УДК 681.324

АЛГОРИТМ БЫСТРОГО ПОИСКА РАЦИОНАЛЬНОГО РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ЗАДАЧ ПО УЗЛАМ ИНФОРМАЦИОННО-ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

к.в.н. А.Н. Явтушенко, к.т.н. Г.А. Кучук, к.т.н. А.А. Пашнев
(представил д.т.н., проф. А.В. Королёв)

Предлагается алгоритм быстрого поиска рационального распределения задач по узлам информационно-телекоммуникационной сети, минимизирующего среднюю задержку пакета данных в ней и обеспечивающего учет требования надежности обработки задач в сети и их приоритетности, позволяющий достичь высокой вычислительной эффективности.

Введение. Как уже отмечалось в [1], эффективность обработки задач в информационно-телекоммуникационной сети (ИТС) определяется средним временем реакции сети на запросы абонентов к задачам, обрабатываемым в ней. При этом основным компонентом, определяющим время реакции ИТС на запрос абонента к задаче, обрабатываемой в сети, является задержка входного и выходного сообщений по запросу абонента к задаче, зависящая от средней задержки пакета данных в сети. Анализ средней задержки пакета данных в сети, проведенный в [2 – 4], показал, что определяющими параметрами, влияющими на величину средней задержки пакета данных в ИТС, являются длина маршрутов и интенсивность потоков данных, передаваемых по ним. Это позволило получить целевую функцию [1], определяемую суммарным произведением интенсивностей обмена задач, обрабатываемых в сети с их абонентами и длин кратчайших маршрутов между каждой парой узлов ИТС, минимизирующую среднюю задержку пакета данных в ней. Однако, в данной постановке вопроса рационального распределения задач по узлам информационно-телекоммуникационной сети не были учтены требования к надежности обработки задач в ИТС и их приоритетности, а также не проводился анализ временных характеристик выполнения соответствующих алгоритмов. Учитывая изложенные требования, постановка вопроса рационального распределения задач по узлам ИТС может быть сформулирована следующим образом. Необходимо сформировать такое распределение γ задач по узлам информационно-телекоммуникационной сети, для которого суммарное произведение интенсивностей обмена задач, обрабатываемых в сети с их абонентами и длин кратчайших маршрутов между каждой парой узлов сети принимает минимальное значение с учетом требования надежности обработки задач в ИТС и их приоритетности.

Целью статьи является разработка алгоритма быстрого поиска рационального распределения задач по узлам ИТС, минимизирующего среднюю задержку пакета данных в ней и обеспечивающего учет требования надежности обработки задач в ИТС и их приоритетности.

1. Формализация постановки задачи. Зададим множества узлов ИТС Y и независимых друг от друга задач Z, описываемые кортежами $\langle Y, \varphi_y, H_w \rangle$ и $\langle Z, \varphi_z, U_z \rangle$. Тогда необходимо распределить задачи $z_b \in Z$, $1 \le b \le h_z$, по узлам $y_a \in Y$, $1 \le a \le h_y$, так, чтобы целевая функция распределения γ [1]:

$$F^{(\gamma)} = \frac{1}{u_{z_{max}}} \cdot \sum_{a=1}^{h_y} \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot s_{zb,a}, \tag{1}$$

принимала минимальное значение при выполнении условий:

1) $\forall z_b \in Z \qquad \sum_{a=1}^{h_y} k_{b,a} = 1, \qquad \sum_{a=1}^{h'_y} k'_{b,a} \le 1;$

2) $\forall y_a \in Y \qquad \sum_{b=1}^{h_z} k_{b,a} \cdot \varphi_{z_b} \le \varphi_{y_a};$

3) $\forall y_a \in Y \setminus Y' \qquad \sum_{b=1}^{h_z} k'_{b,a} \cdot \varphi_{z_b} \le \varphi'_{y_a},$

