

УДК 004.658.2(045)

¹І.А. Жуков, д.т.н., проф.
²О.В. Іванкевич, к.т.н., доц.
³В.О. Станіславов, інж.

МЕТОД ЗАМІЩЕННЯ СТОРІНОК У СИСТЕМАХ КЕРУВАННЯ БАЗАМИ ДАНИХ ВЕЛИКИХ ОБСЯГІВ В ІНФОРМАЦІЙНИХ СИСТЕМАХ АВІАПІДПРИЄМСТВ

Національний авіаційний університет

¹E-mail: zhukov@nau.edu.ua

²E-mail: alexi@voliacable.com

³E-mail: stanisv@gmail.com

Більшість сучасних інформаційно-пошукових систем працює з великими масивами даних, тому перед користувачами таких систем часто постають проблеми підвищення продуктивності системи та швидкості отримання даних. У будь-якій системі баз даних у разі звернення до сторінки диска образ сторінки завантажується в буфер, розміщений в оперативній пам'яті, і зберігається там протягом деякого часу після звернення, чим скорочується кількість обмінів з дисками. Запропоновано метод заміщення сторінок, який може бути застосований у системах керування базами даних великих обсягів.

алгоритм, база даних, буферизація, інформаційно-пошукова система, оперативна пам'ять, система керування базами даних

Вступ

Сучасні інформаційно-пошукові системи, які використовуються в авіаційній галузі, працюють з великими масивами даних, тому перед користувачами таких систем часто постають проблеми підвищення продуктивності системи та швидкості отримання даних [1; 2]. Для вирішення цього завдання потрібно скористатись паралельними запитами до баз даних. У будь-якій системі баз даних у разі звернення до сторінки диска образ сторінки завантажується в буфер, розміщений в оперативній пам'яті, і зберігається там протягом деякого часу після звернення [3–5]. Це виконується для того, щоб сторінки диска, звернення до яких повторюються дуже часто, залишалися в оперативній пам'яті постійно. Тим самим скорочується кількість обмінів з дисками. Враховуючи, що звернення до диска принаймні в 1000 разів повільніше, ніж звернення до оперативної пам'яті, можемо істотним чином підвищити продуктивність системи.

Мета роботи – аналіз методів та алгоритмів буферизації, що використовуються у сучасних системах керування базами даних, без яких неможливе створення сучасних інформаційних систем, та доведення потреби у використанні більш продуктивних методів.

У роботі запропоновано ефективний алгоритм заміщення сторінок для буферизації обмінів з дисками в паралельній системі баз даних без сумісного використання ресурсів, який дозволяє прискорити обробку великих баз даних. Для перевірки ефективності алгоритму було побудовано теоретико-імовірнісна модель, на основі якої отримано аналітичні оцінки.

Аналіз технологій буферизації

Для ефективної буферизації необхідно:
 – з'ясувати, яку сторінку потрібно вилучити з буфера за браком місця для «підкачування» нової сторінки диска (стратегія заміщення);

– визначити алгоритм, що реалізовує цю стратегію, та ступінь ефективності алгоритму – кількість виникаючих промахів, тобто ситуацій, коли вибрана сторінка не міститься в буфері.

Білейді довів, що теоретичний максимум ефективності визначається стратегією OPT, відповідно до якої з буфера витісняється сторінка, до якої найдовше не буде звернень. Проте для реалізації стратегії OPT потрібна програма, яка могла б якісно передбачати майбутні звернення до бази даних, тому на практиці реалізувати стратегію OPT зазвичай не вдасться.

Тепер керування буферним пулом майже у всіх випадках використовують стратегію заміщення LRU (Least Recently Used) [6], що витісняє з буфера ту сторінку, до якої найдовше не було звернень. Доведено [6], що кількість промахів F_{LRU} стратегії LRU обмежена зверху таким чином:

$$F_{LRU} \leq kF_{OPT},$$

де k – кількість сторінок, що поміщаються в буфер;

F_{OPT} – кількість промахів стратегії OPT.

