

УДК 681.3

М.І. Науменко¹, Я.Ю. Стасєва²

¹Департамент військової освіти та науки Міністерства оборони України, Київ

²Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба

ОПТИМАЛЬНИЙ РОЗПОДІЛ ТАБЛИЦЬ ОБ'ЄКТНО-РЕЛЯЦІЙНОЇ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ БАЗАМИ ДАНИХ

Для вирішення завдання мінімізації витрат на розширення зовнішньої пам'яті обчислювальної мережі, що забезпечує функціонування розподіленої об'єктно-реляційної системи управління базами даних, запропонований спосіб розбиття області допустимих рішень на підмножини з метою знаходження рішення при істотній відмінності фізичних і вартісних характеристик зовнішньої пам'яті.

обчислювальна мережа, об'єктно-реляційна система управління базами даних

Вступ

При створенні розподілених реляційних баз даних (РРБД) великої інформаційної місткості тих, що функціонують під управлінням об'єктно-реляційної системи управління базами даних (ОРСУБД) потрібне виділення зовнішньої пам'яті різних типів, які відрізняються своїми фізичними і вартісними характеристиками. На виділеній зовнішній пам'яті розміщуються таблиці РРБД (ТРРБД). Від розміщення таблиць істотно залежать як оперативність роботи системи, так і різні види витрат, пов'язаних з її експлуатацією. Питання оптимального розміщення ТРРБД розглядалися в багатьох роботах, наприклад, [1 – 4], проте в більшості з них не акцентувалася увага на істотній відмінності характеристик зовнішньої пам'яті. Тому **метою даної статті** є рішення задачі мінімізації витрат на розширення зовнішньої пам'яті обчислювальної мережі, що забезпечує функціонування розподіленої об'єктно-реляційної системи управління базами даних, таблиці якої можуть розташовуватися на зовнішній пам'яті з різними фізичними і вартісними характеристиками.

1. Постановка задачі

Розглянемо запит, що формується на основі інформації, вибіраної з M таблиць РРБД об'єму W . При цьому ймовірність звернення до s -ої таблиці ($s = \overline{1, M}$) дорівнює p_s $\left(\sum_{s=1}^M p_s = 1 \right)$. Припустимо, що ймовірність звернення до деяких таблиць може бути однаковою, тобто деякі p_s ($s = \overline{1, M}$) є рівними. Виключимо з набору значень однакові ймовірності звернення до таблиць і позначимо g_i – кількість таблиць з ймовірністю звернення p_i , $i = \overline{1, m}$, $m \leq M$ $\left(\sum_{i=1}^m p_i g_i = 1 \right)$. Очевидно, що $g_i \in \overline{1, M}$ і $M = \sum_{i=1}^m g_i$. Нехай T – максимально допустимий час, відведений на обробку запиту. Тоді для розміщення таблиць розподіленої бази даних може бути надано N різних

типів ЗЗП. Характеристики кожного типу ЗЗП t_j, V_j, n_j, f_j, l_j ($j = \overline{1, N}$) описані у [5]. Введемо змінні: x_{ijk} – кількість таблиць s імовірністю звернення до них p_i , розташованих в k -му блоці ЗЗП j -го типу, $i = \overline{1, m}$, $j = \overline{1, N}$, $k = \overline{1, n_j}$; y_j – кількість задіяних блоків j -го типу ЗЗП. Сумарні витрати на установку блоків ЗЗП

$$F = \sum_{j=1}^N f_j y_j.$$

Сформулюємо обмеження задачі: так як $V_j > W \forall j \in \overline{1, N}$, то без обмеження спільності можна припустити, що кожна таблиця розміщується тільки в одному блоці; всі таблиці повинні розміщуватися в доступних блоках ЗЗП, тобто

$$\sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^{n_j} x_{ijk} = g_i, \quad i = \overline{1, m}; \quad (1)$$

сумарний об'єм таблиць k -го блоку ЗЗП j -го типу, не повинен перевищувати об'єм блоку, тобто

$$W \cdot \sum_{i=1}^m x_{ijk} \leq V_j, \quad j = \overline{1, N}, \quad k = \overline{1, n_j}; \quad (2)$$

середній час доступу до таблиць не повинен перевищувати максимально допустимого значення:

$$\sum_{i=1}^m \sum_{k=1}^{n_j} \sum_{j=1}^N p_i \cdot x_{ijk} \cdot \tau_k \leq T, \quad (3)$$

де τ_k – час доступу до блоку з номером k [6. 7];

значення змінних x_{ijk} однозначно визначаються набором значень y_j :

$$x_{ijk} \geq 0, \quad y_j = \left\lceil V_j^{-1} \cdot W \cdot \sum_{i=1}^m \sum_{k=1}^{n_j} x_{ijk} \right\rceil, \quad (4)$$

(Def.] : $\forall r \in R \exists d \in N \quad d = \lceil r \rceil : r \leq d \leq r+1$).