где $u_{z_{max}} = \sum_{b=1}^{h_z} \sum_{i=1}^{h_y} u_{z_{b,i}}$ – максимальная суммарная интенсивность обмена задач, обрабатываемых в ИТС с их абонентами; $s_{z_{b,a}} = \sum_{i=1}^{h_y} u_{zb,i} \cdot h_{wa,i}$ – штраф при распределении задачи $z_b \in Z$ на узел $y_a \in Y$; $h_y = |Y|$; $h_z = |Z|$;

$$k_{b,a} = \begin{cases} 1, & \text{если} \quad z_b^{(\gamma)} \to y_a; \\ 0, & \text{в противном случае;} \end{cases} \quad k'_{b,a} = \begin{cases} 1, & \text{если} \quad z_b^{(\gamma')} \to y_a; \\ 0, & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

Y' – множество узлов ИТС с недоступными вычислительными ресурсами (ВР); h'_y – число узлов ИТС со свободными доступными ВР; $\varphi_z = (\varphi_{z_1}, \ldots, \varphi_{z_{h_z}})$ – вектор требуемых ВР ИТС по всем задачам множества

Z; φ_{z_b} – требуемый ВР для обработки задачи $z_b \in Z$; $\varphi_y = (\varphi_{y_1}, \dots, \varphi_{y_{h_y}})$ – вектор доступных ВР ИТС; φ_{y_a} – доступный ВР узла $y_a \in Y$; φ'_{y_a} – свободный доступный ВР узла $y_a \in Y$ после распределения γ задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$; $U_z = \left\| u_{z_{b,a}} \right\|$ – матрица размером $h_Z \times h_Y$, определяющая интенсивность обмена каждой задачи множества Z с каждым узлом множества Y; $u_{z_{b,i}}$ – интенсивность обмена задачи $z_b \in Z$ с узлом $y_i \in Y$; $H_w = \left\| h_{w_{a,i}} \right\|$ – квадратная матрица длин кратчайших маршрутов между каждой парой узлов ИТС; $h_{w_{a,i}}$ – длина кратчайшего маршрута между узлами y_a и y_i, определяемая числом каналов передачи данных, входящих в маршрут; γ' – резервное распределение задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y \setminus Y'$.

На основе совокупностей значений $s_{z_{b,a}}$ составляется матрица штрафов распределения γ – $S_z = \left\| s_{z_{b,a}} \right\|$. При этом в случае недопустимости распределения задачи z_b на узел y_a, например, если $\varphi_{z_b} > \varphi_{y_a}$, значение $s_{z_{b,a}}$ принимается равным бесконечности.

Для множества задач Z формируется вектор минимальных штрафов $\mathbf{s}_{z_{min}} = (\mathbf{s}_{z_{min_1}}, \dots, \mathbf{s}_{z_{min_{h_Z}}})$, где $\mathbf{s}_{z_{min_b}} = \min s_{z_{b,a}}$ определяет минимальный штраф при распределении задачи z_b на узел множества Y. На базе матрицы S_z формируется матрица $S'_z = \left\| s'_{z_{b,a}} \right\|$, у которой $s'_{z_{b,a}} = s_{z_{b,a}} - s_{z_{min_b}} + 1$. В качестве базовых элементов определяются все элементы матрицы S'_z, кроме тех, значения которых равны $s'_{z_{b,a}} = \infty - \mathbf{s}_{z_{min_b}} + 1$. Пусть максимальное значение базового элемента матрицы S'_z равно $s'_{z_{max}}$.

На основе матрицы S'_z формируется матрица $N_z = \left\| n_{z_{a,j}} \right\|$, где $1 \le j \le s'_{z_{max}}$, при этом величина $s'_{z_{max}}$ округляется до ближайшего целого значения. Каждая вектор-строка $\mathbf{n}_{z_a} = (\mathbf{n}_{z_{a_1}}, \dots, \mathbf{n}_{z_{a_{s'_{z_{max}}}}})$ матрицы N_z соответствует узлу $y_a \in Y$, а ее компоненты $\mathbf{n}_{z_{a_j}}$ содержат номера задач $z_b \in Z$, распределенных на узел y_a, для которых значение штрафа при распределении на узел y_a больше соответствующих им значений минимальных штрафов, определяемых вектором $\mathbf{s}_{z_{min}}$ на величину $s'_{z_{b,a}} - 1$, при этом индекс j компонента $\mathbf{n}_{z_{a_j}}$ определяется как $j = s'_{z_{b,a}}$.