Така стратегія не завжди адекватно зважає на специфіку систем баз даних великих обсягів [7; 8], тому автором був розроблений ефективний метод заміщення сторінок для буферизації обмінів з дисками в паралельній системі баз даних без сумісного використання ресурсів.

Запропонований метод є узагальненням методу LFU. Для запропонованого методу було побудовано теоретико-імовірнісну модель, на основі якої отримано аналітичні оцінки для кількості промахів. На основі методу було розроблено алгоритм заміщення сторінок.

Формальний опис алгоритму LRU-K

Нехай N – кількість керованих сторінок диска. Нехай послідовність r_1, r_2, \dots, r_m задає деяку трасу звернень до сторінок диска, $M \geq 1$. При цьому менше значення індексу відповідає пізнішому за часом зверненню. Нехай задано деяке ціле m , $1 \leq m \leq M$. Для деякої фіксованої сторінки i ($1 \leq i \leq N$) розглянемо послідовність $k_{i1}, k_{i2}, \dots, k_{im}$.

Тут $k_{ij} = \delta_{ir}$, для всіх j , $1 \leq j \leq m$ (де δ_{ir} – символ Кронекера). Нехай $F_{il}(z)$ – основна функція для підпослідовності $k_{i1}, k_{i2}, \dots, k_{im}$ послідовності $1 \leq l \leq m$, отже, за визначенням

$$F_{il}(z) = \sum_{j=1}^m k_{ij} z^j.$$

Нехай задано деяке ціле h , $1 \leq h \leq m$.

Визначимо:

$$F_{il}^{[0]}(z) = F_{il}(z), F_{il}^{[n]}(z) = F_{il}^{[n-1]}(z) - F_{i, l+h}^{[n-1]}(z)$$

для будь-якого цілого $n > 0$ Покладемо:

$$F_i^{[n]}(z) = F_{i1}^{[n]}(z).$$

Позначимо

$$t = \frac{m}{h}$$

Без істотного обмеження спільності можна вважати, що m завжди кратно h . Визначимо

$$W_{\text{LFU-K}}(i) = \sum_{n=0}^k \frac{F_i^{[n]}(1)t^n}{n!}. \quad (1)$$

Для будь-якого цілого $K \geq 0$, отже, маємо

$$W_{\text{LFU-0}}(i) = F_i(1) = F_i^{[0]}(1); \quad (2)$$

$$W_{\text{LFU-1}}(i) = F_i^{[0]}(1) + F_i^{[1]}(1)t; \quad (3)$$

$$W_{\text{LFU-2}}(i) = F_i^{[0]}(1) + F_i^{[1]}(1)t + F_i^{[2]}(1)\frac{t^2}{2}. \quad (4)$$

За формулою (2) визначаємо кількість входжень сторінки i в послідовність

$$r_1, r_2, \dots, r_m.$$

Якщо припустити, що ймовірність звернення до сторінки i не змінюється з часом tt^2 , то формулу (2) можна використати для оцінки кількості входжень сторінки i в послідовність чергових m звернень до сторінок диска:

$$r_{(-m+1)}, \dots, r_{(-1)}, r_0. \quad (5)$$

Якщо ж ймовірність звернення до сторінки i змінюється з часом, то за формулою (3) можна дістати точнішу оцінку кількості входжень сторінки i в послідовність (5), оскільки другий доданок у формулі (3) якраз містить фактор швидкості зміни частоти звернень до сторінки i . При цьому точність оцінки залежатиме від величин параметрів m і h .

Аналогічно за формулою (4) можна отримати ще точнішу оцінку за рахунок чинника прискорення в третьому доданку, якщо фактор швидкості сам змінюється з часом.

Таким чином, в загальному випадку приходимо до формули (1), відповідно до якої маємо формальне визначення алгоритму LFU-K.

Формальне визначення алгоритму LFU-K

Для кожної сторінки диска, що міститься в буфері, обчислюється значення функції $F_{\text{LFU-K}}$. Заміщується сторінка, що має мінімальне значення $F_{\text{LFU-K}}$. Якщо таких сторінок декілька, заміщується та з них, яка найдовше перебуває в буфері. При цьому алгоритм має два параметри m і h , що задовольняють $1 \leq h \leq m$ обмеження і $1 \leq m \leq M$.

