

## Оценка среднего времени обработки запросов к хранилищу данных методом создания первичного индекса для таблицы фактов в параллельной системе баз данных

77-30569/241916

# 11, ноябрь 2011

Григорьев Ю. А.

УДК 004.657

МГТУ им. Н.Э. Баумана

[grigorev@iu5.bmstu.ru](mailto:grigorev@iu5.bmstu.ru)

В работах [11, 12] получено преобразование Лапласа-Стилтьеса (ПЛС) времени выполнения запроса к хранилищу данных, которое справедливо для каждого АМР параллельной системы баз данных:

$$\Psi_i(s) = R(s) \cdot H_i(s, \varphi_{PS}(s) \chi(s) \varphi_{PA}(s)), \quad (1)$$

где

$$R(s) = \prod_{i=1}^K G_i(1 - p_i(1 - \chi^2(s))), \quad (2)$$

$K$  – число измерений,

$V_i$

$G_i(z) = z^{V_i}$  – производящая функция числа записей  $i$ -го измерения в узле,

$V_i$  – общее число записей  $i$ -го измерения,

$n$  – число АМР- узлов (АМР-процессоров),

$p_i$  – вероятность, что запись  $i$ -го измерения удовлетворяет условию поиска по этому измерению в запросе,

$\chi^2(s)$  – ПЛС времени обработки записи блока листового уровня индекса ( $\chi(s)$ ) и записи таблицы измерения ( $\chi(s)$ ),

$$\chi(s) = \varphi_D(s) \varphi_M^2(s) \varphi_{PI}(s), \quad (3)$$

$$H_i(s, z) = V(s, \varphi_N^1(s), \dots, \varphi_N^{i-1}(s), z, \varphi_N^i(s), \dots, \varphi_N^n(s)) \times \\ \times V^{n-1}(0, 1_1, \dots, 1_{i-1}, \varphi_M^2(s) z, 1_{i+1}, \dots, 1_n) \quad (4)$$

$$V(s, Z) = Y_{K-1}(s, G_K(1 - p_K(1 - \varphi_{PJ}(s) \varphi_M^2(s) q_n(z_1, \dots, z_n)))) \quad (5)$$

$$\begin{aligned}
Y_{K-1}(s, z) &= Y_{K-2}(s, G_{K-1}(1 - p_{K-1}(1 - \varphi_{PJ}(s)\varphi_M^2(s)\varphi_N^{n-1}(s)\varphi_M^{2(n-1)}(s)z^n))), \\
Y_2(s, z) &= Y_1(s, G_2(1 - p_2(1 - \varphi_{PJ}(s)\varphi_M^2(s)\varphi_N^{n-1}(s)\varphi_M^{2(n-1)}(s)z^n))), \\
Y_1(s, z) &= G_1(1 - p_1(1 - \varphi_N^{n-1}(s)\varphi_M^{2(n-1)}(s)z^n)),
\end{aligned} \tag{6}$$

$q_n(z_1, \dots, z_n)$  определяется следующими рекуррентными формулами:

$$\begin{aligned}
q_n(z_1, \dots, z_n) &= (1 - p_n)q_{n-1}(z_1, \dots, z_{n-1}) + p_n z_n, \\
q_{n-1}(z_1, \dots, z_{n-1}) &= (1 - p_{n-1})q_{n-2}(z_1, \dots, z_{n-2}) + p_{n-1} z_{n-1}, \\
q_1(z_1) &= (1 - p_1) + p_1 z_1, \quad p_1 \equiv 1,
\end{aligned} \tag{7}$$

$p_j$  - это вероятность, что запись передаётся из данного узла в  $j$ -й узел при условии, что она не была передана в узлы  $n \dots j+1$ .

В табл. 1 [11, 12] приведены выражения для ПЛС  $\varphi_D(s)$ ,  $\varphi_M(s)$ ,  $\varphi_N(s)$ ,  $\varphi_{PI}(s)$ ,  $\varphi_{PJ}(s)$ ,  $\varphi_{PA}(s)$ ,  $\varphi_{PS}(s)$  - это ПЛС случайного времени обработки записи (исходной, промежуточной, результирующей) в ресурсе (диске, ОП, шине, процессоре).