Алгоритм поиска рационального распределения задач множества Z по узлам множества Y имеет итерационный характер. На каждой k-й итерации, где $k \le s'_{z_{max}}$, рассматривается матрица N_z^k, составленная из k первоочередных столбцов матрицы N_z. В соответствии с полученной матрицей N_z^k, производится попытка сформировать допустимое распределение задач множества Z по узлам сети. Если такое распределение будет получено для матрицы N_z^k при $k = 1$, то, очевидно, что оно является оптимальным. В этом случае каждая задача $z_b \in Z$ распределяется на тот узел множества Y, для которого величина штрафа $s_{z_{b,a}}$ принимает минимальное значение.

2. Описание алгоритма. Рассмотрим пошагово алгоритм, осуществляющий поиск рационального распределения задач множества Z по узлам информационно-телекоммуникационной сети, минимизирующего среднюю задержку пакета данных в ней и обеспечивающего учет требования надежности обработки задач в ИТС и их приоритетности, с соответствующими временными требованиями к времени выполнения.

Шаг 1. Введем множество V_z задач, распределенных по узлам сети, и дополнительный вектор $\mathbf{v} = (\mathbf{v}_1, \ldots, \mathbf{v}_{h_y})$. Определим $V_z = 0$, $\mathbf{v}_a = 0$, где $1 \le a \le h_y$. Для каждой вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}^k$ матрицы N_z^k сформируем множество $M_{z_a} = \left\{\mathbf{n}_{z_a}^k\right\} \setminus \left(V_z \cap \left\{\mathbf{n}_{z_a}^k\right\}\right)$. Вычислим величину требуемого вычислительного ресурса узла y_a для обработки задач множества M_{z_a} $\varphi_{z_a} = \sum\limits_{z_b \in M_{z_a}} \varphi_{z_b}$ и осуществим проверку на допустимость распределения задач множества M_{z_a} на узле y_a.

В процессе формирования множества M_{z_a} каждый элемент множеств V_z, M_{z_a} и $\left\{\mathbf{n}_{z_a}^k\right\}$ представлен кортежем $\langle b, a, j \rangle$, где b – номер задачи z_b; a – индекс строки матрицы N_z^k, в которой находится задача z_b; j – индекс столбца матрицы N_z^k, в которой находится задача z_b. Пересечением множеств $V_z \bigcap \left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$ является множество P_z, составленное из задач, имеющих одинаковые номера в множествах V_z и $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$, для которых индекс j столбца матрицы N^k_z в множестве $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$ больше или равен индексу j столбца матрицы N^k_z в множестве V_z. В результате выполнения операции $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\} \backslash P_z$ в множество M_{z_a} включаются такие задачи множества $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$, номера которых отсутствуют в множестве P_z. В случае, если в множествах $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$ и P_z имеет место задача с одинаковым номером, то она включается в результирующее множество M_{z_a}, если ее индекс j столбца матрицы N^k_z в множестве $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$ меньше, чем в множестве P_z. Если $\varphi_{z_a} > \varphi_{y_a}$, то из множества M_{z_a} исключается вновь включенная задача множества $\left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\}$ и осуществляется переход к анализу следующей вектор-строки $\mathbf{n}^k_{z_a}$ матрицы N^k_z, иначе данная вектор-строка считается допустимой и $V_z = V_z \bigcup M_{z_a}$. Результатом объединения $V_z \bigcup M_{z_a}$ является множество, составленное из задач множеств V_z и M_{z_a}, при этом, если в множествах V_z и M_{z_a} имеет место задача с одинаковым номером b и индексами столбцов матрицы N^k_z j_1 и j_2, то в результате объединения в множество V_z включается задача с номером b и индексом j_1, если $j_1 \le j_2$, или с индексом j_2, если $j_1 > j_2$. В векторе $\mathbf{v}$ компонент $\mathbf{v}_a = 1$, если $\forall z_b \in \left\{\mathbf{n}^k_{z_a}\right\} \backslash M_{z_a} \middle| \varphi_{z_a} + \varphi_{z_b} \ge \varphi_{y_a}$.