Очевидно, що при $m = M$ алгоритм LFU-0 збігається з відомим алгоритмом LFU.

Проте для певних варіантів завантаження алгоритм LFU-K при $K \geq 1$ може показувати значно вищу ефективність порівняно з LFU і іншими відомими алгоритмами.

Ефективність алгоритму LFU-K деякою мірою залежить від значень параметрів m і h .

Отримання аналітичних оцінок для оптимального вибору вказаних параметрів в загальному випадку є нетривіальним завданням. Далі надамо аналітичну оцінку параметра m для різних розподілів ймовірності звернень до сторінок диска. Проблему підбору оптимальних значень параметра h буде розглянуто далі.

Аналітична оцінка параметра m . Для отримання аналітичної оцінки параметра m побудуємо ймовірнісну модель процесу звернення до сторінок диска в деякій абстрактній системі баз даних. Пропонована модель ґрунтується на припущеннях, покладених в основу моделі IRM (Independent Reference Model).

Імовірнісна модель. Нехай N — кількість керованих сторінок. Визначимо P_i як ймовірність звернення до сторінки i , $1 \leq i \leq N$. За визначенням маємо

$$\sum_{i=1}^N P_i = 1.$$

Припустімо, що ймовірність P_i не змінюється з плином часу і розподіляється за таким законом:

$$P_i = \frac{1}{i\Theta H_N^{(s)}} \quad (6)$$

де H_N^s – N -е гармонічне число порядку s , тобто $1^{-s} + 2^{-s} + \dots + N^{-s}$,
 – Θ — коефіцієнт перекосу, $0 \leq \Theta \leq 1$.

Якщо $\Theta = 0$, отримуємо $p_i = \frac{1}{N}$, тобто перекосу не відбувається, що відповідає випадку рівномірного розподілу. Значення

$$\Theta = 1 - \log_{0.80} 0.20$$

відповідає правилу «80–20». Якщо $\Theta = 1$ отримуємо

$$P_i = \frac{1}{i^1 H_N^{(1)}} = \frac{1/H_N}{i},$$

що відповідає закону Зіпфа.

Для гармонічних чисел порядку r відоме таке наближення:

$$H_n^{(r)} = \vartheta(r) + \frac{n^{1-r} - 1}{1-r} + \frac{1}{1nr} - \sum_{k=1}^m \frac{B_{2k}}{2kn^{r+2k-1}} \left(\frac{-r}{2k-1} \right) + O\left(\frac{1}{n^{r+2m+1}} \right). \quad (7)$$

де $\vartheta(r)$ – дзета-функція Рімана, B_k числа Бернуллі.

Із рівняння (7) можна отримати спрощену формулу

$$H_n^{(r)} = \vartheta(r) + \frac{n^{1-r} - 1}{1-r} + O\left(\frac{1}{n^r} \right). \quad (8)$$

Використовуючи наближення (8), із виразу (6) отримаємо

$$P_i \approx \frac{1}{i\Theta \left(\vartheta(\Theta) + \frac{N^{1-\Theta} - 1}{1-\Theta} \right)}$$

Зокрема, ймовірність звернення до «найпопулярнішої» в запронованій моделі сторінка може бути знайдена за такою наближеною формулою:

$$P_i \approx \frac{1}{\vartheta(\Theta) + \frac{N^{1-\Theta} - 1}{1-\Theta}}$$

Під час дослідження впливу параметра m на алгоритм LFU-0 маємо:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{R_{LFU-0}(i)}{n} = P_i.$$

Це означає, що зі збільшенням значення параметра m ефективність алгоритму LFU-0 наближатиметься до ефективності алгоритму A0, що витісняє з буфера сторінку з мінімальною

ймовірністю звернення. У роботі доведено, що алгоритм A0 є оптимальним для статичного розподілу ймовірності. Звідси виходить, що збільшення значення m вестиме до підвищення ефективності алгоритму LFU-0. Проте для практичної реалізації необхідна деяка міра, що пов'язує значення параметра m з ефективністю алгоритму LFU-0.

