерной техники. Исходя из этого, повышенные требования предъявляются к надежности таких систем. Важным вопросом оценки и живучести структурно-сложных систем, компонуемых из операторов с функциональной избыточностью, является определение работоспособных состояний систем при заданном количестве исправных условных элементов надежности (УЭН). Сложность решения заключается в том, что требуется большой объем вычислительных работ переборного характера.

Известны алгоритмы [1, 2] разработанные для решения данной задачи. Их недостаток заключается в значительном расходе компьютерного времени.

2. Основная часть

В настоящей статье предложен алгоритм решения вышеуказанной задачи, позволяющий значительно, примерно на порядок, сократить компьютерное время вычислений. Введём обозначения.

Через n обозначим число последовательно работающих УЭН; через S^n обозначим количество УЭН модели, отображающей процессы функционирования системы, $S^n=n^2$; через M^n обозначим маску, т.е. минимальное количество работоспособных, исправных УЭН, $M^n= n!$; через C обозначим общее количество УЭН; через $C^{УЭН}$ обозначим количество работоспособных, исправных состояний УЭН, $C^{УЭН} \in C$; через A^M обозначим максимальное число, которое можно вписать в M разрядное двоичное число; через G^M_i обозначим группы из которых формируются C^M_k – каждый элемент множества C, $i=\overline{1,n}$, $k=\overline{0,A^M}$; через B^n обозначим максимальное число, которое можно вписать в n разрядное двоичное число.

В таблице 1 приведены значения вышеуказанных переменных для $n=\overline{1,6}$. Значения A^M и B^n приведены в двоичной системе счисления.

Таблица 1.

n	S^n	M^n	G^M	A^M	B^n
1	1	1	1	1	1
2	4	2	2	1111	11
3	9	6	3	1 11111111	111
4	16	24	4	11111111 11111111	1111
5	25	120	5	11111111 11111111 111111111	1 1111
6	36	720	6	11111111111 11111111 11111111 11111111	11 1111

Для поиска работоспособных, исправных УЭН сперва надо сформировать маску. Для наглядности будем использовать двоичные числа. Маска М формируется следующим образом. Составляются группы G. Количество групп внутри С совпадает с n. При этом должны выполнятся два условия:

1. внутри каждой группы должен быть только один работоспособный УЭН;
2. $G^M{}_1 \vee G^M{}_2 \vee \ldots \vee G^M{}_n = B^n$.

Например, для $n = \overline{2,6}$ будем иметь:

$G^2{}_1 \vee G^2{}_2 = 11$

$G^3{}_1 \vee G^3{}_2 \vee G^3{}_3 = 111$

$G^4{}_1 \vee G^4{}_2 \vee G^4{}_3 \vee G^4{}_4 = 1111$

$G^5{}_1 \vee G^5{}_2 \vee G^5{}_3 \vee G^5{}_4 \vee G^5{}_5 = 11111$

$G^6{}_1 \vee G^6{}_2 \vee G^6{}_3 \vee G^6{}_4 \vee G^6{}_5 \vee G^6{}_6 = 111111$

Составим таблицу групп для каждого n.

Таблица 2.

n	G_1	G_2	G_3	G_4	G_5	G_6
2	01	10				
3	001	010	100			
4	0001	0010	0100	1000		
5	00001	00010	00100	01000	10000	
6	000001	000010	000100	001000	010000	100000

Выполнив все возможные перестановки этих групп для фиксированного n получим маску М для конкретного n. Например,

для n=2 получим маску:

01 10

10 01

для n=3 получим маску

001 010 100, 001 100 010, 010 001 100, 010 100 001, 100 001 010, 100 010 001

для n=4 получим маску:

0001 0010 0100 1000, 0010 0001 0100 1000, 0100 0001 0010 1000, 1000 0001 0010 0100,

0001 0010 1000 0100, 0010 0001 1000 0100, 0100 0001 1000 0010, 1000 0001 0100 0010,

0001 0100 0010 1000, 0010 0100 0001 1000, 0100 0010 0001 1000, 1000 0010 0001 0100,

0001 0100 1000 0010, 0010 0100 1000 0001, 0100 0010 1000 0001, 1000 0010 0100 0001,

0001 1000 0010 0100, 0010 1000 0001 0100, 0100 1000 0001 0010, 1000 0100 0001 0010,

0001 1000 0100 0010, 0010 1000 0100 0001, 0100 1000 0010 0001, 1000 0100 0010 0001

Т.к. числа С меняются от 0 до A^M, то простой способ формировать эти числа – начать с 0 и прибавлять 1 до A^M. При этом для каждого числа надо выполнить сравнение с каждым элементом маски. Если M^n_1 & $C^M_k = M^n_1$, тогда к множеству $C^{УЭН}$ добавляется число C^M_k. В противном случае берется следующий элемент маски и выполняется проверка. Если M^n_2 & $C^M_k = M^n_2$, тогда к множеству $C^{УЭН}$ добавляется число C^M_k и т.д. Как только будут исчерпаны все числа в маске или произойдет совпадение, тогда генерируетмя следующее число C^M_{k+1} и повторяется процесс сравнения с элементами маски.

