УДК 681.324

ОПТИМИЗАЦИЯ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ФРАГМЕНТОВ ДАННЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ СИСТЕМ

к.т.н. Г.А. Кучук
(представил проф. А.В. Королёв)

Предложен подход к решению задачи оптимального распределения фрагментов данных (ФД) информационных систем (ИС) в среде базовой информационной сети передачи данных (БИС ПД).

При неоптимальном распределении фрагментов данных информационных систем по сегментам базовой информационной сети передачи данных возможна неравномерная загрузка сегментов, что приводит к появлению больших очередей и резкому снижению производительности системы [1]. Поэтому размещение ФД ИС по сегментам БИС ПД должно обеспечить равномерное распределение потока запросов транзакций информационной системы по различным сегментам при максимальном исключении возможностей возникновения конфликтов (последовательных запросов к одному и тому же сегменту).

Пусть для функционирования ИС предоставляется $\mathbf{m}$ сегментов БИС ПД, причем $\mathbf{j}$ - й сегмент обеспечивает объем вычислительного ресурса (ВР) в размере $\mathbf{R_j}$ единиц. Представим ИС как объединение $\mathbf{n}$ непересекающихся подмножеств

$$\mathbf{F} = \bigcup_{\mathbf{i=1}}^{\mathbf{n}} \left(\mathbf{f_i} \middle| \, \mathbf{f_{i_1}} \cap \mathbf{f_{i_2}} = \varnothing \right),$$

где $\mathbf{f_i}$ – $\mathbf{i}$ - й ФД ИС, для обеспечения функционирования которого необходимо $\mathbf{r_i}$ единиц ВР.

На декартовом произведении $\mathbf{F \times F}$ введем отношение

$$\boldsymbol{\varphi}_{\mathbf{ij}} : \left(\mathbf{f_i}, \mathbf{f_j}\right) \rightarrow \mathbf{f_{ij}} = \begin{cases} \boldsymbol{\lambda}_{\mathbf{ij}} & \text{при} \quad \mathbf{i \neq j}; \\ \boldsymbol{\lambda}_{\mathbf{i}} & \text{при} \quad \mathbf{i \neq j}, \end{cases}$$

где $\boldsymbol{\lambda}_{\mathbf{ij}}$ – частота непосредственного перехода от ФД $\mathbf{f_i}$ к ФД $\mathbf{f_j}$ на некотором фиксированном интервале времени **T, а** $\boldsymbol{\lambda}_{\mathbf{i}}$ **–** частота повторных запросов фрагмента данных $\mathbf{f_i}$ (для определения реальных значений данных величин можно использовать одну из стандартных системных утилит трассировки).

В данных обозначениях распределение ФД ИС означает нахождение такого разбиения множества $\mathbf{F}$ на $\mathbf{m}$ непересекающихся (возможно, и пустых подмножеств):

$$\mathbf{F} = \bigcup_{j=1}^{m} \left(\mathbf{F_j} \,\middle|\, \forall\, \mathbf{j_1} \neq \mathbf{j_2} \Rightarrow \middle|\, \mathbf{F_{i_1}} \cap \mathbf{F_{i_2}} = \varnothing \right), \tag{1}$$

при котором минимизируется максимальное число конфликтов из **m** групп конфликтов, возникающих при обращении к сегментам БИС ПД, т.е.

$$\min\left(\max_{c} \sum_{f_i, f_j \in F_c} f_{ij} \right). \tag{2}$$

Условие (2), в отличие от стандартно используемых в подобных ситуациях [2], равномерно распределяет загрузку между всеми сегментами сети. При этом необходимо соблюдать требования по выделяемому для ИС вычислительному ресурсу, т.е.

$$\sum_{i \in F_c} r_i \leq R_c, \quad c = \overline{1, m}. \tag{3}$$

Сформулированная задача (1) – (3) при больших значениях **m** и **n** связана с большим объемом вычислений и при применении различных точных переборных алгоритмов не дает решения за приемлемое время. Для уточнения формулировки задачи введем определение совместимых фрагментов как ФД, при размещении которых в одном сегменте вероятность конфликта является относительно малой. При невыполнении данного условия назовем фрагменты несовместимыми, а величину, характеризующую их число, обозначим как

$$\Lambda_c = \sum_{f_i, f_j \in F_c} f_{ij}. \tag{4}$$

Бесконфликтная работа сегмента характеризуется величиной

$$Y_c = \sum_{f_i \in F_c, f_j \notin F_c} f_{ij} + \sum_{f_i \in F_c} f_{ii}. \tag{5}$$