После перебора всех строк матрицы N^k_z процесс формирования множества V_z и вектора $\mathbf{v}$ циклически продолжается, начиная с первоочередной вектор-строки $\mathbf{n}^k_{z_a}$ матрицы N^k_z, для которой компонент $\mathbf{v}_a$ вектора $\mathbf{v}$ принимает значение $\mathbf{v}_a = 0$. Процесс формирования множества V_z и вектора $\mathbf{v}$ заканчивается в том случае, если при очередном анализе строк матрицы N^k_z выполняется условие $V_z = Z$ или $\forall y_a \in Y \middle| v_a = 1 \vee v_a = 0 \wedge V'_z \bigcap \left\{ n_{z_a} \right\} \backslash \left\{ n^k_{z_a} \right\} = 0$, где $V'_z = Z \setminus V_z$ – множество нераспределенных задач множества Z. Если $V_z = Z$, то принимается решение о допустимости распределения задач множества Z по узлам множества Y, на основе множества V_z формируется множество $B_z^{(\gamma)}$, определяющее базовое допустимое распределение γ задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$ и осуществляется переход к выполнению шага 3, а иначе – к выполнению шага 2.

Шаг 2. Рассматриваются последовательно вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}$ матрицы N_z. Для каждой вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}$ матрицы N_z на базе составляющих ее задач формируются все возможные максимально допустимые их сочетания, каждое из которых может быть распределено на выбранном узле y_a. Под понятием максимально допустимое сочетание задач на узле y_a понимается такое сочетание задач, определяемое множеством $D_{z_{a_i}}$, которое не может быть дополнено любой из оставшихся задач множества $\left\{ n_{z_a} \right\} \setminus D_{z_{a_i}}$ без нарушения условия $\varphi_{z_{a_i}} \le \varphi_{y_a}$, т.е. $\forall z_b \in \left\{ n_{z_a} \right\} \setminus D_{z_{a_i}} \left| \varphi_{z_{a_i}} + \varphi_{z_b} > \varphi_{y_a} \right.$, $1 \le i \le h_a$, где h_a – число максимально допустимых сочетаний задач для узла y_a; $D_{z_{a_i}}$ – множество, составленное из задач, определяющее максимально допустимое их сочетание при распределении на узле y_a; $\varphi_{z_{a_i}} = \sum\limits_{z_b \in D_{z_{a_i}}} \varphi_{z_b}$ – требуемый ВР узла y_a для обработки задач множества $D_{z_{a_i}}$. При этом ни одно из множеств $D_{z_{a_i}}$ не может являться подмножеством другого множества $D_{z_{a_{i+1}}}$. Каждый элемент множества $D_{z_{a_i}}$ определяется кортежем $\langle b, a, j \rangle$.

Представим все возможные максимально допустимые сочетания задач вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}$ в виде суммы $D_{z_a} = \sum\limits_{i=1}^{h_a} D_{z_{a_i}}$. Для нахождения допустимого распределения задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$ формируется множество $B_z = \bigcup\limits_{a=1}^{h_y} D_{z_a}$ всех возможных максимально допустимых сочетаний задач по всем вектор-строкам $\mathbf{n}_{z_a}$ матрицы N_z.

В результате последовательного объединения множеств D_{z_a}, $1 \le a \le h_y$, формируются все возможные допустимые распределения задач матрицы N_z. Объединение множеств D_{z_a} и $D_{z_{a+1}}$ осуществляется по следующим правилам. Если при объединении двух элементов множеств D_{z_a} и $D_{z_{a+1}}$ в каждом из них присутствует задача с одинаковым номером и индексами столбцов матрицы N_z j_1 и j_2, то в результирующее множество B_z войдет задача с индексом j_1, если $j_1 \le j_2$, или с индексом j_2, если $j_1 > j_2$.