Вимога мінімізації сумарних витрат призводить до лінійного завдання цілочисельного програмування з обмеженнями (1) – (4) і цільовою функцією

$$F = \sum_{j=1}^N f_j y_j \rightarrow \min. \quad (5)$$

2. Метод рішення

Алгоритм рішення задачі (1) – (5) засновано на застосуванні методу «гілок і границь». Ідея цього методу полягає в послідовному розбитті множини рішень на підмножини до тих пір, поки оптимальне рішення не буде знайдено. Для визначення напряму пошуку в кожній підмножині оцінюється нижня межа F_{set} значення функціонала F . Пошук продовжується в тій підмножині, для якої F_{set} має найменше значення.

Опис процесу галуження. Процес розбиття множини всіх рішень на непересічні підмножини може бути представлений у вигляді галуження дерева.

Вершини дерева галужень розташовуються на рівнях $0, \dots, N$. На нульовому рівні знаходиться коренева вершина з позначкою «всі розміщення» і відповідає постановці завдання (1) – (5), а значить, і множини всіх можливих розміщень таблиць РРБД до блоків ЗЗП. Далі пропонується наступний спосіб організації галуження.

З кореневої вершини проводимо $n_j + 1$ дуг так, що в кожній вершині l -го рівня фіксується одне із значень $y_N = 0, \dots, n_j$ відповідно. З вершини L -го рівня, вибраної для продовження галужень, проводимо $n_{N-L} + 1$ дуг. У кожній одержаній вершині $(L + 1)$ -го рівня фіксується одне із значень змінної $y_{N-L} = 0, \dots, n_{N-L}$ відповідно, значення решти змінних (тобто значення змінних $y_j, j = (N - L + 1), \dots, N$) залишаються тими самими. Мету галуження можна легко пояснити таким чином: у кожній вершині робиться спроба побудувати допустиме рішення F_{set} . Для цього блоки типів ЗЗП, значення яких зафіксовані в даній вершині, заповнюються таблицями з найменшою імовірністю звернення. Решту (нерозміщені) таблиць необхідно помістити у блоки типів ЗЗП, значення яких незафіксовані, тобто у блоки типів ЗЗП з найбільшою швидкістю. Після зроблених переміщень проводиться перевірка виконання обмежень на максимально можливу кількість блоків кожного типу. Якщо таке розміщення задовольняє всім обмеженням завдання (1) – (5), то допустиме рішення F_{set} знайдено.

Розглянемо деяку вершину L -го рівня і опишемо процедуру розміщення таблиць РРБД до блоків типів ЗЗП, значення яких зафіксовані в цій вершині. Сумарний об'єм блоків, доступних в даній вершині, позначимо $V(L)$. Тоді

$$V(L) = \sum_{j=N-L+1}^N V_j y_j.$$

Заздалегідь перенумеруємо таблиці так, щоб виконувалася нерівність $p_i \leq p_{i+1}, i = \overline{1, m-1}$.

Тоді в даному об'ємі зовнішньої пам'яті можна розмістити таблиці з імовірністю звернення p_i та

$$W \sum_{i=1}^{\lambda} g_i \leq V(L).$$

У типах ЗЗП з номерами $j = (N - L + 1), \dots, N$ розміщуються всі таблиці з імовірністю звернення

$p_i, i = \overline{1, \lambda}$, а також частина таблиць, імовірність звернення до яких рівна $p_{\lambda+1}$, в кількості