Тогда вероятность возникновения очереди в сегменте **c** определяется как

$$P_c = \frac{\Lambda_c}{\sum_{c=1}^{m} (\Lambda_c + Y_c)}. \tag{6}$$

Представим множество **F** в виде вершин графа $\mathbf{G} = \langle \mathbf{F}, \mathbf{F} \times \mathbf{F}, \Xi, \Phi \rangle$, где дуги графа заданы декартовым произведением $\mathbf{F} \times \mathbf{F}$; $\Xi = \{ r_i \}$ – множество весов вершин; $\Phi = \{ \varphi_{ij}(f_i, f_j) \}$ – множество весов дуг графа. Тогда множеством решений задачи (1) – (3) является множество всевозможных разрезов графа **G** на **m** подграфов $\mathbf{G_c}$.

Так как выполнение (2) эквивалентно равномерному уменьшению значения вероятности (6), то подграфы $\mathbf{G_c}$ должны обладать минимальной связанностью при максимальной связности между ними [3] (Λ_c характеризует степень связанности подграфа $\mathbf{G_c}$, а $\mathbf{Y_c}$ – степень связности его с другими подграфами). Заметим, что свойство несовместимости фрагментов данных совпадает с определением свойства смежности вершин графа. Поэтому задача разрезания графа $\mathbf{G}$ сводится к его разбиению на $\mathbf{m}$ максимально внутренне устойчивых подграфов (с минимальным наличием смежных вершин). Для определения максимально внутренне устойчивых вершин графа можно воспользоваться алгоритмом Брона и Кэрбоша [3], характеризующимся небольшой вычислительной трудоемкостью, быстро не возрастающей с ростом размерности графа. А для нахождения максимально устойчивых множеств вершин (с параллельной проверкой выполнения условия (3)) воспользуемся предложенным в [4] алгоритмом, основанным на минимизации булевых функций. В результате получим разбиение

$$\bigcup_{\mathbf{c=1}}^{\mathbf{m'}} \mathbf{F_c'} = \mathbf{F}, \quad \left| \mathbf{F_{c_1}} \cap \mathbf{F_{c_2}} = \varnothing. \right. \tag{7}$$

При $\mathbf{m' \le m}$ нахождение окончательного решения не представляет труда. При $\mathbf{m' > m}$ необходимо укрупнить полученные множества $\mathbf{F_c'}$, т.е. найти отображение

$$\boldsymbol{\psi} : \left\{ \mathbf{F_c'} \middle| \ \mathbf{c = \overline{1,m'}} \right\} \rightarrow \left\{ \mathbf{F_c''} \middle| \ \mathbf{c = \overline{1,m}} \right\}. \tag{8}$$

Для уменьшения количества несовместимых ФД необходимо реализовывать $\boldsymbol{\psi}$ так, чтобы связность вершин, образующих $\mathbf{F_c''}$, была минимальна. При этом можно осуществлять переход от исходного графа $\mathbf{G}$ к новому графу $\mathbf{G'}$, вершинами которого будут элементы $\mathbf{F_c''}$, а веса вершин и дуг будут пересчитаны в соответствии с топологией графов $\mathbf{G}$ и $\mathbf{G'}$.

Определим для каждой пары вершин приведенный вес связи $\mathbf{q_{ij} = (f_{ij} + f_{ji}) / (r_i + r_j)}$. Поскольку приведенные веса связей характеризуют частоту конфликтных ситуаций за единицу ВР БИС ПД, то при разрезании графа $\mathbf{G'}$ последовательность выбора разрываемых дуг должна производится в порядке убывания величин $\mathbf{q_{ij}}$.

Рассмотренный подход предлагается использовать как при проектировании распределенных ИС, так и при их эксплуатации.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Ромашкова О.Н. Обработка пакетной нагрузки в информационных сетях. – М.: МИИТ, 2001. – 244 с.*
2. *Авен О.И., Гурин Н.Н., Коган Я.А. Оценка качества и оптимизация вычислительных систем. – М.: Наука, 1982. – 464 с.*
3. *Кристофидес Н. Теория графов. – М. : Мир, 1978. – 432 с.*
4. *Кофман А. Введение в прикладную комбинаторику. – М.: Наука, 1975. – 480 с.*

Поступила 12.03.2002

КУЧУК Георгий Анатольевич*, канд. техн. наук, ст. научн. сотр., нач. НИО научного центра при ХВУ. В 1977 году окончил мехмат Московского госуниверситета. Область научных интересов – оптимизация информационных систем.*