

**Председатель  
редакционного совета**  
Г. Г. Себряков, чл.-корр. РАН

**Главный редактор**  
И. А. Каляев, чл.-корр. РАН

**Заместители председателя  
редакционного совета:**  
С. Ю. Желтов, чл.-корр. РАН  
М. Н. Красильщиков, д.т.н.

**Редакционный совет:**  
В. И. Аверченков, д.т.н.  
(зам. гл. редактора)  
А. И. Башмаков, к.т.н.  
С. Н. Васильев, акад. РАН  
Ю. В. Визильтер, д.ф.-м.н.  
А. И. Кибзун, д.ф.-м.н.  
П. Е. Клейзер (зам. гл. редактора)  
Ю. Н. Кофанов, д.т.н.  
В. В. Лебедев, чл.-корр. РАН  
Е. А. Микрин, акад. РАН  
В. В. Попов, д.т.н.  
А. В. Рыбаков, к.т.н.  
Р. Л. Смелянский, чл.-корр. РАН

**Региональные редсоветы:**

**Белгород**  
И. С. Константинов, д.т.н.

**Орел**  
В. Т. Еременко, д.т.н.  
А. В. Коськин, д.т.н.

**Волгоград**  
В. А. Камаев, д.т.н.

**Переславль-Залесский**  
С. М. Абрамов, чл.-корр. РАН

**Иркутск**  
И. В. Бычков, акад. РАН

**Ростов-на-Дону**  
В. И. Минкин, акад. РАН  
А. В. Солдатов, д.ф.-м.н.

**Курск**  
О. И. Атакищев, д.т.н.

**Санкт-Петербург**  
Ю. А. Гатчин, д.т.н.

**Минск (Республика Беларусь)**  
С. В. Абламейко, акад. НАНБ

**Ставрополь**  
П. А. Аверичкин, д.т.н.

**Нижний Новгород**  
Р. Я. Вакуленко, д.э.н.  
С. И. Ротков, д.т.н.

**Таганрог**  
В. В. Курейчик, д.т.н.

**Тэгу (Южная Корея)**  
Р. А. Зиятдинов, к.ф.-м.н.

**Редакция:**  
Е. В. Арефьева  
Н. В. Пантина

Журнал зарегистрирован  
в Министерстве Российской Федера-  
ции по делам печати, телерадио-  
вещания и средств массовых  
коммуникаций.  
Свидетельство о регистрации  
ПИ № ФС77-46365 от 26.08.2011 г.

Тел. редакции: (495) 589 56 41,  
514 76 50

Адрес редакции: 119048, г. Москва,  
ул. Усачева, д. 35, стр. 1

E-mail: vkit@idspektr.ru;  
vkitpost@rambler.ru  
Http://www.vkit.ru

## СОДЕРЖАНИЕ

### ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИЕ КОМПЛЕКСЫ ПОДВИЖНЫХ ОБЪЕКТОВ

**Сафонов В. И., Суходровский Д. Ю., Ишутин А. А.** Выбор параметров системы видеонаблюдения для полунатурного моделирования системы визирования наземных объектов ..... 3

### АВТОМАТИЗАЦИЯ ПРОЕКТИРОВАНИЯ, КОНСТРУИРОВАНИЯ И ТЕХНОЛОГИЧЕСКОЙ ПОДГОТОВКИ ПРОИЗВОДСТВА

**Аверченков В. И., Казаков В. С., Казаков П. В.** Многокритериальная оптимизация системы объемного гидропривода с использованием генетических алгоритмов ..... 7

**Зурабьян Н. И.** Аналитическое моделирование влияния характеристик перспективных технических систем на действия конкурентов ..... 14

### РАСПРЕДЕЛЕННЫЕ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЕ И ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ. СЕТЕВЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

**Абрамов Г. В., Денисенко В. В.** Анализ передачи данных по каналу множественного доступа с гарантированной доставкой пакетов ..... 18

**Богатырев В. А., Паршутин С. А.** Модели многопутевой отказоустойчивой маршрутизации при распределении запросов через сеть ..... 23

**Каляев А. И., Каляев И. А., Коровин Я. С.** Метод мультиагентного диспетчирования ресурсов в гетерогенной облачной среде при выполнении потока задач ..... 29

**Камаев В. А., Финогеев А. Г., Бершадский А. М., Нефедова И. С., Финогеев Е. А.** Мультиагентный подход к распределенной обработке данных в беспроводной сенсорной сети ..... 37

### ИНФОРМАЦИОННАЯ БЕЗОПАСНОСТЬ

**Микова С. Ю., Оладько В. С.** Оценка точности и полноты алгоритма обнаружения сетевых аномалий Бродского-Дарховского ..... 44

### ПРОГРАММНОЕ И АППАРАТНОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ ПРОЦЕССОВ И СИСТЕМ

**Крылов С. В., Пчельникова М. И.** Численные параметры пользовательского интерфейса ..... 50

Журнал распространяется по подписке, которую можно оформить в любом почтовом отделении, или непосредственно в издательстве.