После получения результата объединения очередных элементов множеств D_{z_a} и $D_{z_{a+1}}$ в виде множества $B_{z_{i+1}}$ производится его сравнение с каждым из множеств B_{z_i} текущего результата объединения множеств D_{z_a} и $D_{z_{a+1}}$. В начале множества $B_{z_{i+1}}$ и B_{z_i} сравниваются по номерам задач. Если $B_{z_{i+1}} \subseteq B_{z_i}$ или $B_{z_i} \subset B_{z_{i+1}}$, то анализируются индексы столбцов матрицы N_z, в которых находятся задачи с этими номерами, с целью сокращения числа элементов множества B_z.

Пусть $B_{z_{i+1}} \subseteq B_{z_i}$, тогда из множества B_z изымается элемент $B_{z_{i+1}}$ в том случае, если индекс столбца матрицы N_z по каждой задаче множества $B_{z_{i+1}}$ больше или равен индексу столбца матрицы N_z^k той же задачи множества B_{z_i}. При $B_{z_i} \subset B_{z_{i+1}}$ из множества B_z изымается элемент B_{z_i} в том случае, если индекс столбца матрицы N_z^k по каждой задаче множества B_{z_i} больше или равен индексу столбца матрицы N_z^k той же задачи множества $B_{z_{i+1}}$. При данном сравнении только один из элементов B_{z_i} или $B_{z_{i+1}}$ может быть изъят из множества B_z. Во всех остальных случаях оба элемента остаются в множестве B_z.

После выполнения операции объединения очередного текущего результата объединения множеств D_{z_a} и $D_{z_{a+1}}$ с суммарным множеством всех возможных максимально допустимых сочетаний задач последней вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}$ матрицы N_z из результирующего множества B_z выбираются элементы, составленные из полного набора задач множества Z. Если такие элементы отсутствуют, то это означает, что для матрицы N_z допустимого распределения задач не существует.

Из множества B_z выбирается элемент $B_z^{(\gamma)}$, составленный из полного набора задач множества Z с минимальным значением целевой функции.

Значение целевой функции для допустимого распределения γ задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$, заданного множеством $B_z^{(\gamma)}$, определим с помощью выражения $F^{(\gamma)} = \sum_{z_b \in B_z^{(\gamma)}} (j_b + \mathbf{s}_{z_{min_b}}) - h_z$, где j_b – индекс столбца матрицы N_z, которым определена задача z_b в множестве $B_z^{(\gamma)}$, $\mathbf{s}_{z_{min_b}}$ – компонент вектора $\mathbf{s}_{z_{min}}$, соответствующий задаче z_b.

Шаг 3. Формируется базовая матрица $N_z^{k_{max}}$, включающая столбцы матрицы N_z с индексами j, $1 \le j \le k_{max}$, где $k_{max} = \max_{z_b \in B_z^{(\gamma)}} j$ – максимальное значение индекса столбца матрицы N_z в множестве $B_z^{(\gamma)}$.

На каждой k-й итерации рассматриваются последовательно вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k. Для каждой вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k на основе составляющих ее задач формируются все возможные максимально допустимые их сочетания $D_{z_{a_i}}^k$, каждое из которых может быть распределено на выбранном узле y_a.

Представим все возможные максимально допустимые сочетания задач вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k в виде суммы $D_{z_a}^k = \sum_{i=1}^{h_a} D_{z_{a_i}}^k$. Формируется множество $B_z^k = \bigcup_{a=1}^{h_y} D_{z_a}^k$ всех возможных максимально допустимых сочетаний задач по всем вектор-строкам $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k. Объединение множеств $D_{z_a}^k$ и $D_{z_{a+1}}^k$ осуществляется по следующим правилам. Если при объединении двух элементов множеств $D_{z_a}^k$ и $D_{z_{a+1}}^k$ в каждом из них присутствует задача с одинаковым номером и индексами столбцов базовой матрицы N_z^k j_1 и j_2, то в результирующее множество B_z^k включается задача с индексом j_1, если $j_1 \le j_2$, или с индексом j_2, если $j_1 > j_2$.