$$g_{\lambda+1}^{(1)} = \left(v - W \sum_{i=1}^{\lambda} g_i \right) / W.$$

У ЗЗП типів $j = 1, \dots, (N - L)$ розміщуються таблиці $(\lambda + 1)$ -го типу, що залишилися, в кількості $g_{\lambda+1}^{(2)} = g_{\lambda+1} - g_{\lambda+1}^{(1)}$, а також таблиці з імовірністю звернення $p_i, i = \lambda + 2, \dots, m$. Розміщення таблиць до блоків ЗЗП типів $j = 1, \dots, N - L$ проводиться шляхом рішення локалізуючої задачі. Для даної вершини L -го рівня локалізуюче завдання формулюється таким чином: знайти розміщення таблиць, імовірність звернення до якого $p_i, i = \lambda + 1, \dots, m$, для $j = 1, \dots, N - L$ типів ЗЗП, таке, що сумарні витрати на установку необхідних блоків мінімальні, а середній час доступу до таблиць не перевищує $T_{loc} = T - T_1$, де T_1 – середній час доступу до таблиць, розміщених у $j = (N - L + 1), \dots, N$ типах ЗЗП; T_{loc} – середній час доступу до таблиць у ЗЗП типів $j = 1, \dots, N - L$.

Сумарні витрати для даної вершини визначаються співвідношенням

$$F_{set} = \sum_{j=N-L+1}^N f_j y_j + F_{loc}.$$

Зауваження 1. Галуження припиняються з будь-якої вершини, оголошеної кінцевою, якщо виконується хоч би одна з наступних умов:

- 1) $T_1 > T$;
- 2) не виконується хоча би одне з обмежень початкового завдання;

- 3) $\sum_{j=N-L+1}^N f_j y_j > F_{set}^{min}$, де F_{set}^{min} – мінімальне

значення витрат, вибране з вже побудованих допустимих рішень;

- 4) вершина знаходиться на N -му рівні;
- 5) всі значення $y_j (j = \overline{1, N})$ цілочисельні.

Інакше вершина оголошується активною і галуження організовується описаним вище способом.

Зауваження 2. Допустиме рішення F_{set} оптимально, якщо виконується хоча б одна з умов:

- 1) $F_{set}^{min} < F_{set}$ для всіх активних вершин дерева галужень;

- 2) існує єдина активна вершина, в якій значення $y_j (j = \overline{1, N})$ цілочисельні.

Локалізуюче завдання. Потрібно мінімізувати функціонал

$$F_{loc} = \sum_{j=1}^v f_j y_j, \quad v \in \overline{1, N}$$

за умов: 1) $\sum_{j=1}^v x_{ij} = g_i, i = 1, \dots, m_{loc}, m_{loc} = m - \lambda$;

- 2) $\sum_{i=1}^{m_{loc}} \sum_{j=1}^v p_i \cdot x_{ij} \cdot \tau_k \leq T_{loc}, T_{loc}$ – максимально допу-

стимий час, відведений на обробку запиту;

$$3) y_j = V_j^{-1} \cdot W \cdot \sum_{i=1}^{m_{loc}} x_{ij}, \quad j = 1, \dots, v; \quad 4) x_{ij} \geq 0, \quad y_j \geq 0,$$

$i = 1, \dots, m_{loc}, \quad j = 1, \dots, v$, де змінна x_{ij} – кількість таблиць з імовірністю звернення p_i , розміщуваних у ЗЗП j -го типу (таблиці слід розміщувати у типах ЗЗП з номерами $j = 1, \dots, v$). Пронумеруємо таблиці таким чином, що $p_i \geq p_{i+1}, \quad i = 1, m_{loc} - 1$.

3.Рішеннялокалізуючоїзадачі

Рішення зручно провести в два етапи. Перший етап полягає у виборі базового набору A типів ЗЗП із заданого набору. Критерієм вибору є мінімальне значення порівняльної вартості зберігання інформації. Другий етап – це безпосередній пошук оптимального рішення локалізуючої задачі шляхом послідовних переміщень таблиць між типами ЗЗП базового набору. Сенс таких переміщень полягає у наступному: таблиці, що знаходяться у блоках менш швидкодіючих типів ЗЗП, переносяться у більш швидкодіючі типи ЗЗП (тобто дороги) при дотриманні обмежень завдання щодо часу і вартості.

Етап 1. Вибір базового набору типів ЗЗП.

Позначимо питому вартість зберігання інформації $C_j = f_j / V_j, \quad (j = \overline{1, v})$. Упорядкуємо типи ЗЗП так, щоб $0 < C_j \leq C_{j+1}, \quad j = \overline{1, v-1}$.

Нехай максимально можливий сумарний об'єм блоків 1-го типу ЗЗП достатній для розміщення в них всіх таблиць. Очевидно, що сумарні витрати, пов'язані з таким розміщенням, мінімальні. Відмітимо, що перевірка обмеження 2 локалізуючого завдання проводиться на другому етапі.