Таблица 1

|  | SE   | SD  | SN  |
|--|--|---|---|
| $\varphi_D(s)$   | $1 - p_D + p_D \frac{\mu_{DB} - (n-1) \cdot p_D \lambda_D / N_R}{\mu_{DB} - (n-1) \cdot p_D \lambda_D / N_R + s}$                          |   | $1 - p_D + p_D \frac{\mu_{DB}}{\mu_{DB} + s}$ |
| $\varphi_M(s)$   | $\frac{\mu_M - (n-1)\lambda_M}{\mu_M - (n-1)\lambda_M + s}$  | $\frac{\mu_M}{\mu_M + s}$                                   |   |
| $\varphi_N(s)$   | (обмен между процессорами осуществляется через ОП)   | $\frac{\mu_N - (n-1)\lambda_N}{\mu_N - (n-1)\lambda_N + s}$ |   |
| $\varphi_{PI}(s)$ ,<br>$\varphi_{PJ}(s)$ ,<br>$\varphi_{PA}(s)$ ,<br>$\varphi_{PS}(s)$ | $\frac{\mu_{PI}}{\mu_{PI} + s}, \frac{\mu_{PJ}}{\mu_{PJ} + s}, \frac{\mu_{PA}}{\mu_{PA} + s}, \frac{\mu_{PS}}{\mu_{PS} + \log_2(Q_{PS})s}$ |   |   |

Здесь

$1 - p_D$  - вероятность, что запись находится в кэше (СУБД или диска),

$\lambda_D, \lambda_M, \lambda_N$  - интенсивности запросов к разделяемому ресурсу (на чтение записей из RAID-массива, на запись/чтение записей таблиц из ОП, на передачу записей по соединительной шине),

$\mu_{DB} = 1/t_{БЧ}$  - интенсивность чтения блоков чередования с диска RAID-массива,  $t_{БЧ}$  - среднее время чтения блока чередования,

$N_R$  - количество дисков в RAID-массиве (с учётом зеркальных),

$\mu_M$  - интенсивность записи/чтения записей таблиц из ОП,

$\mu_N$  - интенсивность передачи записей по соединительной шине,

$\mu_{PI}$  - интенсивность обработки записей в процессоре при их поиске и чтении с помощью индекса,

$\mu_{PJ}$  – интенсивность построения записей декартова произведения в процессоре,

$\mu_{PS}$  – интенсивность сравнений записей БД в процессоре при их сортировке,

$\mu_{PA}$  – интенсивность агрегации записей (значений фактов),

$Q_{PS}$  – значение коэффициента при среднем значении  $\bar{\varphi}_{PS}$  (см. ниже),

(n-1) в табл. 1 означает, что заявка не ждёт сама себя в очереди к ресурсу.

В дальнейшем будем считать, что запись результирующего декартова произведения остаётся в данном узле или передаётся в другие узлы с одинаковой вероятностью. Т. е.  $p_j = 1/j$  в формулах (7). В этом случае в формуле (5)

$$q_n(z_1, \dots, z_n) = \frac{1}{n} \sum_{l=1}^n z_l. \quad (8)$$

Продифференцируем выражение (1) в нуле и оценим математическое ожидание времени выполнения запроса к ROLAP в параллельной системе баз данных [11, 12]. При этом индекс  $i$  будем опускать в силу симметричности (8).

$$\begin{aligned} M = -\Psi'(0) = & [2 \sum_{i=1}^K g_i p_i + n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_D + \\ & [2(n-1)g_1 p_1 + 2n \sum_{i=2}^{K-1} n^{i-1} \prod_{j=1}^i g_j p_j + 4 \sum_{i=1}^K g_i p_i + \frac{6n-2}{n} n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_M + \\ & [(n-1)g_1 p_1 + (n-1) \sum_{i=2}^{K-1} n^{i-1} \prod_{j=1}^i g_j p_j + \frac{n-1}{n} n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_N + \\ & [ \sum_{i=2}^{K-1} n^{i-1} \prod_{j=1}^i g_j p_j + n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_{PJ} + [2 \sum_{i=1}^K g_i p_i + n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_{PI} + \\ & [n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_{PS} + [n^{K-1} \prod_{i=1}^K g_i p_i] \bar{\varphi}_{PA} = \end{aligned} \quad (9)$$

$$Q_D \bar{\varphi}_D + Q_M \bar{\varphi}_M + Q_N \bar{\varphi}_N + Q_{PJ} \bar{\varphi}_{PJ} + Q_{PI} \bar{\varphi}_{PI} + Q_{PS} \bar{\varphi}_{PS} + Q_{PA} \bar{\varphi}_{PA}$$

