

УДК 621-395.4

Мочалов Валерий Петрович, Братченко Наталья Юрьевна

АЛГОРИТМ СУБОПТИМАЛЬНОГО РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ПРОГРАММНЫХ КОМПОНЕНТ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЯМИ

Разработан и реализован рекуррентный алгоритм оптимизирующий взаимодействие процессорных модулей распределенной системы управления.

Ключевые слова: системы управления, процессорные модули, программные компоненты, распределения, рекуррентный алгоритм.

Valery Mochalov, Natalya Bratchenko

ALGORITHM FOR SUBOPTIMAL DISTRIBUTION OF THE SOFTWARE COMPONENTS IN DISTRIBUTED SYSTEMS FOR TELECOMMUNICATIONS CONTROL

The item reveals a newly developed and implemented recurrent algorithm for optimizing the interaction among processor modules in distributed control systems.

Key words: control system, processor modules, software components, distribution, recurrent algorithm.

Потребность предоставления в режиме реального времени все более сложных и разнообразных услуг, сокращение издержек и операционных расходов на их разработку и содержание телекоммуникационной инфраструктуры, поддержка оперативного внедрения новых услуг, реализация требований к гибкости и скорости их перестройки требуют гибкой технологической платформы для создания автоматизированной системы поддержки деятельности оператора связи, так как в рамках функционального подхода к управлению, являющегося основой построения современных систем, эффективно решить данную проблему невозможно [1; 2].

В настоящее время очевидно, что важнейшим фактором сохранения конкурентоспособности и стабильности экономического успеха предприятия является процессное ориентирование в управлении, основанное на подходах к управлению бизнес-процессами – Business Process Management.

Определим функциональную модель РСУ (рис. 1), состоящую из однотипных, объединенных системой связи ПМ, каждый из которых содержит один процессор, локальную память для хранения программ выполняемых задач и данных, требуемых при их решении, а также необходимые средства связи и взаимодействия. Задание, выполняемое системой, представляется в виде множества ПК, взаимосвязанных логической реализацией и зависимостью по данным. При этом алгоритмы выполнения заданий требуют как последовательное, так и параллельное выполнение ПК. Для реализации указанной возможности требуется разработка методов распределения ПК, оптимизирующих заданные показатели качества функционирования системы. В основу разработки соответствующего алгоритма положены методы, представленные в [2; 3].

Наибольшее быстродействие обеспечит максимальное распараллеливание поступающих запросов по разным ПМ. Неравномерная загрузка ПМ увеличивает частоту возникновения двух и более последовательных запросов, обращающихся к одному ПМ. В результате быстродействие системы уменьшится, поскольку новый запрос будет обработан только по завершению обработки предыдущего, два запроса подряд к различным ПК, расположенным на одном ПМ, вызывают конфликт. Поэтому качество размещения информации на ПМ целесообразно оценивать суммарной средней частотой возникновения конфликтов.

Будем считать, что имеется f_1, \dots, f_n – ПК и d – количество ПМ. При этом для любой пары ПК f_i и f_j известна частота $P(i, j)$ с которой к ним происходят соседние запросы.