Міра для визначення параметра m . Побудуємо міру, що зв'язує значення параметра m з ефективністю алгоритму LFU-0. Нехай

$$r_1, r_2, \dots, r_n \quad (9)$$

є послідовністю звернень до сторінок диска. Визначимо q_{imk} як ймовірність того, що i -та сторінка трапляється в цій послідовності k раз. Очевидно, що $0 \leq k \leq m$.

Нехай $G_{im}(z)$ – похідна функція для послідовності $q_{im0}, q_{im1}, \dots, q_{imm}$. Отже, маємо

$$q_{imk} = p_i q_{i,m-1,k-1} + (1-p_i) q_{i,m-1,k} \quad (11)$$

Після визначення похідної функції запишемо

$$Z_{im}(z) = \sum_k q_{imk} z^k. \quad (12)$$

Звідси отримуємо

$$Z_{i1}(z) = q_{i10} + q_{i11}z = 1 - p_i + p_i z = p_i(z-1) + 1. \quad (13)$$

Із рівняння (11) випливає те, що

$$Z_{im}(z) = p_i z Z_{i,m-1}(z) + (1-p_i) Z_{i,m-1}(z) = (p_i(z-1) + 1) Z_{i,m-1}(z). \quad (14)$$

Із співвідношень (13) і (14) знаходимо

$$Z_{im}(z) = (p_i(z-1) + 1)^m. \quad (15)$$

Користуючись біноміальною теоремою, із рівняння (13) отримуємо

$$Z_{im}(z) = (p_i(z-1) + 1)^m = p_i^m \left(z + \frac{(1-p_i)}{p_i} \right)^m = p_i^m \sum_k \binom{m}{k} \frac{(1-p_i)^{m-k}}{p_i^{m-k}} z^k = \sum_k \binom{m}{k} p_i^k (1-p_i)^{m-k} z^k. \quad (16)$$

Зіставляючи формули (12) і (16), маємо

$$q_{imk} = \binom{m}{k} p_i^k (1-p_i)^{m-k} = m! \frac{p_i^k}{k!(m-k)!} (1-p_i)^{m-k} = m! \frac{p_i^k (1-p_i)^{m-k}}{k!(m-k)!}. \quad (17)$$

Використовуючи формулу Стірлінга для наближеного обчислення факторіала, дістаємо:

$$n! \approx \sqrt{2\pi n} (n/e)^n = \sqrt{2\pi n} (e^{\ln n}/e)^n = \sqrt{2\pi n} e^{(\ln n - 1)n}. \quad (18)$$

Із рівняння (17) можна отримати

$$q_{imk} \approx q_{imk} = \sqrt{\frac{m}{2\pi k(m-k)}} m^m \left(\frac{p_i}{k} \right)^k \left(\frac{1-p_i}{m-k} \right)^{m-k}. \quad (19)$$

Позначимо $u_{im} = q_{i,m,p,m}$ як імовірність того, що i -та сторінка трапляється $p_i m$ разів у послідовності (9). Без істотного обмеження спільності можемо вважати, що $p_i m$ завжди ціле число. З виразу (17) знаходимо

$$u_{im} = m! \frac{p_i^{p_i m} (1-p_i)^{(1-p_i)m}}{(p_i m)! ((1-p_i)m)!} \quad (20)$$

За допомогою формули (18) із рівняння (20) можна отримати

$$u_{im} \approx \tilde{u}_{im} = \frac{1}{\sqrt{2\pi m p_i (1-p_i)}} \quad (21)$$

Визначимо функцію

$$f_{im}(k) = \tilde{q}_{imk} / \tilde{u}_{im}$$

На основі рівнянь (19) і (21) маємо

$$f_{im}(k) = \frac{\tilde{q}_{imk}}{\tilde{u}_{im}} = \frac{p_i(1-p_i)}{\sqrt{\frac{k}{m} \left(1 - \frac{k}{m}\right)}} m^m \left(\frac{p_i}{k}\right)^k \left(\frac{1-p_i}{m-k}\right)^{m-k} \quad (22)$$