Индексы по каталогам: «Роспечать» – 84197, «Пресса России» – 39244, «Почта России» – 60263

**Журнал входит в перечень изданий, утвержденных ВАК РФ,  
для публикации трудов соискателей ученых степеней**

Перепечатка, все виды копирования и воспроизведения материалов, публикуемых в «Вестник компьютерных и информационных технологий», допускаются со ссылкой на источник информации и только с разрешения редакции

**Chairman of Editorial Board**  
G. G. Sebryakov

**Editor-in-Chief**  
I. A. Kaljaev

**Deputy Chairman  
of Editorial Board:**  
S. Yu. Zheltov,  
M. N. Krasilshchikov

**Editorial Board:**  
V. I. Averchenkov  
(Deputy Editor-in-Chief)  
A. I. Bashmakov  
S. N. Vasilev  
Yu. V. Vizilter  
A. I. Kibzun  
P. E. Kleyzer (Deputy Editor-in-Chief)  
Yu. N. Kofanov  
V. V. Lebedev  
E. A. Mikrin  
V. V. Popov  
A. V. Rybakov  
R. L. Smelyansky

**Regional Editorial Board:**

<b>Belgorod</b> I. S. Konstantinov	<b>Orel</b> V. T. Eremenko A. V. Koskin
<b>Daegu (South Korea)</b> R. A. Ziatdinov	<b>Pereslavl-Zalesskiy</b> S. M. Abramov
<b>Irkutsk</b> I. V. Bychkov	<b>Rostov-on-Don</b> V. I. Minkin A. V. Soldatov
<b>Kursk</b> O. I. Atakishchev	<b>Saint-Petersburg</b> Yu. A. Gatchin
<b>Minsk (The Republic of Belarus)</b> S. V. Ablamejko	<b>Stavropol</b> P. A. Averichkin
<b>Nizhny Novgorod</b> R. Ya. Vakulenko S. I. Rotkov	<b>Taganrog</b> V. V. Kureichik
	<b>Volgograd</b> V. A. Kamaev

**Editorial Staff:**  
E. V. Arefieva  
N. V. Pantina

The journal is registered by RF  
Ministry of Press, Tele- and Broad-  
casting and Mass Communications  
Media. Registration certificate  
ПИ № ФС77-46365 от 26.08.2011 r.

Tel.: (495) 589 56 41, 514 76 50

Edition address: Buil. 1, Usacheva St.  
35, Moscow, Russia, 119048

E-mail: vkit@idspektr.ru;  
vkitpost@rambler.ru  
Http://www.vkit.ru

## CONTENTS

### INFORMATING-CONTROLLING COMPLEXES OF MOBILE OBJECTS

- Safonov V. I., Sukhodrovskiy D. Yu., Ishutin A. A.** Selection of Video Equipment Parameters for a Surveillance System Used for Semirealistic Simulation of an Electrooptic Sighting System ..... 3

### AUTOMATION OF ENGINEERING, DESIGN AND PRODUCTION TECHNOLOGICAL PREPARATION

- Averchenkov V. I., Kazakov V. S., Kazakov P. V.** Multi-objective Optimization of Hydraulic Actuator System Using Genetic Algorithms ..... 7
- Zurabyan N. I.** Analytical Modelling of the Influence of Characteristics of Perspective Technical Systems to the Actions of Competitors ..... 14

### DISTRIBUTED COMPUTING AND INFORMATING-CONTROLLING SYSTEMS. NETWORK ENGINEERING

- Abramov G. V., Denisenko V. V.** Analysis of the Data Transmission with Guaranteed Delivery Through Multiple Access Channel ..... 18
- Bogatyrev V. A., Parshutina S. A.** Multipath Fault-Tolerant Routing Models for Distributing Queries Through the Network ..... 23
- Kalyaev A. I., Kalyaev I. A., Korovin Ya. S.** Method of Multiagent Dispatching Resources in Heterogeneous Cloud Environments While Performing Flow of Incoming Tasks ..... 29
- Kamaev V. A., Finogeev A. G., Bershadsky A. M., Nefedova I. S., Finogeev E. A.** Multi-Agent Data Processing in Fog Computing Environment in Wireless Sensor Network ..... 37

### INFORMATION SECURITY

- Mikova S. Yu., Oladko V. S.** Assessment of Accuracy and Completeness of the Detection Algorithm Network Anomalies Brodsky–Darhovskiy ..... 44

### HARD- AND SOFTWARE OF PROCESSES AND SYSTEMS

- Krylov S. V., Pchelnikova M. I.** Quantitative Parameters of the User Interface ..... 50

The journal is being distributed according to a subscription, which is available in any post office or at the publishing house directly. Indexes in the catalogue:  
"Rosspechat" – 84197, "Pressa Rossii" – 39244, "Pochta Rossii" – 60263

**Journal is included into the list of editions certified by RF Supreme Attestation Committee for publication of competitors works for scientific degrees**

Reprinting of materials from "Journal of Computer & Information Technology" is possible with writing permission of editorial staff. Reference to "Journal of Computer & Information Technology" at reprint is obligatory

А. И. Каляев, канд. техн. наук, И. А. Каляев, чл.-корр. РАН, Я. С. Коровин, канд. техн. наук  
(Научно-исследовательский институт многопроцессорных вычислительных  
и управляющих систем, Таганрог);  
e-mail: kaliaev@mvs.sfedu.ru

## МЕТОД МУЛЬТИАГЕНТНОГО ДИСПЕТЧИРОВАНИЯ РЕСУРСОВ В ГЕТЕРОГЕННОЙ ОБЛАЧНОЙ СРЕДЕ ПРИ ВЫПОЛНЕНИИ ПОТОКА ЗАДАЧ\*

(Окончание)\*\*

Рассмотрена проблема адаптивного диспетчирования (распределения) ресурсов в облачной вычислительной среде (ОВС), включающей в свой состав разнотипные (гетерогенные) вычислительные ресурсы, при решении потока крупномасштабных научных задач, поступающих в произвольные моменты времени и состоящих из множества информационно взаимосвязанных подзадач. Сформулирована задача диспетчирования ОВС для различных вариантов исходной постановки. Предложены принципы и методы мультиагентного диспетчирования ресурсов гетерогенной ОВС при решении потока крупномасштабных задач, обеспечивающие адаптивное распределение всех свободных в текущий момент времени вычислительных ресурсов ОВС с учетом их реальной производительности на различных подзадачах. Приведены алгоритмы работы программного агента мультиагентного диспетчера для различных вариантов организации ОВС, а также результаты исследования их эффективности с помощью программной модели гетерогенной ОВС.