Провівши первинні установки лічильника типів ЗЗП $r = 1$ і базового набору типів ЗЗП $A = \{1\}$, виберемо зі всіх $j = (r + 1), \dots, v$ таке j^* , при якому значення порівняльної вартості зберігання інформації $\Delta_j = (C_j - C_r) / (t_r - t_j)$ досягне мінімуму. При цьому встановимо нові значення $r = j^*$; $A = A \cup r$. Далі перевіряємо:

якщо $r + 1 < v$, то побудова базового набору продовжується шляхом вибору наступного j^* і установки змінних вищеописаним способом;

якщо $r + 1 = v$, то базовий набір побудований: $A = A \cup v$;

якщо $r + 1 > v$, то елементи множини A є номерами типів ЗЗП, що увійшли до базового набору.

Зауваження.

1. $A \subseteq v$.

2. Якщо мінімальне значення Δ_j досягається для декількох типів ЗЗП, то у базовий набір включаться той тип ЗЗП, питома вартість зберігання інформації C_j якого менше.

Позначимо n – номер останнього увійшовшого до базового набору типу ЗЗП, $1 \leq n \leq v$.

Етап 2. У припущенні, що кількість блоків ЗЗП 1-го типу достатня для розміщення всіх наявних таблиць, будемо вважати

$$x_{ij} = \begin{cases} g_i, & i = \overline{1, m_{loc}}, \quad j = 1; \\ 0, & i = \overline{1, m_{loc}}, \quad j = \overline{2, n}. \end{cases}$$

Переміщення таблиць між типами ЗЗП проводиться на підставі порівняння значень відносної частоти звернення до таблиць $\chi_{ij} \quad (i = \overline{1, m_{loc}}, \quad j = \overline{2, n})$:

$$\chi_{ij} = \frac{1}{p_i} \cdot \Delta_{ij} = \frac{C_j - C_{j-1}}{p_i (T_{j-1} - T_j)}$$

Неважко показати, що множина таких величин має потужність $\mu = m_{loc} \cdot (n - 1)$, а величини χ_{ij}

$$\chi_{ij}^{(r-1)} < \chi_{ij}^{(r)}, \quad i = \overline{1, m_{loc}}, \quad j = \overline{2, n}, \quad r = \overline{1, \mu}$$

можна упорядкувати за збільшенням.

Відмітимо, що якщо $\chi_{i_1 j_1}^{(r-1)} = \chi_{i_2 j_2}^{(r)}$, то менший порядковий номер привласнюється тій величині, якій відповідає таблиця з меншим номером (тобто порівнюємо i_1 і i_2).

Алгоритм переміщення таблиць між типами ЗЗП вищеописаним способом галуження реалізований на мові програмування Borland C++.

Висновок

Запропоновано метод оптимального розміщення таблиць РРБД, функціонуючий під управлінням об'єктно-реляційної СУБД. Для вирішення завдання мінімізації витрат на розширення зовнішньої пам'яті базової обчислювальної мережі запропоновано спосіб розбиття області допустимих рішень на підмножини, що використовує метод гілок і меж, з метою знаходження рішення при істотній відмінності фізичних і вартісних характеристик зовнішньої пам'яті.

Напрямок подальших досліджень пов'язаний з організацією черги транзакцій в середовищі об'єктно-реляційної СУБД.

Списоклітератури

1. Конолли Т., Каролин Б., Страчан А. Базы данных. Проектирование, реализация и сопровождение. Теория и практика. – М. – СПб. – К.: Вильямс, 2000. – 1120 с.
2. Марков А.С., Лисовский К.Ю. Базы данных: Введение в теорию и методологию. – М.: Финансы и статистика, 2004. – 512 с.
3. Microsoft SQL Server. Полезные алгоритмы от SQL.RU / А.Ю. Гладченко и др. – С.-Пб.: Питер. – 272 с.
4. Пасічник В.В. Організація баз даних та знань. – К.: Пітер, 2006. – 332 с.
5. Кучук Г.А., Акімова Ю.А. Распределение таблиц реляционной базы данных // Информационные системы. – Х. : НАНУ, ПАНИ, ХВУ. – 1995. – Вып. 2. – С. 13-15.
6. Жожикашвили В.А., Вишневский В.М. Сети массового обслуживания. Теория и применение к сетям ЭВМ. – М.: Радио и связь, 1988. – 189 с.
7. Борри Х. Firebird. Руководство разработчика баз данных. – СПб.: BHV, 2006. – 1104 с.

Надійшла до редколегії 28.07.2006

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаев, Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків.