Math-Net.Ru
All Russian mathematical portal

V. S. Sokhranskaya, Solving of parallel sequencing problems on computers, *Zap. Nauchn. Sem. LOMI*, 1973, Volume 35, 138–141

Use of the all-Russian mathematical portal Math-Net.Ru implies that you have read and agreed to these terms of use
http://www.mathnet.ru/eng/agreement

Download details:
IP: 18.97.9.174
January 21, 2025, 07:03:03

РЕШЕНИЕ НА ЭВМ ЗАДАЧ ПАРАЛЛЕЛЬНОГО УПОРЯДОЧИВАНИЯ

В.С.Сохранская

Описывается реализация на ЭВМ типа М-20 алгорифмов решения некоторых задач параллельного упорядочивания. Приводятся результаты статистических испытаний этих алгорифмов.

В работе К.В.Шахбазян и Т.А.Тушкиной [I] были предложены алгорифмы решения трех задач на составление локально оптимальных расписаний для системы с параллельно работающими исполнителями. Условия этих задач формулируются следующим образом. Пусть G -ориентированный граф без контуров и кратных дуг и с заданной нумерацией вершин.

Задача I. Для графа G построить параллельность с минимальным индексом параллельности (индекс - число классов параллельности).

Задача 2. Для графа G построить параллельность с минимальным индексом при ограниченном числе элементов в наибольшем классе параллельности.

Задача 3. Для графа G построить параллельность с минимальным индексом при заданных ограничениях на каждый класс параллельности.

По алгорифмам, описанным в [I], для машины М-20 была составлена программа ПУ , которая по заданному множеству дуг графа G, по значениям m (число дуг), n (число вершин), ℓ (номер задачи) и по заданным ограничениям строит соответствующее разбиение множества вершин графа G на классы параллельности. Для того, чтобы перенумеровывать вершины графа G , если их порядок не соответствует графу, в программу включен алгорифм Форда[2]. Программа занимает 264 ячейки МОЗУ. Она была опробована на больших графах ($m+n+264_8 \approx 7700_8$). Для таких графов время решения задач параллельного упорядочивания ~ 3 минуты. Была проведена также серия статистических испытаний алгорифмов параллельного упорядочивания. Для этой цели была составлена программа - генератор случайных графов ГСГ . Программа ГСГ по заданным m и n в указанном месте МОЗУ строит набор из m различных дуг случайного графа G без контуров и кратных дуг и с нумерацией вершин числами последовательности $1,2,\dots,n$. Этот набор представляет собой множество пар случайных чисел $(i_k, j_k); i_k < j_k; i_k, j_k \in 1,2,\dots,n; k=1,2,\dots,m$. Числа i_k, j_k получаются выделением соответствующих разрядов из машинных случайных чисел, получаемых с помощью датчика случайных чисел, используемого в СП-22. Программа ГСГ составляет информацию о графе G, необходимую для работы программы ПУ.

С помощью программы ГСГ генерировались группы случайных графов с одинаковым количеством дуг и вершин. Для этих групп подсчитывалось время решения программой ПУ задач параллельного упорядочивания. Были получены также временные характеристики программы ГСГ и алгорифма Форда. На рис.I показана зависимость времени счета от числа дуг в случайном графе.

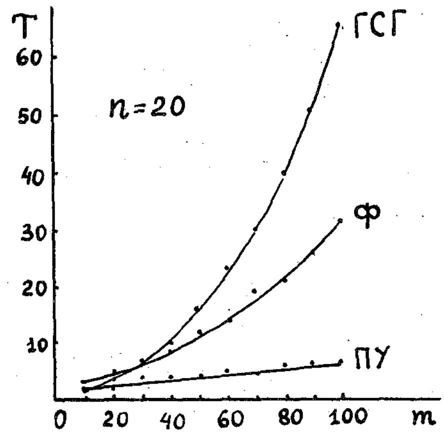

Рис.I

Здесь T - время в секундах, затрачиваемое на I00 графов: ГСГ - время генерации, Ф - время перенумерации этих I00 графов по алгорифму Форда, ПУ - время их распараллеливания программой ПУ.

Для генерированных групп графов были вычислены средние арифметические значения индексов параллельности и дисперсии. На рис. 2 показана зависимость среднего индекса от числа дуг в случайном графе. Средние значения индексов были вычислены также для совокупностей по I0,25 и 50 случайных графов. Отклонения средних по этим совокупностям от значений, полученных для I00 графов незначительны (в пределах единицы).