После получения результата объединения очередных элементов множеств $D_{z_a}^k$ и $D_{z_{a+1}}^k$ в виде множества $B_{z_{i+1}}^k$ производится его сравнение по номерам задач с каждым из множеств $B_{z_i}^k$ текущего результата объединения множеств $D_{z_a}^k$ и $D_{z_{a+1}}^k$. Пусть сравниваются множества $B_{z_{i+1}}^k$ и $B_{z_i}^k$. Если $B_{z_{i+1}}^k \subseteq B_{z_i}^k$ или $B_{z_{i+1}}^k \subset B_{z_i}^k$, то анализируются индексы столбцов базовой матрицы N_z^k, в которых находятся задачи с одинаковыми номерами.

Пусть $B_{z_{i+1}}^k \subseteq B_{z_i}^k$, тогда из множества B_z^k изымается элемент $B_{z_{i+1}}^k$ в том случае, если индекс столбца базовой матрицы N_z^k по каждой задаче множества $B_{z_{i+1}}^k$ больше или равен индексу столбца базовой матрицы N_z^k той же задачи множества $B_{z_i}^k$. При $B_{z_{i+1}}^k \subset B_{z_i}^k$ из множества B_z^k изымается элемент $B_{z_i}^k$ в том случае, если индекс столбца базовой матрицы N_z^k по каждой задаче множества $B_{z_i}^k$ больше или равен индексу столбца базовой матрицы N_z^k той же задачи множества $B_{z_{i+1}}^k$. При данном сравнении только один из элементов $B_{z_i}^k$ или $B_{z_{i+1}}^k$ может быть изъят из множества B_z^k. Во всех остальных случаях оба элемента остаются в множестве B_z^k.

После выполнения операции объединения очередного текущего результата объединения множеств $D_{z_a}^k$ и $D_{z_{a+1}}^k$ с суммарным множеством всех возможных максимально допустимых сочетаний задач последней вектор-строки $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k из результирующего множества B_z^k выбираются элементы, составленные из всех задач множества Z. Как уже отмечалось, для первой итерации при рассмотрении базовой матрицы N_z^k полученное распределение задач $z_b \in B_z^k$ по узлам $y_a \in Y$ является оптимальным. Если такие элементы отсутствуют, переходим к выполнению следующей итерации последовательного рассмотрения вектор-строк $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k.

Если считать, что доступные вычислительные ресурсы сети не ограничены, то можно найти нижнюю оценку значения целевой функции $F_{min} = \sum_{z_b \in Z} \mathbf{s}_{z_{min_b}}$. Величина $F' = F^{(\gamma_k)} - F_{min}$ – это абсолютное отклонение результата распределения γ_k задач на k-й итерации от нижней оценки значения целевой функции. Величина F' – максимальное суммарное отклонение индексов столбцов базовой матрицы N_z^k найденного распределения γ_k

от распределения задач матрицы $N_{z_{min}}$, дающего нижнюю оценку значения целевой функции F_{min}. Рациональное распределение γ_k задач, лучшее чем базовое распределение γ, может быть получено на такой наиболее удаленной матрице N_z^k от матрицы $N_{z_{min}}$, в которой только одна задача множества Z будет иметь индекс столбца $\mathbf{n}_{z_a}^k$ базовой матрицы N_z^k, отличный от его значения в матрице $N_{z_{min}}$. При этом $k = F' + 1$.

Величина k_{max} задает базовую матрицу $N_z^{k_{max}}$, дальнейшее движение к которой по итерациям может дать распределение задач с большим значением целевой функции, чем величина, полученная на предыдущей итерации. Таким образом, чем ближе номер очередной итерации алгоритма к значению k_{max}, тем меньше вероятность получения распределения задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$ лучшего, чем базовое, т.е. с приближением к матрице $N_z^{k_{max}}$ вероятность того, что полученное базовое допустимое распределение задач является рациональным, возрастает.

Пусть рациональное распределение задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y$ получено на k-й итерации и представлено множеством $B_z^{(\gamma)}$ и матрицей N_z^k. На основе множества $B_z^{(\gamma)}$ формируется результирующее распределение задач множества Z по узлам множества Y, определяемое матрицей $K^{(\gamma)} = \left\| k_{b,a} \right\|$, $1 \le b \le h_Z$, $1 \le a \le h_Y$, вектор-столбец k_a которой содержит единицу в местах с номерами обрабатываемых задач узлом y_a. При этом в конечном распределении задач множества Z по узлам множества Y имеет место однозначное назначение каждой задачи $z_b \in Z$ на узел $y_a \in Y$.

Шаг 4. Для повышения надежности обработки задач в информационно-телекоммуникационной сети в случае возникновения отказа одного из узлов ИТС, возможно определение резервного распределения задач, обрабатываемых в сети по узлам, имеющим свободные доступные вычислительные ресурсы. В связи с этим, для каждого узла $y_a \in Y$, $1 \le a \le h_Y$, определим множество нераспределенных задач $V'_{z_a} = \left\{ n_{z_a} \right\} \setminus \left(\left\{ n_{z_a} \right\} \cap B_z^{(\gamma)} \right)$ и свободный доступный вычислительный ресурс $\varphi'_{y_a} = \varphi_{y_a} - \sum_{z_b \in \left\{ n_{z_a} \right\} \cap B_z^{(\gamma)}} \varphi_{z_b}$.

Для каждого множества V'_{z_a}, $1 \le a \le h_Y$, если $V'_{z_a} \ne 0$, на базе составляющих его задач формируются все возможные максимально допустимые их сочетания $D'_{z_{a_i}}$, $1 \le i \le h_a$, каждое из которых может быть распределено на узле y_a, при этом $\forall D'_{z_{a_i}} \subseteq V'_{z_a} \left| \varphi_{z_{a_i}} \le \varphi'_{y_a} \right.$.

Представим все возможные максимально допустимые сочетания задач множества V'_{z_a} в виде суммы $D'_{z_a} = \sum_{i=1}^{h_a} D'_{z_{a_i}}$. Сформируем множество Y' узлов с недоступными вычислительными ресурсами, для которых $D'_{z_a} = 0$, т.е. $\forall y_a \in Y' \left| D'_{z_a} = 0 \right.$. Для нахождения допустимого распределения задач $z_b \in Z$ по узлам $y_a \in Y \setminus Y'$ формируется множество $B'_z = \bigcup_{a=1}^{h'_y} D'_{z_a}$ всех возможных максимально допустимых сочетаний задач по всем множествам V'_{z_a}, $1 \le a \le h'_y$.

Объединение множеств D'_{z_a} и $D'_{z_{a+1}}$ осуществляется по следующим правилам. Если при объединении двух элементов множеств D'_{z_a} и $D'_{z_{a+1}}$ в каждом из них присутствует задача с одинаковым номером и индексами столбцов матрицы N_z j_1 и j_2, то в результирующее множество B'_z войдет задача с индексом j_1, если $j_1 \le j_2$, или с индексом j_2, если $j_1 > j_2$.

После получения результата объединения очередных элементов множеств D'_{z_a} и $D'_{z_{a+1}}$ в виде множества $B'_{z_{i+1}}$ производится его сравнение по номерам задач с каждым из множеств B'_{z_i} текущего результата объединения множеств D'_{z_a} и $D'_{z_{a+1}}$. Если $B'_{z_{i+1}} \subseteq B'_{z_i}$, то из множества B'_z изымается элемент $B'_{z_{i+1}}$. В остальных случаях оба элемента сохраняются во множестве B'_z. В результате нахождения допустимого распределения задач по узлам сети, имеющим свободные доступные вычислительные ресурсы, в результирующем множестве B'_z остается один элемент.

В случае, если $B'_z = Z$ на основе множества B'_z формируется резервное распределение задач множества Z по узлам $y_a \in Y \setminus Y'$, определяемое матрицей $K' = \left\| k'_{b,a} \right\|$, $1 \le b \le h_z$, $1 \le a \le h'_y$. В противном случае, из множеств V'_{z_a}, $1 \le a \le h'_y$ последовательно изымаются задачи с наименьшим приоритетом обработки в ИТС и процесс формирования резервного распределения задач $z_b \in Z \setminus Z'$, $1 \le b \le h'_z$, по узлам $y_a \in Y \setminus Y'$ циклически продолжается до тех пор, пока $B'_z = Z \setminus Z'$, где h'_z – число оставшихся независимых задач с наибольшим приоритетом обработки в ИТС; Z' – множество исключенных задач с наименьшим приоритетом обработки в ИТС.

Как показали эксперименты, разработанный алгоритм весьма эффективен и применим на современных ПЭВМ для решения задачи распределения задач по узлам ИТС с числом переменных $h_z \times h_y \le 10000$.

Выводы. Таким образом, основным, полученным в данной статье, научным и практическим результатом является разработанный алгоритм поиска рационального распределения задач по узлам информационно-телекоммуникационной сети, минимизирующего среднюю задержку пакета данных в ней и обеспечивающего учет требования надежности обработки задач в ИТС и их приоритетности, позволяющий достичь высокой вычислительной эффективности.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Пашнев А.А. Управление обработкой задач в распределенной вычислительной сети // Збірник наукових праць інституту проблем моделювання в енергетиці. – К.: ІПМЕ. – 2003. – Вип. 22. – С. 136 – 141.*
2. *Кучук Г.А., Пашнев А.А., Калашник Д.Н. Аналитическая оценка средней задержки информационного пакета // Системи обробки інформації. – Х.: ХВУ. – 2003. – Вип. 2. – С.104 – 108.*
3. *Гиневский М.И., Кучук Г.А., Пашнев А.А. Оценка параметров, влияющих на изменение величины средней задержки пакета данных в информационно-телекоммуникационной сети // Системи обробки інформації. – Х.: ХВУ. – 2003. – Вип. 5. – С. 71 – 79.*
4. *Кучук Г.А., Гиневский М.И, Королёва Н.А. Распределение транзакций в неоднородных вычислительных сетях // Вестник НТУ «ХПИ». – Х.: НТУ «ХПИ». – 2001. – Вып. 114 «Автоматика и приборостроение». – С. 86 – 89.*
5. *Кучук Г.А., Гиневский М.И, Овсянников И.Д., Пашнев А.А. Формализация таблиц маршрутизации межрегиональной распределенной вычислительной сети // Системи обробки інформації. – Х. : НАНУ, ПАНМ, ХВУ. – 2000. – Вип. 2(8). – С. 181 – 184.*
6. *Королёв А.В., Кучук Г.А., Пашнев А.А. Адаптивная маршрутизация в корпоративных сетях. – Х.: ХВУ, 2003. – 224 с.*

Поступила 15.12.2003

ЯВТУШЕНКО Анатолий Николаевич*, канд. военных наук, доцент. Окончил ХВВКУ в 1971 году. Область научных интересов – обработка информации.*

КУЧУК Георгий Анатольевич*, канд. техн. наук, ст. научн. сотр., начальник НИО ИВЦ ХВУ. Окончил мехмат Московского государственного университета в 1977 году. Область научных интересов – обработка информации.*

ПАШНЕВ Андрей Анатольевич*, канд. техн. наук, научн. сотр. ИВЦ ХВУ. В 1993 году окончил Харьковское высшее военное авиационное училище радиоэлектроники. Область научных интересов – системы обработки и передачи данных.*