где  $\bar{\varphi}_D$  и т.д. определяются следующим образом [4]:

- если соответствующий ресурс является "узким местом" (табл. 2), то это математическое ожидание времени пребывания в ресурсе, ПЛС которого представлено в табл. 1 (где фигурирует соответствующая интенсивность запросов к ресурсу -  $\lambda_D$  и т.д.),

- в противном случае  $\bar{\varphi}_D = 1/\mu_D$  и т.д. (для неразделяемого ресурса и для разделяемого ресурса, который не является "узким местом"),

$g_i = G_i'(1) = V_i/n$  - математическое ожидание числа записей таблицы  $i$ -го измерения, которые хранятся в узле.

Остальные переменные в формуле (9) определены выше. Формулы для оценки  $\lambda_D, \lambda_M, \lambda_N$  приведены в табл. 2 [11].

Таблица 2

| Архитектура | Условие наличия "узкого места"                  | "Узкое место" | Определяемый параметр $\lambda$ | Формула для оценки $\lambda$   |
|-------------|---|---------------|---------------------------------|--|
| SE          | $\frac{Q_D}{\mu_D} \gg \frac{Q_M + Q_N}{\mu_M}$ | Диск          | $\lambda_D$                     | $\frac{Q_D}{\frac{Q_M + Q_N}{\mu_M} + \sum_i \frac{Q_i}{\mu_i}}$               |
|             | $\frac{Q_D}{\mu_D} \ll \frac{Q_M + Q_N}{\mu_M}$ | Память        | $\lambda_M$                     | $\frac{Q_M + Q_N}{\frac{Q_D}{\mu_D} + \sum_i \frac{Q_i}{\mu_i}}$               |
| SD          | $\frac{Q_D}{\mu_D} \gg \frac{Q_N}{\mu_N}$       | Диск          | $\lambda_D$                     | $\frac{Q_D}{\frac{Q_M}{\mu_M} + \frac{Q_N}{\mu_N} + \sum_i \frac{Q_i}{\mu_i}}$ |
|             | $\frac{Q_D}{\mu_D} \ll \frac{Q_N}{\mu_N}$       | Сеть          | $\lambda_N$                     | $\frac{Q_N}{\frac{Q_D}{\mu_D} + \frac{Q_M}{\mu_M} + \sum_i \frac{Q_i}{\mu_i}}$ |
| SN          | нет   | Сеть          | $\lambda_N$                     | $\frac{Q_N}{\mu_D + \frac{Q_M}{\mu_M} + \sum_i \frac{Q_i}{\mu_i}}$             |

В табл. 2 введено следующее обозначение:

$$\sum_i \frac{Q_i}{\mu_i} = \frac{Q_{PJ}}{\mu_{PJ}} + \frac{Q_{PI}}{\mu_{PI}} + \frac{Q_{PS}}{\mu_{PS}} + \frac{Q_{PA}}{\mu_{PA}} \quad (10)$$

Помимо архитектур SE, SD и SN на практике применяют смешанные архитектурные решения. Например, узлы SMP (SE) соединяются по схеме "точка-точка" типа BuNet (SN). В этом случае формулу (9) можно переписать в следующем виде:

$$M = Q_D \bar{\varphi}_D(n_{AMP}) + Q_M \bar{\varphi}_M + Q_N (n_{AMP}, \Gamma(n)) \bar{\varphi}_{NSMP} + \quad (11)$$

$$(Q_N - Q_N(n_{AMP}, \Gamma(n))) \bar{\varphi}_N + Q_{PJ} \bar{\varphi}_{PJ} + Q_{PI} \bar{\varphi}_{PI} + Q_{PS} \bar{\varphi}_{PS} + Q_{PA} \bar{\varphi}_{PA}$$