**Ключевые слова:** облачная вычислительная среда; децентрализованный диспетчер; мультиагентное диспетчирование; поток крупномасштабных задач; адаптивное распределение ресурсов.

A. I. Kalyaev, I. A. Kalyaev, Ya. S. Korovin (Scientific Research Institute  
of Multiprocessing Computing and Control Systems, Taganrog)

## METHOD OF MULTIAGENT DISPATCHING RESOURCES IN HETEROGENEOUS CLOUD ENVIRONMENTS WHILE PERFORMING FLOW OF INCOMING TASKS

The work is devoted to solving the fundamental problem of the adaptive allocation of resources in a CCE (Cloud Computing Environment), which consists of heterogeneous computing resources for solving incoming flow of large-scale scientific tasks coming at random moments and consisting of interconnected subtasks. It is assumed that, in general, all the computing resources that are part of the CCE have different specializations (can solve different sets of sub-tasks), and the different performance when solving similar tasks. The article formulates four options for setting the problem of allocation of heterogeneous resources in CCE depending on the specific conditions of its organization. It is shown that the solution of these problems by centralized controller is extremely difficult. Therefore, this article offers guidelines how to use heterogeneous multi-agent allocation of resources in CCE while solving large-scale flow of tasks, providing adaptive distribution of all available at the current time computing resources with regard to their specialization and the actual performance on various subtasks. Authors describe algorithms of multi-agent software agent dispatching for all four original formulations of the problem. Authors researched developed multi-agent allocation algorithms using the program model of heterogeneous CCE, and results demonstrated their efficiency. Implementing the proposed approach to the problem of scheduling heterogeneous CCE allows you to:

- Provide a quasi-optimal automatic allocation of resources CCE in resolving problems based on their expertise and real performance on a given task;
- Ensure high payload of resources of CCE;
- Allow unlimited scalability of heterogeneous computing resources in CCE;
- Provide increased fault tolerance in CCE, since it lacks components, failure of which leads to disastrous consequences for the whole system.

**Keywords:** Cloud computing environment; Decentralized controller; Multi-agent dispatching; Flow of large-scale tasks; Adaptive resource allocation.

### Гетерогенная облачная вычислительная среда с ресурсами различной производительности (вариант 2)

В отличие от варианта 1 постановки задачи диспетчирования ресурсов облачной вычислительной среды (ОВС) при решении потока задач  $Z$ , в данном варианте производительность различ-

ных ресурсов при решении подзадач идентичных типов  $A_d = A$  различна, т.е.  $S_i^d \neq S_j^d$  ( $i = 1, 2, \dots, N; j = 1, 2, \dots, i-1, i+1, \dots, N$ ).

Очевидно, что время выполнения одной и той же нити  $H_f$  различными объектами ресурсов множества  $R$  также будет различным. Поэтому,

\* Работа выполнена при поддержке РФФИ, проект № 15-29-07928.

\*\* Начало 2015, № 11.

если ресурс  $R_p \in \mathbf{R}$ , агент которого обнаружил задачу  $Z_l$  на доске объявлений (ДО), не может выполнить нить  $H_f$  к заданному моменту времени  $T_{k+1}^f$ , то это не означает, что в целом задача  $Z_l$  невыполнима. Через определенное время может появиться другой свободный ресурс  $R_c \in \mathbf{R}$ , который выполнит данную нить к требуемому моменту времени.

После обнаружения задачи  $Z_l$  на ДО агент  $R_p$  выделяет, согласно (1), наиболее длинную нить, конечной вершине которой приписано требуемое время выполнения, и оценивает возможность ее исполнения к заданному моменту времени с помощью «своего» ресурса. Если такое условие выполняется, то агент принимает исполнение последовательности подзадач, приписанных данной нити, на себя. В противном случае, он выделяет в графе задачи следующую по длине нить, конечной вершине которой также приписано требуемое время ее исполнения, и анализирует возможность ее исполнения к данному моменту времени и т.д., до тех пор, пока не найдет нить, которую ресурс агента может выполнить за отведенное время, или безуспешно переберет все нити графа задачи в порядке убывания их длины.

Отметим, что в момент размещения задачи  $Z_l$  на ДО, требуемый момент времени исполнения  $T_{\max}^l$  приписан только конечной вершине  $q_k$  графа  $G_l(Q_l, X_l)$  (см. рис. 3). Поэтому процесс распределения подзадач данной задачи между ресурсами ОВС не «сдвинется с места» до тех пор, пока не появится свободный ресурс, способный выполнить нить  $H_1 = \langle q_1^1, q_2^1, \dots, q_k^1 \rangle$ , заканчивающуюся на конечной вершине  $q_k$ , к моменту времени  $T_{k+1}^1 = T_{\max}^l$ . После того, как нить  $H_1$  будет принята некоторым агентом  $R_p$  к исполнению, и всем вершинам модифицированного графа  $G_l^1(Q_l^1, X_l^1)$ , инцидентным вершинам нити  $H_1$ , будут приписаны требуемые моменты времени их исполнения (с помощью описанной выше процедуры), последующие агенты, обнаружившие задачу  $Z_l$  на ДО, будут иметь возможность выбора среди некоторого множества тех нитей, для которых требуемое время их исполнения определено.

Процесс распределения подзадач задачи  $Z_l$  заканчивается, когда все нити графа  $G_l(Q_l, X_l)$

разобраны агентами, вступившими в сообщество  $R_l$  по ее решению, т.е.  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j) = \emptyset$ , или когда  $T_{\text{тек}}$  превысит заданное время  $T_{\max}^l$  исполнения всей задачи  $Z_l$  в целом.