Уведемо нову змінну x , пов'язану зі змінною k відношенням

$$x = \frac{k}{m p_i}$$

Ураховуючи формулу (10), маємо

$$0 \leq x \leq 1/p_i$$

Визначимо нормальну функцію $v_{im}(x)$ на інтервалі $(0; 1/p_i)$ таким чином:

$$v_{im}(x) = f_{im}(m p_i x)$$

Звідси, використовуючи рівняння (22), отримуємо

$$v_{im}(x) = \left(\frac{1}{x}\right)^{m p_i x + 1/2} \left(\frac{1-p}{1-p_i x}\right)^{m(1-p_i x) + 1/2}$$

або в іншому вигляді

$$v_{im}(x) = e^{- (m p_i x + 1/2) \ln x + (m(1-p_i x) + 1/2) \ln \frac{1-p_i}{1-p_i x}}$$

Побудуємо графіки функції $v_{im}(x)$ за різних значень параметрів p та m :

$$p_i = k/m, \quad (23)$$

де k — кількість входжень i в послідовність (9).

Із рис. 1 видно, що за фіксованого m великим значенням імовірності p відповідає менше значення міри M .

Отриманий результат є закономірним, оскільки чим більша імовірність звернення до сторінки i , тим менша ділянка траси потрібна для визначення цієї імовірності за формулою (23) із заданою точністю.

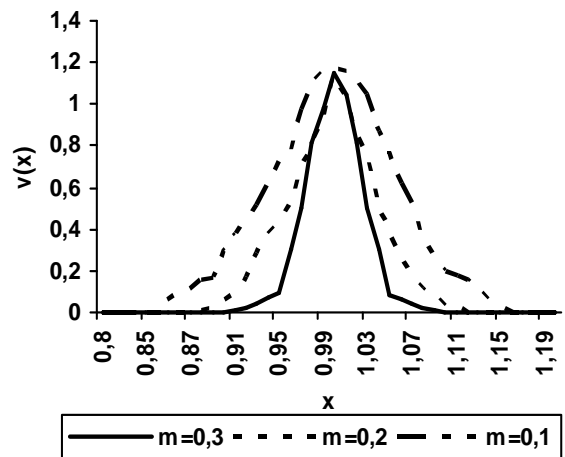


Рис. 1. Зміна значень $v(x)$ для різних значень p якщо $m = 32000$

На рис. 2 показано, що зі збільшенням значення m за фіксованого p значення міри M зменшується. Цей результат закономірний, оскільки чим більшу ділянку траси аналізуємо, тим точніше за формулою (23) можна визначити ймовірність звернення до сторінки з номером i .

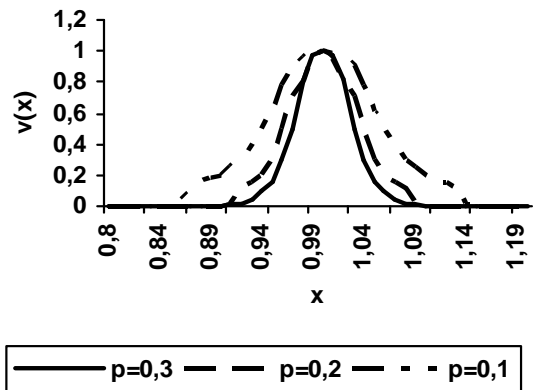


Рис. 2. Зміна значень $v(x)$ для різних значень m , якщо $p = 0,01$

Отже, запропонований алгоритм можна застосовувати для кешування даних на сервері баз даних, який забезпечує обробку великих масивів даних, використовуваних в авіаційній галузі, де нагальними є проблеми підвищення продуктивності системи та швидкості отримання даних.

Висновки

Запропоновано метод заміщення сторінок LFU-K, що є узагальненням методу LFU. Для запропонованого алгоритму побудовано теоретико-ймовірнісну модель, на основі якої отримано аналітичні оцінки для параметра m .

Параметри алгоритму, що залишилися, були досліджені в обчислювальних експериментах; на основі отриманих результатів визначено рекомендовані значення цих параметрів.

Запропонований метод можна використовувати для кешування даних в інформаційних системах підприємств цивільної авіації, які працюють з базами даних великих обсягів та забезпечують доступ до даних великої кількості користувачів.