здесь предполагается, что в SMP-узле "узким местом" является диск,

$n_{AMP}$  – число AMP-процессоров (узлов) в одном SMP-узле,

$n = n_{SMP} \cdot n_{AMP}$  – общее число AMP-процессоров в системе,

$n_{SMP}$  – число SMP-узлов,

$\Gamma(n)$  – вектор  $(g_1(n), \dots, g_k(n))$ ,

$\bar{\varphi}_{NSMP} = 1/\mu_{NSMP}$  – среднее время передачи записи между AMP-процессорами SMP-узла (чтение из ОП – передача записи (сообщения) по системной шине – запись в ОП),

остальные обозначения такие же, как и в формуле (9).

## Пример расчёта среднего времени выполнения запроса к хранилищу данных в параллельной системе баз данных

Расчёт математического ожидания (среднего) времени выполнения запроса к хранилищу данных в ПСБД был выполнен при следующих значениях характеристик ресурсов.

1. Процессор – Intel Xeon 5160. СУБД – Oracle 9i. В [9] для выбранного процессора приведено измеренное значение числа процессорных циклов, выполняемых Oracle в секунду (CPUSPEED) –  $1.5 \cdot 10^9$ .

Согласно [3, стр. 228-230] при поиске и чтении 400 записей с помощью обычного индекса (B-дерева) было потрачено  $6 \cdot 10^5$  процессорных циклов. Для интенсивности обработки записей в процессоре при их поиске и чтении с помощью индекса имеем -  $\mu_{PI} = 400 / (6 \cdot 10^5 / 1.5 \cdot 10^9) = 10^6$ .

В [3, стр. 347] приведены результаты автотрассировки простого запроса соединения: число обработанных записей во внешней таблице – 320, число процессорных циклов -  $7 \cdot 10^4$ . Поэтому для интенсивности построения записей декартова произведения в процессоре имеем –  $\mu_{PJ} = 320 / (7 \cdot 10^4 / 1.5 \cdot 10^9) = 7 \cdot 10^6$ .

Согласно [3, стр. 397, 400] на выполнение  $2 \cdot 10^7$  сравнений при сортировке записей БД в оперативной памяти было потрачено 6,21 секунд процессорного времени при скорости  $3,5 \cdot 10^8$  процессорных тактов в секунду (CPUSPEED). Поэтому для интенсивности сравнений записей БД в процессоре при их сортировке имеем -  $\mu_{PS} = 2 \cdot 10^7 \cdot (1.5 \cdot 10^9 / 3,5 \cdot 10^8) / 6,21 = 14 \cdot 10^6$ .

Интенсивность агрегации записей (значений фактов)  $\mu_{PA} = \mu_{PS} = 14 \cdot 10^6$  (т.к. многие операции агрегирования фактов требуют сортировки – order by, group by и др.

2. Оперативная память (ОП) – DDR3-1600 PC3- 12800. Расчёты показывают, что интенсивность записи/чтения записей таблиц из ОП равна  $\mu_M = 10.4 \cdot 10^6$  (она мало зависит от длины записи, т.к. данные читаются страницами из ОП).

3. Высокоскоростная системная шина:

для SE (SMP) – системная шина QuickPath Interconnect, её производительность достигает 25 Гбайт/с; при средней длине записи  $l_3 = 100$  байтов интенсивность передачи записей по шине равна  $\mu_N = 250 \cdot 10^6$ ; при такой скорости эта шина не будет "узким местом" в архитектуре SE,

для SD (кластерная архитектура) и SN (MPP) - в обоих случаях узлы соединены по схеме "точка-точка" типа BuNet (т.е. шина является неразделяемым ресурсом) и интенсивность передачи данных по этой шине равна 20 Мбайт/с на один узел. Таким образом, при средней длине записи  $l_3 = 100$  байтов интенсивность передачи записей по соединительной шине равна  $\mu_N = 0.2n \cdot 10^6$ .

2. Внешняя память – RAID10 с  $N_R = 30$  дисками (с учётом зеркальных) 3.5" Seagate Cheetah 15K.6 ST3146356FC (объём диска 147 Гбайт); размер блока чередования (stripe size) –  $Q_{БЧ} = 64$  Кбайт; среднее время поиска и чтения блока чередования с диска –  $t_{БЧ} = t_{\text{подвода}} + t_{\text{вращения}}/2 + Q_{БЧ}/v_{\text{чтения}} = 4 + 4/2 + 64/200 = 6,3$  мс. Следовательно,  $\mu_{DB} = 1/t_{БЧ} = 1.6 \cdot 10^2$ .

При расчётах использовались формула (11), а также формулы из табл. 1 и 2. Графики зависимостей математического ожидания (среднего) времени выполне-

ния запроса к хранилищу данных (M) от общего числа процессоров 'n' в параллельной системе баз данных приведены на рис. 1.

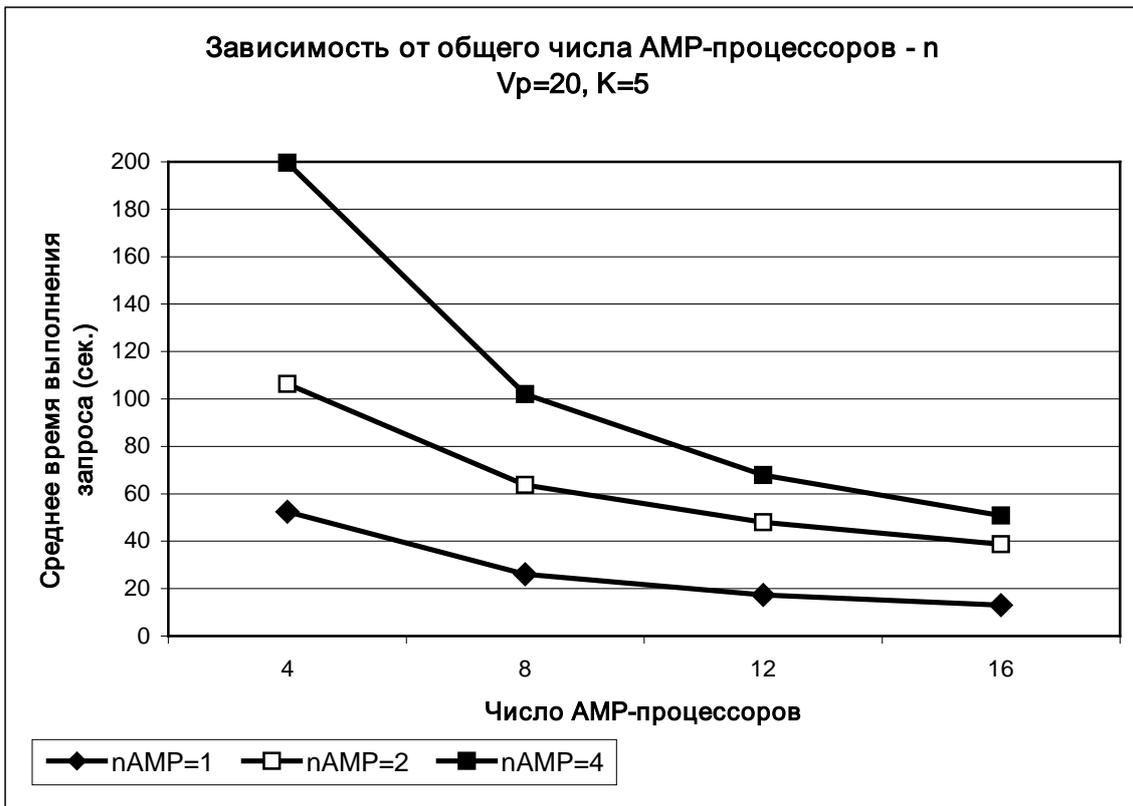


Рис. 1. Зависимости математического ожидания времени выполнения запроса к хранилищу данных (M) от числа процессоров (n).