Чтобы сократить компьютерное время счета, генерацию чисел нужно начать не с 0, а с минимального числа маски M^{min}. Таким образом, будут отсечены ненужные числа от 0 до M^{min}, которые никогда не попадут во множество $C^{УЭН}$.

Второй способ отсечения ненужных чисел – это разбить множество элементов маски на подгруппы: M^n_1, M^n_2 и т.д. Количество групп равняется n. Например, для n=3 маску можно разбить на три группы:

001 010 100 M^3_1

001 100 010

010 001 100 M^3_2

010 100 001

100 001 010 M^3_3

100 010 001

Первая группа начинается с G^M_1, вторая группа с G^M_2 и т.д. Генерацию чисел выполняем для каждой подгруппы отдельно. Для первой подгруппы генерация выполняется с M^n_{1min} по M^n_{1max}, для второй подгруппы генерация выполняется с M^n_{2min} по M^n_{2max} и т.д. Полученные числа будут сравниваться с элементами маски. Например, для n=3 будем иметь:

M^3_{1min} = 001 010 100

M^3_{1max} = 001 111 111

M^3_{2min} = 010 001 100

M^3_{2max} = 011 111 111

M^3_{3min} = 100 001 010

M^3_{3max} = 111 111 111

Расчеты проводились на персональном компьютере класса P4. Результаты расчетов приведены в таблице 3.

Таблица 3.

n	S^n	M^n	$C^{УЭН}$	Время счета
1	1	1	1	1 сек
2	4	2	7	1 сек
3	9	6	247	1 сек
4	16	24	37823	15 сек
5	25	120	23191071	10 час
6	36	720	---	---

Решение данной задачи, когда n=6, на однопроцессорном компьютере заимет около сто часов. Эту задачу можно решить на мультипроцессорном компьютере, что заимет несколько десятков часов компьютерного времени.

3. Заключение

Таким образом, разработан новый алгоритм ускоренного подсчета числа работоспособных состояний структурно-сложных систем, основывающийся на разбиение маски на подгруппы, внутри которых осуществляется генерация и перебор работоспособных, исправных условных элементов надежности.

4. Литература

1. Г.С. Цирамуа, С.Г. Цирамуа, Р.Ю. Самхарадзе. Об одном ускоренном методе определения числа работоспособных состояний структурно-сложных систем. Сб. «Техническая кибернетика». Труды ГПИ, №12, 1984, с. 50-52.
2. Г.С. Цирамуа. Об одном способе машинного анализа надежности ОВС. Сб. «Техническая кибернетика». Труды ГПИ, №5, 1975, с. 188-190.

ALGORITHM OF THE ACCELERATED CALCULATION OF NUMBER OF EFFICIENT CONDITIONS OF STRUCTURALLY-COMPLEX SYSTEMS

Samkharadze R., Kalabegishvili M.
Georgian Technical University

Summary

In article the algorithm of the accelerated calculation of number of efficient conditions of structural - complex systems which essence is offered consists in the following: the mask representing a minimum quantity of efficient, serviceable conditional elements of reliability is formed; the mask devides on groups inside which is carried out generation and exhaustive search the necessary variants.

სტრუქტურულად რთული სისტემების მუშა მდგომარეობათა რიცხვის სწრაფი თვლის ალგორითმი

რომან სამხარაძე, მირიან კალაბეგიშვილი
საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი

რეზიუმე

სტატიაში შემოთავაზებულია სტრუქტურულად რთული სისტემების მუშა მდგომარეობების დაჩქარებული დათვლის ალგორითმი, რომლის არსი შემდეგში მდგომარეობს: ხდება ნიღბის ფორმირება, რომელიც წარმოადგენს გამართულად მომუშავე საიმედოობის პირობითი ელემენტების მინიმალურ რაოდენობას; ნიღაბი იყოფა ჯგუფებად, რომელთა შიგნით სრულდება საჭირო ვარიანტების გენერირება და გადარჩევა.