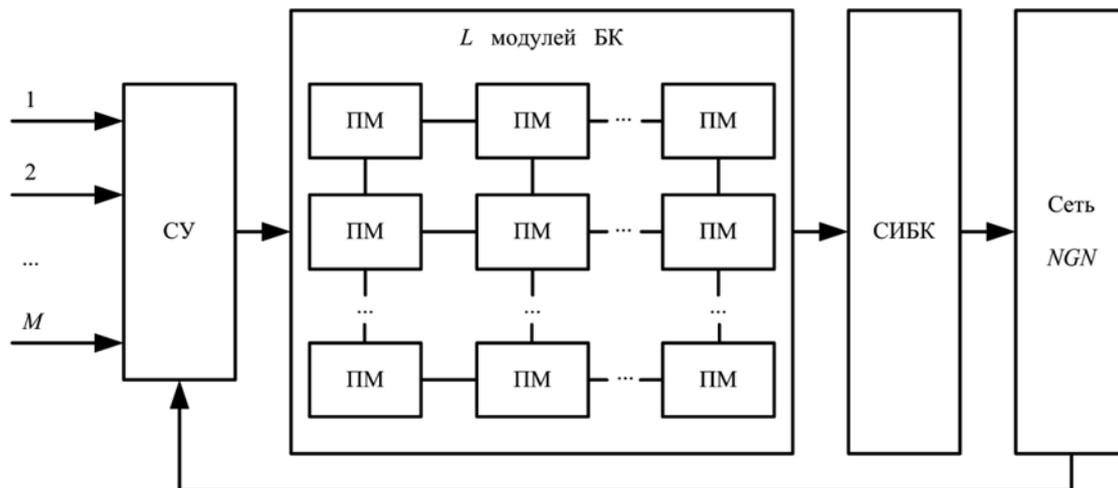


Рис. 1. Функциональная модель РСУ

Размещение n ПК по d ПМ задается разбиением множества всех ПК на d групп $\Phi = \{F_1, F_2, \dots, F_d\}$, так, что $\bigcup_{i=1}^d f_i = \bigcup_{i=1}^d F_i$ и $F_k \cap F_l = \emptyset, k \neq l$.

Средняя частота возникновения конфликтов C_k на одном ПМ с номером k равна $C_k = \sum_{i,j} p(i,j)$. Суммарная частота возникновения конфликтов C при разбиении Φ равна

$$C = \sum_{k=1}^d C_k = \sum_{k=1}^d \sum_{i,j} p(i,j). \quad (1)$$

Оптимальное разбиение Φ минимизирует критерий C .

Алгоритм локальной оптимизации критерия (1) состоит из последовательности одинаково построенных шагов. Изменение значения критерия при переносе ПК $_i$ из группы F_s в группу F_t подсчитывается по формуле

$$\Delta C = \sum_{i \in \text{ПМ}_t} (P(i,j) + P(j,i)) - \sum_{i \in \text{ПМ}_s} (P(i,j) + P(j,i)). \quad (2)$$

Данный алгоритм за некоторое количество шагов сходится к точке локального минимума, а любое движение файлов из одной группы в другую не приводит к росту критерия. При изменении количества ПК в большую сторону, вычисление величин ΔC на каждом шаге оказывается трудоемким. Согласно методу, изложенному в [2, 4], приращения ΔC могут пересчитываться более эффективным рекуррентным способом. Тогда для упорядочения всех имеющихся способов разбиения элементов ПК $_i, i = 1, \dots, n$ на d групп вводят систему операторов $R = \{R_{it}, i = 1, \dots, n; t = 1, \dots, d\}$, означающих перенос ПК $_i$ в класс t , т. е. выполняют операцию $R_{it}\Phi$. Тогда $\Delta_{it}(\Phi) = C(R_{it}\Phi) - C(\Phi)$, где $\Delta_{it}(\Phi)$ – приращение критерия (1).

Данное выражение позволяет реализовать следующий рекуррентный способ вычисления Δ_{it} . Обозначим через $\Delta_{it}^{iq}(\Phi)$ приращение величин $\Delta_{it}(\Phi)$ при переходе к новому разбиению $R_{jq}(\Phi)$, где $R_{jq} \in R$,

$$\Delta_{it}^{jq}(\Phi) = \Delta_{it}(R_{jq}\Phi) - \Delta_{it}(\Phi), \quad i = 1, \dots, n; \quad q = 1, \dots, d.$$

Тогда

$$\Delta_{it}(R_{jq}\Phi) = \Delta_{it}(\Phi) + \Delta_{it}^{jq}(\Phi);$$

$$\Delta_{it}^{jq}(\Phi) = [P(i,j) + P(j,i)](\delta_{iq} + \delta_{su} - \delta_{sq} - \delta_{tu}),$$

где s, u – номера групп, в которых находились ПК f_i и f_j при разбиении; t, q – номера групп, в которые перенесены эти ПК; δ_{iq} – символ Кронеккера:

$$\delta_{iq} = \begin{cases} 1, & \text{если } t = q; \\ 0, & \text{если } t \neq q \end{cases}$$

Далее будем считать, что последовательность запросов к ПК можно описать процессом независимых испытаний с распределением $(P_1, P_2, \dots, P_n), \sum P_i = 1$.

Схема алгоритма, реализующего данный метод распределения ПК по ПМ приведена на рис. 2. Приведенный здесь рекуррентный алгоритм $\Delta_{it}(R_{jq}, \Phi) = \Delta_{it}\Phi + \Delta_{it}^{jq}(\Phi)$ приводит к такому размещению ПК по ПМ, при котором любой перенос ПК из групп в группу не приводит к увеличению критерия ΔC .