Графики построены при следующих параметрах: среднее число записей таблиц измерений в запросе -  $V_{ip_i} = V_p = 20$ , число измерений -  $K=5$  (число записей в декартовом произведении измерений равно  $20^5$ ), вероятность, что запись находится в кэше (СУБД или диска) -  $1-p_D = 0,99$ . Каждая зависимость соответствует конкретному числу AMP-процессоров в одном SMP-узле:  $n_{AMP} = 1$  (SN), 2, 4 (см. легенду). При этом число SMP-узлов равно  $n_{SMP} = n/n_{AMP}$ .

Анализ зависимостей на рис. 1 позволяет сделать следующие выводы:

1. Перегрузка диска в SMP-узле наступает при  $n_{AMP} = 4$ , в этом случае среднее время обработки одной записи в дисковой подсистеме узла рассчитывалось по формуле

$$\bar{\varphi}_D(n_{AMP}) = n_{AMP} p_D / \mu_{DB}. \quad (12)$$

Уменьшение времени выполнения запроса при  $n_{AMP} = 4$  с ростом общего числа AMP-процессоров объясняется уменьшением числа записей таблиц измерений и фактов, хранящихся в одном SMP-узле.

2. Для случая  $n_{AMP} = 4$  при  $n=16$  (число SMP-узлов равно 4) время выполнения запроса (50 сек.) соизмеримо с временем выполнения запроса в SN(MPP)-системе ( $n_{AMP} = 1$ ) при  $n=16$  (13 сек.). Но такая смешанная SMP-система в несколько раз дешевле (примерно в 4 раза) соответствующей SN(MPP)-системы.

3. В рассматриваемом примере время выполнения запроса в "чистой" SMP-системе ( $n_{SMP}=1$ ) не зависит от 'n' и равно примерно 200 с. Это подтверждает тот факт, что при перегрузке "узкого места" (диска) не имеет смысла наращивать число AMP-процессоров в "чистой" SMP-системе.

Графики зависимостей математического ожидания (среднего) времени выполнения запроса к хранилищу данных (M) от среднего числа записей таблиц измерений в запросе ( $V_{ip_i} = V_p$ ) в параллельной системе баз данных приведены на рис. 2.

Графики на рис. 2 построены при следующих параметрах: общее число AMP-процессоров –  $n=16$ , число AMP-процессоров в узле –  $n_{AMP}=1$  (SN(MPP)-система, см. сплошные линии), вероятность, что запись находится в кэше (СУБД или диска) -  $1-p_D=0,99$ . Одна зависимость соответствует числу измерений в запросе:  $K=3, 4, 5$  (см. легенду).

Анализ зависимостей на рис. 2 позволяет сделать следующие выводы:

1. Время выполнения запроса сильно зависит от числа записей в измерении ( $V_p$ ) и числа измерений ( $K$ ), указанных в запросе. MPP-системе с 16 AMP-процессорами потребуется 19 часов, чтобы обработать записи 5-ти измерений по 110 записей в каждом измерении (количество записей в декартовом произведении равно  $110^5$ ). Чтобы снизить это время до 19 минут потребуется MPP-система с 1000 AMP-процессорами.

2. Системе с 4-я SMP-узлами по 4-е AMP-процессора в каждом узле (см. пунктирную линию на рис. 2) потребуется 72 часа, чтобы обработать записи 5-ти измерений по 110 записей в каждом измерении.

