

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 m сегментов БИС ПД, причем j - й сегмент обеспечивает объем вычислительного ресурса (ВР) в размере R_j единиц. Представим ИС как объединение n непересекающихся подмножеств

$$F = \bigcup_{i=1}^n (f_i \mid f_{i_1} \cap f_{i_2} = \emptyset),$$

где f_i – i - й ФД ИС, для обеспечения функционирования которого необходимо r_i единиц ВР.

На декартовом произведении $F \times F$ введем отношение

$$\Phi_{ij} : (f_i, f_j) \rightarrow f_{ij} = \begin{cases} \lambda_{ij} & \text{при } i \neq j; \\ \lambda_i & \text{при } i = j, \end{cases}$$

где λ_{ij} – частота непосредственного перехода от ФД f_i к ФД f_j на некотором фиксированном интервале времени T , а λ_i – частота повторных запросов фрагмента данных 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 F на m непересекающихся (возможно, и пустых подмножеств):

$$F = \bigcup_{j=1}^m (F_j \mid \forall j_1 \neq j_2 \Rightarrow F_{j_1} \cap F_{j_2} = \emptyset), \quad (1)$$

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

$$\min \left(\max_c \sum_{f_i, f_j \in F_c} f_{ij} \right). \quad (2)$$

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.

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

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

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

Бесконфликтная работа сегмента характеризуется величиной

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

Тогда вероятность возникновения очереди в сегменте c определяется как

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

Представим множество F в виде вершин графа $G = \langle F, F \times F, \Xi, \Phi \rangle$, где дуги графа заданы декартовым произведением $F \times F$; $\Xi = \{r_i\}$ – 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 G_c .

Так как выполнение (2) эквивалентно равномерному уменьшению значения вероятности (6), то подграфы G_c должны обладать минимальной связанностью при максимальной связности между ними [3] (Λ_c ха-

характеризует степень связанности подграфа G_c , а 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 G сводится к его разбиению на 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

$$\bigcup_{c=1}^{m'} F'_c = F, \quad | F_{c_1} \cap F_{c_2} = \emptyset. \quad (7)$$

При $m' \leq m$ нахождение окончательного решения не представляет труда. При $m' > m$ необходимо укрупнить полученные множества F'_c , т.е. найти отображение

$$\psi : \{F'_c \mid c = \overline{1, m'}\} \rightarrow \{F''_c \mid c = \overline{1, m}\}. \quad (8)$$

Для уменьшения количества несовместимых ФД необходимо реализовать ψ так, чтобы связность вершин, образующих F''_c , была минимальна. При этом можно осуществлять переход от исходного графа G к новому графу G' , вершинами которого будут элементы F''_c , а веса вершин и дуг будут пересчитаны в соответствии с топологией графов G и G' .

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