Оценка эффективности алгоритма субоптимального распределения ПК по ПМ основана на экспериментальных данных. В качестве исходных данных были заданы множества времен выполнения ПК $\{\tau_i\}, i=1, \dots, n$, множество ПМ $j=1, \dots, d$, частоты соседних запросов $P(i, j)$, максимально допустимые суммарные длины файлов, расположенных на каждом ПМ, номера ПК, запрещенные к размещению на одном ПМ. Задавая различные значения $P(i, j)$ и варьируя n – количество ПК и d – множество ПМ, проводилось сравнение решений полученных данным алгоритмом и методом полного перебора. Результаты эксперимента представлены в таблицах 1, 2, 3, 4.

Таблица 1

Множество времен выполнений ПК

№ ПК	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
τ_i сек	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5

Таблица 2

Произвольное распределение ПК по ПМ

№ ПМ	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	ТВЫП сек
№ ПК	1, 2	3, 4	5, 6	7, 8	9, 10	11, 12	13, 14	15, 16	17, 18	19, 20	5, 46

Таблица 3

Распределение частоты запросов P_{ij}

P_{ij}	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1	0	1	2	3	4	5	1	2	3	4
2	2	0	3	4	5	2	3	4	5	6
3	2	3	0	4	5	1	2	3	4	5
4	3	3	2	0	1	2	3	4	5	3
5	4	3	1	2	0	2	1	3	4	3
6	1	2	3	4	5	0	1	2	3	4
7	2	3	4	5	6	2	0	3	4	5
8	1	2	3	4	5	6	7	0	8	9
9	8	7	6	5	4	3	2	1	0	1
10	5	4	3	2	1	2	3	4	5	0

Таблица 4

Результаты эксперимента

№ ПМ	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	ТВЫП сек
№ ПК	4, 13	5, 6, 14	11, 12	10, 19, 20	1, 9	7, 8	15	18	2, 3	16, 17	3,71

Проведенный эксперимент с моделью позволил найти множество различных вариантов размещения ПК по ПМ.