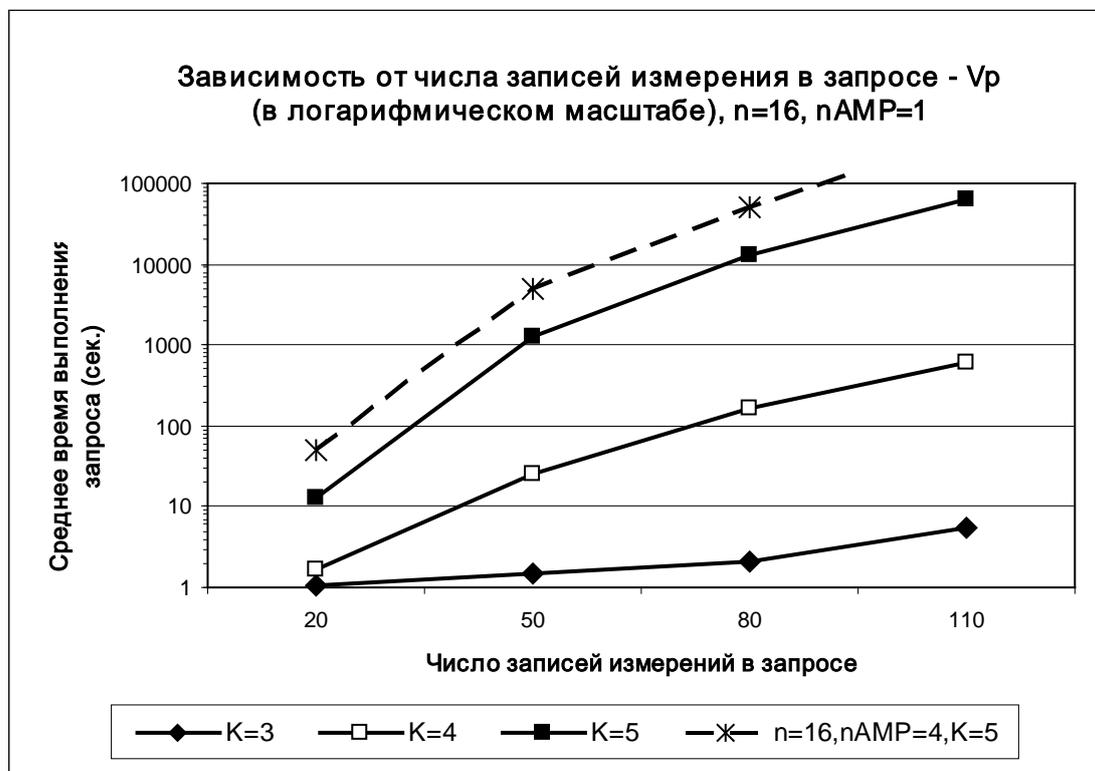


Рис. 2. Зависимости математического ожидания времени выполнения запроса к хранилищу данных (M) от среднего числа записей таблиц измерений в запросе ( $V_{ip_i} = V_p$ ).

В работе проанализирован процесс обработки запроса к хранилищу данных, реализованному на основе параллельной системы баз данных и использующему специальный план соединения таблиц измерений и фактов.

Приведено выражение для математического ожидания времени выполнения запроса. Рассмотрен практический пример расчёта и сделаны некоторые выводы. В частности, если "узкое место" (диск) системы не перегружено (его загрузка меньше 1), то среднее время выполнения запроса к хранилищу данных в системе с SMP-узлами соизмеримо с временем обработки этого запроса в MPP-системе с тем же количеством АМР-процессоров. Это позволяет существенно сэкономить денежные средства при приобретении аппаратного обеспечения параллельной системы баз данных.

## ЛИТЕРАТУРА

1. М. Тамер Оззу, Патрик Валдуриз. Распределенные и параллельные системы баз данных: [Электронный ресурс]. [[http://citforum.ru/database/classics/distr\\_and\\_paral\\_sdb/](http://citforum.ru/database/classics/distr_and_paral_sdb/)]. Проверено 26.11.2010.
2. Соколинский Л. Б., Цымблер М. Л. Лекции по курсу "Параллельные системы баз данных": [Электронный ресурс]. [<http://pds.susu.ru/CourseManual.html>]. Проверено 04.12.2010.
3. Дж. Льюис. Oracle. Основы стоимостной оптимизации. – СПб: Питер, 2007. – 528 с.
4. Григорьев Ю.А., Плужников В.Л. Оценка времени соединения таблиц в параллельной системе баз данных// Информатика и системы управления. – 2011. - № 1. – С. 3-16.
5. Лисянский К., Слободяников Д. СУБД Teradata® для ОС UNIX®: [Электронный ресурс]. [<http://citforum.ru/database/kbd98/glava5.shtml>]. Проверено 14.03.2011.
6. Кузнецов С. Essential Modelling Options: [Электронный ресурс]. [[http://citforum.ru/database/digest/dig\\_1612.shtml](http://citforum.ru/database/digest/dig_1612.shtml)]. Проверено 14.03.2011.
7. Лев Левин. Teradata совершенствует хранилища данных: [Электронный ресурс]. [<http://www.pcweek.ru/themes/detail.php?ID=71626>]. Проверено 26.11.2010.
8. Григорьев Ю.А., Плутенко А.Д. Теоретические основы анализа процессов доступа к распределённым базам данных. - Новосибирск: Наука, 2002. – 180 с.
9. Форум/Использование СУБД/Oracle/CPUSPEED на IntelXeon 5500 (Nehalem): [Электронный ресурс]. [<http://www.sql.ru>]. Проверено 02.12.2010.
10. Миллер Р., Боксер Л. Последовательные и параллельные алгоритмы. Общий подход. – М.: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2006. – 406 с.
11. Григорьев Ю.А., Плужников В.Л. Анализ времени обработки запросов к хранилищу данных в параллельной системе баз данных // Информатика и системы управления. – 2011. - № 2. – С. 94-106.
12. Плужников В.Л. Преобразование Лапласа-Стилтьеса времени обработки запросов к хранилищу данных в параллельной системе баз данных: [Электронный ресурс]. [<http://technomag.edu.ru/doc/270159.html>]. Проверено 29.10.2011.