После того, как некоторый агент  $R_p$  выбрал для исполнения нить  $H_f = \langle q_1^f, q_2^f, \dots, q_k^f \rangle$ , он приступает к реализации подзадач, приписанных ее вершинам. В отличие от первого варианта, если перед началом выполнения очередной подзадачи  $A_i$ , приписанной вершине  $q_i^f \in H_f$  ( $i = 1, 2, \dots, k$ ), временной график выполнения нити  $H_f$  не выполняется, т.е.  $T_i^f < T_{\text{тек}}$ , то в данном варианте это не означает, что задача  $Z_l$  не может быть решена к требуемому пользователем моменту времени. Поскольку производительность всех ресурсов при решении идентичных подзадач разная, то в дальнейшем может появиться свободный ресурс, который успеет выполнить оставшуюся часть нити  $H_f$  к требуемому моменту времени  $T_{k+1}^f$ . Поэтому агент  $R_p$  должен известить ДО о том, что произошло отставание от графика вычислительного процесса и он не может обеспечить решение принятой на себя нити  $H_f$  к заданному моменту времени. Полученные промежуточные данные исполнения нити  $H_f$  отправляются агентом  $R_p$  на ДО, и дескриптор задачи на ДО модифицируется следующим образом: идентификатор агента  $R_p$  исключается из списка членов сообщества  $R_l$ ; оставшиеся не реализованными вершины нити  $H_f$  возвращаются в граф задачи, причем конечной вершине данной нити вновь приписывается значение момента времени  $T_{k+1}^f$ , к которому необходимо получить результат ее решения, а также идентификатор агента, которому результат необходимо передать. Модифицированный таким образом дескриптор задачи  $Z_l$  вновь выставляется на ДО для поиска новых участников сообщества, которые смогли бы обеспечить решения оставшейся части задачи к заданному пользователю моменту времени.

Представленной выше процедуре отвечает алгоритм 2.

## Алгоритм 2

1. Агент свободного ресурса  $R_p$  опрашивает ДО.

2. При обнаружении на ДО задачи  $Z_l$  агент  $R_p$  считывает ее дескриптор и анализирует граф задачи  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$ . Если  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

3. Если  $T_{\text{тек}} \geq T_{\text{макс}}^l$ , то переход к пункту 20.

4. Агент  $R_p$  оценивает экономическую целесообразность своего участия в решении задачи  $Z_l$ , сравнивая предлагаемую пользователем относительную стоимость вычислений  $D = O/V$  с установленным для него порогом  $D_p$ . Если  $D < D_p$ , то переход к пункту 1.

5.  $i = 1$ ;  $G_i(Q_i, X_i) = G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$ .

6. Агент  $R_p$  согласно выражению (1) выделяет в графе  $G_i(Q_i, X_i)$  наиболее длинную нить  $H_i = \langle q_1^i, q_2^i, \dots, q_k^i \rangle$ , конечной вершине  $q_k^i$  которой приписано требуемое время ее исполнения  $T_{k+1}^i$  (если  $H_i = H_1$ , то  $T_{k+1}^i = T_{\text{макс}}^l$ ), и определяет согласно выражению (2) допустимый момент времени  $T_1^i$ , когда необходимо начать ее выполнение.

7. Если  $T_1^i \geq T_{\text{тек}}$ , то переход к пункту 11.

8. Нить  $H_i$  исключается из графа  $G_i(Q_i, X_i)$ , т.е.  $G_{i+1}(Q_{i+1}, X_{i+1}) = G_i(Q_i, X_i) / H_i$ .

9. Если  $G_{i+1}(Q_{i+1}, X_{i+1}) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

10.  $i = i + 1$ , переход к пункту 6.

11. Агент  $R_p$  принимает на себя выполнение нити  $H_i$ , для чего модифицирует дескриптор задачи  $Z_l$  на ДО: записывает в список участников сообщества  $R_l$  свой идентификатор; модифицирует граф  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  задачи  $Z_l$  путем исключения из него вершин нити  $H_i$ , т.е.  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1}) = G_l^j(Q_l^j, X_l^j) / H_i$ ; приписывает вершинам  $q_f^{j+1}$  модифицированного графа  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1})$ , инцидентным вершинам  $q_b^j$  нити  $H_i$  идентификатор ресурса  $R_p$ , которому

необходимо передать результаты исполнения вершины  $q_f^{j+1}$ , а также требуемое время их исполнения, определяемое по (4).

12. Агент  $R_p$  переходит к исполнению последовательности подзадач, приписанных вершинам нити  $H_i = \langle q_1^i, q_2^i, \dots, q_k^i \rangle$ ;  $d = 1$ .

13. Если  $T_d^i < T_{\text{тек}}$ , где  $T_d^i = T_{k+1}^i - \left( \sum_{j=d}^k \frac{V_j^i}{S_j^p} + t_{\text{п}} \right)$  – требуемое время начала выполнения подзадачи  $A_d$ , приписанной вершине  $q_d^i \in H_i$ , то переход к пункту 15.

14. Агент  $R_p$  проверяет наличие исходных данных, необходимых для выполнения подзадачи  $A_d$ . Если исходные данные еще не поступили, то переход к пункту 13, в противном случае, к пункту 16.

15. Агент  $R_p$  отправляет результаты решения подзадачи  $A_{d-1}$ , приписанной вершине  $q_{d-1}^i \in H_i$ , на ДО и осуществляет модификацию дескриптора задачи  $Z_l$ : исключает свой идентификатор из списка сообщества  $R_l$ ; добавляет неисполненные вершины  $q_d^i, q_{d+1}^i, \dots, q_k^i$  нити  $H_i$  в граф  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$ , а также приписывает крайней вершине  $q_k^i \in H_i$  момент времени  $T_{k+1}^i$ , к которому она должна быть исполнена, а также идентификатор ресурса, куда необходимо передать результаты ее решения. Переход к пункту 1.