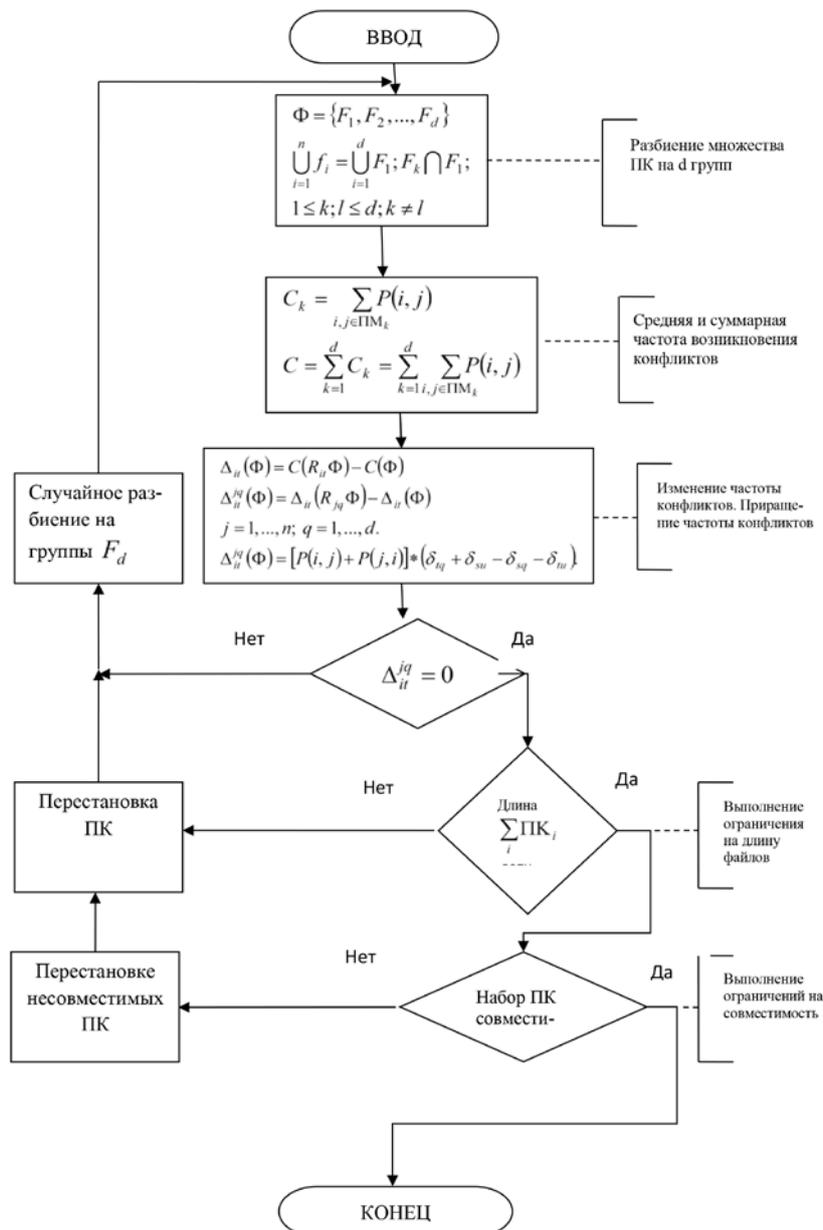


Рис. 2. Схема алгоритма субоптимального распределения ПК по ПМ

Из 100 проведенных прогонов программы, реализующей данный субоптимальный алгоритм, в 38 случаях решения полностью совпадают с оптимальными, полученными методом перестановок и полного перебора, в 15 случаях отличаются от оптимального на 10 %, в 20 случаях отличаются в пределах от 3 до 10 %. Величина стационарной частоты запросов $P(i, j)$ для любого сочетания ПК определялась как $P(i, j) = S(i, j) / K$, где K – трасса запросов к ПК, принятая равной $K = 1000000$, отметим также, что некоторые сочетания ПК были исключены из эксперимента.

Литература

1. Мочалов Д. В. Приближенный метод расчета процессно-ориентированных систем управления телекоммуникационными сетями и бизнесом оператора связи // Вестник Северо-Кавказского государственного технического университета, 2012. № 3. С. 40–45.
2. Мочалов В. П. Информационная технология систем управления телекоммуникациями // Известия высших учебных заведений. Северо-Кавказский регион. Серия: Технические науки. 2005. № 4. С. 3–6.
3. Авен О. Н., Гурин Н. Н., Коган Я. А. Оценка качества и оптимизация вычислительных систем. М.: Наука, 1982. 464 с.
4. Брагченко Н. Ю. Анализ методов прогнозирования параметров сложных технических систем // Вестник Северо-Кавказского государственного технического университета, 2012. № 3. С. 40–45.

УДК 622.279.7

Перейма Алла Алексеевна

ОБ ОЦЕНКЕ ФИЛЬТРАЦИОННЫХ ПОКАЗАТЕЛЕЙ ЭМУЛЬСИОННЫХ СИСТЕМ С РАСТИТЕЛЬНЫМИ НАПОЛНИТЕЛЯМИ В ПОРИСТЫХ СРЕДАХ

Эффективность применения эмульсионных систем блокирующих жидкостей с наполнителями при капитальном ремонте скважин зависит от их фильтрационных свойств, оказывающих значительное влияние на естественную проницаемость продуктивного пласта. В статье рассматриваются фильтрационные свойства эмульсионных систем, содержащих растительные наполнители.

Ключевые слова: продуктивный пласт, проницаемость, блокирующая жидкость, эмульсия, растительные наполнители, фильтрационные свойства.

Alla Pereima

ON ASSESSMENT OF FILTRATION INDICES IN EMULSION SYSTEMS WITH VEGETABLE TOPPING IN POROUS MEDIA

The efficacy of emulsion systems blocking fluids with fillers employed for well overhaul depends on the filtration properties that have a significant impact on the natural permeability of the productive layer.

The article focuses on the filtration properties of emulsion systems containing vegetable fillers.

Key words: productive layer, permeability, blocking liquid, emulsion, vegetable fillers, filtration properties

В настоящее время увеличивается количество месторождений, вступающих в завершающую стадию разработки, что сопровождается осложнениями при эксплуатации и капитальном ремонте скважин.

В условиях аномально низких пластовых давлений (АНПД), свойственных истощенным нефтяным и газовым месторождениям, процессы капитального ремонта скважин и интенсификации добычи крайне затруднены из-за сильных поглощений технологических жидкостей продуктивным пластом. Аналогичные условия присущи ПХГ, созданным на базе истощенных нефтегазовых месторождений.