## **Estimation of the mean time of processing data warehouse inquiry by method of creating a primary index for the table of facts in the parallel database system**

**77-30569/241916**

**# 11, November 2011**

**Григорьев Ю.А.**

Bauman Moscow State Technical University

[grigorev@iu5.bmstu.ru](mailto:grigorev@iu5.bmstu.ru)

The article gives an expression for mathematical expectation of the execution time of data warehouse inquiry built on the basis of a database parallel system (DPS). The author determines parameters of this expression taking into account the presence of “bottleneck”. The author provides an expression which makes it possible to estimate the mean execution time of inquiries to the database parallel system with CE cluster architecture. In this expression the number of SMP-units and quantity of AMP-processors in each unit are taken into account. A practical example is analyzed, and conclusions are formulated. In particular, it is noted that if “the bottleneck” (disk) of the system is not overloaded (its load is less than 1), then the mean execution time of data warehouse inquiry in the system with the SMP-units is commensurate with the time of processing this demand in the MPP-system with the same quantity of AMP-processors. This makes it possible to substantially save cash resources during the acquisition of hardware of the parallel database system.

---

**Publications with keywords:** [Laplas-Stiltes transform](#), [average of distribution time for query execution](#)

**Publications with words:** [Laplas-Stiltes transform](#), [average of distribution time for query execution](#)

---

### Reference

1. M. Tamer Ozzu, Patrik Valduriz, <[http://citforum.ru/database/classics/distr\\_and\\_paral\\_sdb/](http://citforum.ru/database/classics/distr_and_paral_sdb/)>.
2. Sokolinskij L. B., Cymbler M. L., <<http://pdocs.susu.ru/CourseManual.html>>.
3. Dzh. L'juis. Oracle. The basics of cost optimization, SPb, Piter, 2007, 528 p.
4. Grigor'ev Ju.A., Pluzhnikov V.L., Informatika i sistemy upravlenija 1 (2011) 3-16.
5. Lisjanskij K., Slobodjanikov D., DBMS Teradata® for OC UNIX®, <<http://citforum.ru/database/kbd98/glava5.shtml>>.

6. Kuznecov S., Essential Modelling Options,  
<[http://citforum.ru/database/digest/dig\\_1612.shtml](http://citforum.ru/database/digest/dig_1612.shtml)>.
7. Lev Levin., <<http://www.pcweek.ru/themes/detail.php?ID=71626>>.
8. Grigor'ev Ju.A., Plutenko A.D., Theoretical basis of analysis of the processes of access to distributed databases, Novosibirsk, Nauka, 2002, 180 p.
9. <<http://www.sql.ru>>.
10. Miller R., Bokser L., Consecutive and parallel algorithms. The general approach, Moscow, BINOM. Laboratorija znaniy, 2006, 406 p.
11. Grigor'ev Ju.A., Pluzhnikov V.L., Informatika i sistemy upravlenija 2 (2011) 94-106.
12. Pluzhnikov V.L., Nauka i obrazovanie – Science and Education  
<<http://technomag.edu.ru/doc/270159.html>>.