16. Агент  $R_p$  решает подзадачу  $A_d$ , приписанную вершине  $q_d^i \in H_i$  с помощью своего ресурса.

17. Если агенту  $R_p$  поступило сообщение о прекращении решения задачи  $Z_l$ , то переход к пункту 1.

18.  $d = d + 1$ ; если  $d \leq k$ , то переход к пункту 13.

19. Агент  $R_p$  сообщает на ДО об успешном завершении решения нити  $H_i$  задачи  $Z_l$ . При этом идентификатор агента  $R_p$  исключается из списка членов сообщества  $R_l$  по решению данной задачи, ему начисляются премиальные баллы  $O_p = OV^p/V$ . Переход к пункту 1.

20. Задача  $Z_l$  не может быть решена к требуемому моменту времени  $T_{\max}^l$ . Дескриптор задания  $Z_l$  удаляется с ДО, пользователю направляется сообщение о невозможности решения его задачи к требуемому моменту времени, а всем агентам, идентификаторы которых записаны в списке участников сообщества  $R_l$  по решению задачи  $Z_l$ , передается сообщение о прекращении ее исполнения. Переход к пункту 1.

Конец алгоритма 2.

**Гетерогенная облачная вычислительная среда с ресурсами различной специализации (вариант 3)**

В данном варианте исходной постановки задачи предполагается, что все ресурсы  $R_i$  ( $i = 1, 2, \dots, N$ ) выполняют различные наборы подзадач  $A_i$ , причем в общем случае  $A_i \cap A_j \neq \emptyset$  ( $i = 1, 2, \dots, N; j = 1, 2, \dots, i - 1, i + 1, \dots, N$ ). При этом производительность различных ресурсов при решении подзадач идентичных типов  $A_d \in A_i \cap A_j$  одинакова, т.е.  $S_i^d = S_j^d$  ( $i = 1, 2, \dots, N; j = 1, 2, \dots, i - 1, i + 1, \dots, N$ ).

Рассмотрим основные принципы организации процесса диспетчирования ОВС при решении потока задач  $Z$  при данных условиях.

Допустим, что агент некоторого свободного ресурса  $R_p \in R$  обнаружил на ДО задание  $Z_l$ . В отличие от предыдущих вариантов исходной постановки в данном случае может оказаться, что ресурс  $R_p$  способен выполнять не все подзадачи, приписанные вершинам графа  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  задачи  $Z_l$ . Поэтому в графе  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  предварительно выделим подграф  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$ , вершинам которого приписаны подзадачи множества  $A_p$ , выполняемые ресурсом  $R_p$  (рис. 6), и проанализируем, есть ли среди вершин подграфа  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  вершины, которым приписано требуемое время их исполнения (при размещении задачи  $Z_l$  на ДО время исполнения  $T_{\max}^l$  приписано только конечной вершине  $q_k$  графа  $G_l(Q_l, X_l)$ ). Если таких вершин нет, то агент  $R_p$  не может

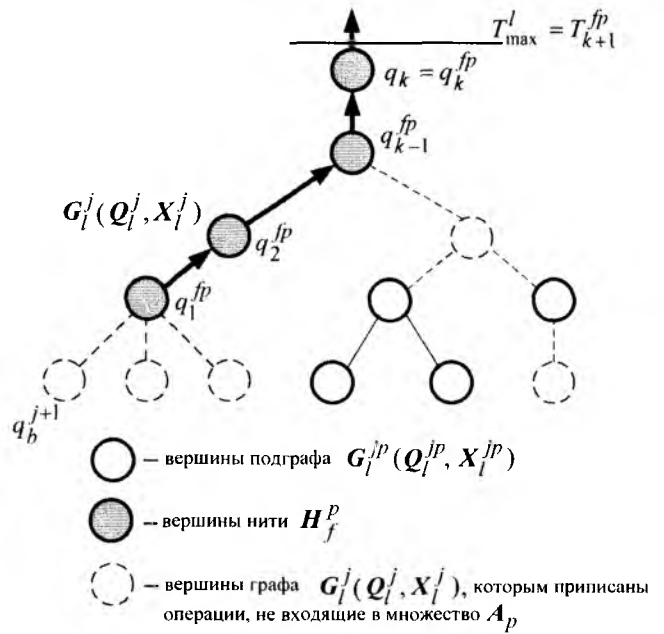


Рис. 6. Выделение подграфа  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  в графе  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  задачи  $Z_l$

вступить в сообщество  $R_l$  по выполнению задачи  $Z_l$  и вновь переходит к режиму опроса ДО в целях поиска других задач. В противном случае, агент  $R_p$  с помощью выражения (1) выделяет в подграфе  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  наиболее длинную нить  $H_f^p = \langle q_1^{fp}, q_2^{fp}, \dots, q_k^{fp} \rangle$ , конечной вершине  $q_k^{fp}$  которой приписано требуемое время исполнения  $T_{k+1}^{fp}$ , и анализирует возможность ее исполнения ресурсом  $R_p$  к данному моменту времени (см. рис. 6). Для этого он определяет требуемое время начала исполнения операции, приписанной первой вершине  $q_1^{fp}$  нити  $H_f^p$ ,

$$T_1^{fp} = T_{k+1}^{fp} - \left( \sum_{i=1}^k \frac{V_i^{fp}}{S_i^p} + t_n \right)$$

и сравнивает данное время с текущим  $T_{\text{тек}}$ . Если  $T_{\text{тек}} > T_1^{fp}$ , то ресурс  $R_p$  не может выполнить данную нить к требуемому моменту времени  $T_{k+1}^{fp}$ . Поскольку в данном варианте принято, что все ресурсы ОВС имеют одинаковую производительность при решении идентичных подзадач, то никакой другой ресурс  $R_c \in R$  также не может

выполнить данную нить  $H_f^p$  к требуемому моменту времени, т.е. задача  $Z_l$  невыполнима, и ее дескриптор снимается с ДО. В противном случае, агент  $R_p$  входит в состав сообщества  $R_l$  по решению задачи  $Z_l$ , нить  $H_f^p$  исключается из графа  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$ , в результате формируется новый граф  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1}) = G_l^j(Q_l^j, X_l^j) / H_f^p$ ; вершинам графа  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1})$ , инцидентным вершинам нити  $H_f^p$  присписываются требуемое время их исполнения, определяемое согласно выражению (4), и идентификатор ресурса  $R_p$ , которому должны быть переданы результаты решения присписанных им подзадач.