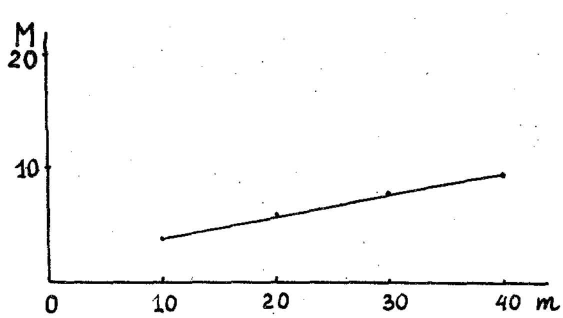

Рис. 2

Дисперсии, вычисленные по этим же совокупностям случайных графов, приведены на рис.3.

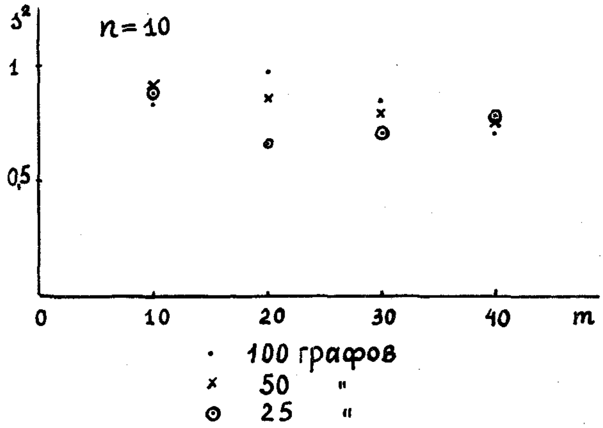

Рис.3

На рис.4 приведена зависимость среднего от величины τ, ограничивающей число элементов в наибольшем классе параллельности (задача 2).

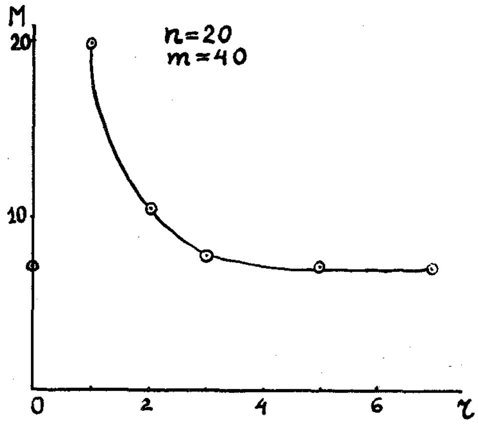

Рис.4

На рис.5 показана зависимость дисперсии от величины τ .

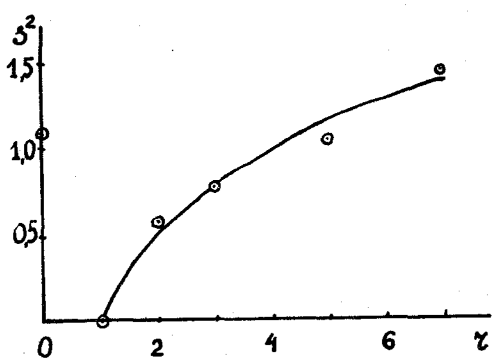

Рис. 5

Для генерированных групп случайных графов вычислялось также отношение $\frac{d}{s}$, где d – выборочное среднее отклонение индекса параллельности, s - выборочное квадратичное отклонение. Оказывается, $\frac{d}{s} \approx \sqrt{\frac{2}{\pi}}$, что свидетельствует о нормальном распределении индекса параллельности [3].

Полученный результат можно интерпретировать следующим образом. Пусть имеется однородная система с параллельно работающими исполнителями и на нее поступают произвольные процессы, имеющие одно и то же число операций и одинаковое число связей между ними. Если каждый из этих процессов будет проходить через систему по расписанию, составленному с помощью алгорифмов, предлагаемых в [I], то время реализации процесса подчиняется нормальному закону распределения. При этом среднее время реализации растет линейно с увеличением числа связей между операциями в процессе (рис.3).

В работе вместо "псевдослучайный" употребляется термин "случайный."

ЛИТЕРАТУРА

I. Т.А.Тушкина, К.В.Шахбазян. Решение некоторых задач параллельного упорядочивания. Записки науч.сем. ЛОМИ, 1969, 18.

2. С.И.Зуховицкий, И.А.Радчик. Математические методы сетевого планирования. М., 1965.

3. Б.Л.ван дер Варден. Математическая статистика. М., 1960.