Література

1. *Chee Yong Chan*. Extensible Buffer Management of Indexes / Chee Yong Chan, Beng Chin Ooi, Hongjun Lu // Proc. of the 18th Intern. Conf. on Very Large Data Bases. – August 23–27, 1992. – P. 444–454.
2. *Scaling* mining algorithms to large databases / P. Bradley, J. Gehrke, R. Ramakrishnan, R. Srikant // Communications of the ACM. – 45(8). – 2002. – P. 38–43.
3. *Дейт К.Дж.* Введение в системы баз данных / К.Дж. Дейт / пер. с англ. – 6-е изд. – М.: С.Пб.; К.: Вильямс, 2000. – 846 с.
4. *Мамаев Е.В.* MS SQL Server 7.0: проектирование и реализация баз данных / Е.В. Мамаев. – С.Пб., 2000. – 416 с.
5. *Alonso Rafael*. Data caching issues in an information retrieval system / Rafael Alonso, Daniel Barbara, Hector Garcia-Molina // ACM Transactions on Database Systems (TODS), 1990. – Vol. 15, N 3, Sept. – P. 359–384.
6. *Dan Asit*. An approximate analysis of the LRU and FIFO buffer replacement schemes / Asit Dan, Don Towsley // ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review. – 1990. – Vol. 18, N1, May. – P. 143–152.
7. *Effelsberg Wolfgang*. Principles of database buffer management / Wolfgang Effelsberg, Theo Haerder // ACM Transactions on Database Systems (TODS). – 1994. – Vol. 9, N 4, Dec. – P. 560–595.
8. *Шаша Деннис*. Оптимизация баз данных: принципы, практика, решение проблем / Деннис Шаша, Филипп Бонне / пер. с англ. – М.: Кудиц-образ, 2004. – 431 с.

Стаття надійшла до редакції 12.11.09.

И.А. Жуков, А.В. Иванкевич, В.О. Станиславов

МЕТОД ЗАМЕЩЕНИЯ СТРАНИЦ В СИСТЕМАХ УПРАВЛЕНИЯ БАЗАМИ ДАННЫХ БОЛЬШИХ ОБЪЕМОВ В ИНФОРМАЦИОННЫХ СИСТЕМАХ АВИАПРЕДПРИЯТИЙ

Национальный авиационный университет

алгоритм, база данных, буферизация, информационно-поисковая система, оперативная память, система управления базами данных

Большинство современных информационно-поисковых систем работает с большими массивами данных, поэтому перед пользователями таких систем часто встают проблемы повышения продуктивности системы и скорости получения данных. В любой системе баз данных при обращении к страницам диска образ страниц загружается в буфер, размещенный в оперативной памяти, и хранится там в течение некоторого времени после обращения. При этом происходит сокращение количества обменов с дисками. Предложенный метод замещения страниц может быть применен в системах управления базами данных больших объемов.

Igor A. Zhukov, Oleksiy V. Ivankevich, Valeriy O. Stanislavov

THE METHOD OF PAGES REPLACEMENT FOR CONTROL SYSTEMS OF LARGE VOLUME DATABASES IN INFORMATION SYSTEMS OF AVIATION COMPANIES

National Aviation University

algorithm, control system of databases, database, information-search system, random access memory

Most of the modern information search systems operate with the large amount of data that is why the users often encounter lots of problems dedicated to increase the system's productivity and the speed of receiving of information. In any database system when attempting to address to the disc page the image of that page is loaded into the buffer located in random access memory and stored there for awhile in such way the number of exchanges with the discs decreases. The method of pages replacement, which can be applied in the control systems of large databases, is offered in the article. A new method is offered substituting for the pages, that it is generalization known to the algorithm of LFU. For offered algorithm it is built теоретико-ймовірнісну model, which it is got on the basis of analytical estimations for parameter of m. Parameters to the algorithm, that remained, were investigational in calculable experiments; and on the basis of got results certainly recommended values these parameters. Offered method it is possible to use for кешуваня data in informative systems of enterprises civil aviation, which work with databases large volumes and provide access to data generous amount users.