Агент  $R_p$  осуществляет решение подзадач, присписанных вершинам нити  $H_f^p$ , аналогично тому, как показано в варианте 1.

Процесс распределения подзадач задачи  $Z_l$  заканчивается в случае, если после очередной модификации граф задачи становится пустым, т.е.  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1}) = \emptyset$  (все его подзадачи успешно распределены между ресурсами сообщества  $R_l$ ), или текущее время  $T_{тек}$  превышает установленное потребителем время  $T_{max}^l$  выполнения всей задачи  $Z_l$ .

### Алгоритм 3

1. Агент свободного ресурса  $R_p$  опрашивает ДО.
2. При обнаружении на ДО задачи  $Z_l$  агент  $R_p$  считывает ее дескриптор и анализирует граф задачи  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$ . Если  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.
3. Если  $T_{тек} \geq T_{max}^l$ , то переход к пункту 18.
4. Агент  $R_p$  оценивает экономическую целесообразность своего участия в решении задачи  $Z_l$ , сравнивая предлагаемую пользователем относительную стоимость вычислений  $D = O/V$  с установленным для него порогом  $D_p$ . Если  $D < D_p$ , то переход к пункту 1.

5. В графе  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  выделяется подграф  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$ , вершинам которого присписаны подзадачи множества  $A_p$ , выполняемые ресурсом  $R_p$ .

6. Если  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp}) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

7. Агент  $R_p$  выделяет в подграфе  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  наиболее длинную нить  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ , конечной вершине которой присписано требуемое время исполнения  $T_{k+1}^{jp}$  (в момент размещения задания  $Z_l$  на ДО требуемое время  $T_{k+1}^{jp} = T_{max}^l$  присписано только конечной вершине  $q_k$  графа  $G_l(Q_l, X_l)$ ). Если такой нити в подграфе  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  нет, то переход к пункту 1.

8. Агент  $R_p$  определяет допустимый момент времени, когда необходимо начать выполнение нити  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ , чтобы успеть завершить ее исполнение к моменту  $T_{k+1}^{jp}$

$$T_1^{jp} = T_{k+1}^{jp} - \left( \sum_{i=1}^k \frac{V_i^{jp}}{S_i^p} + t_{п} \right).$$

9. Если  $T_1^{jp} < T_{тек}$ , то переход к пункту 18.

10. Агент  $R_p$  принимает на себя выполнение нити  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ , для чего модифицирует дескриптор задачи  $Z_l$  на ДО: записывает в список участников сообщества  $R_l$  свой идентификатор; модифицирует граф  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  задачи  $Z_l$  путем исключения из него вершин нити  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ , т.е.  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1}) = G_l^j(Q_l^j, X_l^j) / H_j^p$ ; присписывает вершинам  $q_j^{j+1,p}$  модифицированного графа  $G_l^{j+1}(Q_l^{j+1}, X_l^{j+1})$ , инцидентным вершинам  $q_b^{j,p}$  нити  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ , идентификатор ресурса  $R_p$ , которому необходимо передать результаты исполнения вершины  $q_f^{i+1,p}$ , а также требуемое время их исполнения, определяемое согласно выражению (4).

11. Агент  $R_p$  переходит к исполнению последовательности подзадач, приписанных вершинам нити  $H_j^p = \langle q_1^{jp}, q_2^{jp}, \dots, q_k^{jp} \rangle$ ;  $d = 1$ .

12. Если  $T_d^{jp} < T_{\text{тек}}$ , где  $T_d^{jp} = T_{k+1}^{jp} - \left( \sum_{i=d}^k \frac{V_i^{jp}}{S_i^p} + t_{\text{н}} \right)$  – требуемое время начала выполнения подзадачи  $A_d$ , приписанной вершине  $q_d^{jp} \in H_j^p$ , то переход к пункту 18.

13. Агент  $R_p$  проверяет наличие исходных данных, необходимых для выполнения подзадачи  $A_d$ . Если исходные данные не поступили, то переход к пункту 12.

14. Агент  $R_p$  решает подзадачу  $A_d$ , приписанную вершине  $q_d^{jp} \in H_j^p$  с помощью своего ресурса.

15. Если агенту  $R_p$  поступило сообщение о прекращении решения задачи  $Z_l$ , то переход к пункту 1.

16.  $d = d + 1$ ; если  $d \leq k$ , то переход к пункту 12.

17. Агент  $R_p$  сообщает на ДО об успешном завершении решения нити  $H_j^p$  задачи  $Z_l$ . При этом идентификатор агента  $R_p$  исключается из списка членов сообщества  $R_l$  по решению данной задачи; ему начисляются премиальные баллы  $O_p = OV^p / V$ . Переход к пункту 1.

18. Задача  $Z_l$  не может быть решена к требуемому моменту времени  $T_{\text{макс}}^l$ . Deskриптор задачи  $Z_l$  удаляется с ДО, пользователю направляется сообщение о невозможности решения его задачи к требуемому моменту времени; всем агентам, номера которых записаны в списке участников сообщества  $R_l$  по выполнению задачи  $Z_l$ , передается сообщение о прекращении ее исполнения. Переход к пункту 1.

*Конец алгоритма 3.*

**Гетерогенная облачная вычислительная среда с ресурсами различной специализации и производительности (вариант 4)**

В данном варианте исходной постановки задачи ресурсы  $R_i \subseteq R$  ( $i = 1, 2, \dots, N$ ) выполняют различные наборы подзадач  $A_i$ , причем произво-

дительность различных ресурсов при решении идентичных подзадач также различна.

При этом, как и в варианте 3, агент свободного ресурса  $R_p$ , обнаруживший на ДО дескриптор задачи  $Z_l$ , должен выделить в графе  $G_l^j(Q_l^j, X_l^j)$  подграф  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$ , вершинам которого приписаны подзадачи, входящие в исполняемое им множество  $A_p$ . В подграфе  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  агент  $R_p$  выделяет наиболее длинную нить  $H_f^p$ , конечной вершине  $q_k^{jp}$  которой приписано требуемое время исполнения  $T_{k+1}^{jp}$ , и анализирует возможность ее исполнения к данному моменту времени. Для этого он с помощью выражения (2) определяет время  $T_1^{jp}$  начала исполнения операции, приписанной первой вершине данной нити  $H_f^p$ , и сравнивает его с текущим временем  $T_{\text{тек}}$ . Если  $T_{\text{тек}} > T_1^{jp}$ , то объект  $R_p$  не может выполнить данную нить к требуемому моменту времени  $T_{k+1}^{jp}$ . Поскольку в данном варианте принято, что ресурсы множества  $R$  выполняют идентичные операции за различное время, то в дальнейшем может появиться свободный ресурс  $R_c$ , который сможет выполнить нить  $H_f^p$  к моменту времени  $T_{k+1}^{jp}$ . Поэтому, в отличие от варианта 3, задача  $Z_l$  не снимается с ДО, и агент  $R_p$  продолжает анализировать следующие по убыванию длины нити подграфа  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$  (для которых задано время исполнения) до тех пор, пока не найдет нить, которую он сможет выполнить к требуемому моменту времени или не переберет все возможные нити подграфа  $G_l^{jp}(Q_l^{jp}, X_l^{jp})$ .

В остальном процедура распределения не отличается от той, которая показана в варианте 2.

**Алгоритм 4**

1. Агент свободного ресурса  $R_p$  опрашивает ДО.
2. При обнаружении на ДО задачи  $Z_l$  агент  $R_p$  считывает его дескриптор и анализирует



граф задачи  $G_i^j(Q_i^j, X_i^j)$ . Если  $G_i^j(Q_i^j, X_i^j) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

3. Если  $T_{\text{тек}} \geq T_{\text{max}}^l$ , то переход к пункту 23.

4. Агент  $R_p$  оценивает экономическую целесообразность своего участия в решении задачи  $Z_l$ , сравнивая предлагаемую пользователем относительную стоимость вычислений  $D = O/V$  с установленным для него порогом  $D_p$ . Если  $D < D_p$ , то переход к пункту 1.

5. В графе  $G_i^j(Q_i^j, X_i^j)$  выделяется подграф  $G_i^{jp}(Q_i^{jp}, X_i^{jp})$ , вершинам которого приписаны подзадачи множества  $A_p$ , выполняемые ресурсом  $R_p$ .

6. Если  $G_i^{jp}(Q_i^{jp}, X_i^{jp}) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

7.  $i = 1$ ;  $G_i(Q_i, X_i) = G_i^{jp}(Q_i^{jp}, X_i^{jp})$ .

8. Агент  $R_p$  выделяет в графе  $G_i(Q_i, X_i)$  наиболее длинную нить  $H_i^p = \langle q_1^{ip}, q_2^{ip}, \dots, q_k^{ip} \rangle$ , конечной вершине которой приписано требуемое время исполнения  $T_{k+1}^{ip}$  (в момент размещения задания  $Z_l$  на ДО требуемое время  $T_{k+1}^{ip} = T_{\text{max}}^l$  приписано только конечной вершине  $q_k$  графа  $G_i(Q_i, X_i)$ ). Если такой нити в графе  $G_i(Q_i, X_i)$  нет, то переход к пункту 1.

9. Агент  $R_p$  определяет допустимый момент времени  $T_1^{ip}$ , когда необходимо начать выполнение нити  $H_i^p = \langle q_1^{ip}, q_2^{ip}, \dots, q_k^{ip} \rangle$ , чтобы успеть завершить ее исполнение к моменту  $T_{k+1}^{ip}$

$$T_1^{ip} = T_{k+1}^{ip} - \left( \sum_{j=1}^k \frac{V_j^{ip}}{S_j^p} + t_{\Pi} \right).$$

10. Если  $T_1^{ip} \geq T_{\text{тек}}$ , то переход к пункту 14.

11. Нить  $H_i^p$  исключается из графа  $G_i(Q_i, X_i)$ , т.е.  $G_{i+1}(Q_{i+1}, X_{i+1}) = G_i(Q_i, X_i) / H_i^p$ .

12. Если  $G_{i+1}(Q_{i+1}, X_{i+1}) = \emptyset$ , то переход к пункту 1.

13.  $i = i + 1$ , переход к пункту 8.

14. Агент  $R_p$  принимает на себя исполнение нити  $H_i^p$ , для чего модифицирует дескриптор задания  $Z_l$  на ДО: в список участников сообщества  $R_l$  записывает его идентификатор; из графа  $G_i^j(Q_i^j, X_i^j)$  исключает вершины нити  $H_i^p$ , в результате формируется новый граф  $G_i^{j+1}(Q_i^{j+1}, X_i^{j+1}) = G_i^j(Q_i^j, X_i^j) / H_i^p$ ; приписывает вершинам  $q_f^{j+1,p}$  модифицированного графа  $G_i^{j+1}(Q_i^{j+1}, X_i^{j+1})$ , инцидентным вершинам  $q_b^{jp}$  нити  $H_i^p = \langle q_1^{ip}, q_2^{ip}, \dots, q_k^{ip} \rangle$ , идентификатор ресурса  $R_p$ , которому необходимо передать результаты исполнения подзадачи, приписанной вершине  $q_f^{j+1,p}$ , а также требуемое время их исполнения, определяемое согласно выражению (4).

15. Агент  $R_p$  переходит к исполнению последовательности подзадач, приписанных вершинам нити  $H_i^p = \langle q_1^{ip}, q_2^{ip}, \dots, q_k^{ip} \rangle$ ;  $d = 1$ .

16. Если  $T_d^{ip} < T_{\text{тек}}$ , где  $T_d^{ip} = T_{k+1}^{ip} - \left( \sum_{m=d}^k \frac{V_{im}^{ip}}{S_m^p} + t_{\Pi} \right)$  – требуемое время начала выполнения подзадачи  $A_d$ , приписанной вершине  $q_d^{ip} \in H_i^p$ , то переход к пункту 18.

17. Агент  $R_p$  проверяет наличие исходных данных, необходимых для выполнения подзадачи  $A_d$ . Если исходные данные еще не поступили, то переход к пункту 16, в противном случае, переход к пункту 19.

18. Агент  $R_p$  отправляет результаты решения подзадачи, приписанной вершине  $q_{d-1}^{ip} \in H_i^p$ , на ДО и осуществляет модификацию дескриптора задачи  $Z_l$ : исключает свой идентификатор из списка сообщества  $R_l$ ; добавляет неисполненные вершины  $q_d^{ip}, q_{d+1}^{ip}, \dots, q_k^{ip}$  нити  $H_i^p$  в граф задачи; приписывает крайней вершине данной нити момент времени  $T_{k+1}^{ip}$ , к которому она должна быть исполнена, а также идентификаторы потребителя, которому необходимо передать результаты ее решения. Переход к пункту 1.

19. Агент  $R_p$  выполняет операцию  $A_d$ , приписанную вершине  $q_d^{ip} \in H_i^p$ , с помощью своего ресурса.

20. Если агенту  $R_p$  поступило сообщение о прекращении выполнения задачи  $Z_l$ , то переход к пункту 1.

21.  $d = d + 1$ ; если  $d \leq k$ , то переход к пункту 16.

22. Агент  $R_p$  сообщает на ДО об успешном завершении решения нити  $H_i$  задачи  $Z_l$ . При этом идентификатор агента  $R_p$  исключается из списка членов сообщества  $R_l$  по решению данной задачи, ему начисляются премиальные баллы  $O_p = OV^p / V$ . Переход к пункту 1.

23. Задача  $Z_l$  не может быть решена к требуемому моменту времени. Дескриптор задачи  $Z_l$  удаляется с ДО, пользователю направляется сообщение о невозможности решения его задачи к требуемому моменту времени; всем агентам, идентификаторы которых записаны в списке участников сообщества  $R_l$  по выполнению задачи  $Z_l$ , передается сообщение о прекращении ее исполнения. Переход к пункту 1.

*Конец алгоритма 4.*

### **Результаты экспериментальных исследований**

В целях исследования работоспособности и эффективности предложенного мультиагентного диспетчирования ресурсов гетерогенной ОВС при решении потока задач  $Z$  разработана программная модель, обеспечивающая возможность моделирования работы ОВС при различных значениях следующих исходных параметров:

- число ресурсов в ОВС (до 1000 шт.);
- число различных типов подзадач, выполняемых отдельным ресурсом, входящим в ОВС (до 20);
- производительность ресурсов при решении подзадач различных типов;
- сложность (число операций) в графе задач и моменты их появления в системе;
- требуемые моменты времени получения решения пользовательских задач.

В качестве критериев эффективности работы ОВС приняты:

- коэффициент полезного действия (КПД) – отношение времени, затраченного ресурсами ОВС на выполнение пользовательских задач, к общему времени их работы в системе;
- коэффициент гарантированности выполнения (КГВ) пользовательской задачи – отношение числа пользовательских задач, выполненных к требуемому моменту времени, к общему числу задач, направленных пользователями на ДО.

На рис. 7 (см. 3-ю стр. обложки) показан интерфейс программной модели ОВС, где в правой части отображены параметры различных задач, размещенных пользователями на ДО; в центральной части кружки – распределенные вычислительные ресурсы ОВС (их цвет показывает, в решении какой из задач в настоящее время участвует тот или иной ресурс).

Результаты серии экспериментов, проведенных при различных значениях исходных параметров программной модели, показывают, что значение КПД не опускается ниже 75 %, его среднее значение 84 %; значение КГВ не опускается ниже 91 %, его среднее значение 97 %.

### **Заключение**

Дано описание общих принципов организации мультиагентного диспетчирования гетерогенной ОВС при выполнении потока потребительских заданий, поступающих в заранее не известные моменты времени. Реализация предлагаемого подхода позволяет обеспечить:

- квазиоптимальное автоматическое распределение ресурсов ОВС в процессе решения потока пользовательских задач с учетом их реальной производительности на той или иной задаче;
- высокую полезную загрузку ресурсов ОВС;
- высокую вероятность решения пользовательских задач к требуемому моменту времени;
- возможность неограниченного наращивания (масштабируемости) числа гетерогенных вычислительных ресурсов в ОВС;
- повышенную отказоустойчивость ОВС, поскольку в ней отсутствуют узлы, выход из строя которых приводит к катастрофическим последствиям для системы в целом.

*Статья поступила в редакцию 13.08.2015 г.*