На правах рукописи

Тан Хлаинг Мьинт

«Оптимизация обработки вложенных запросов в многопроцессорной базе данных»

Специальность 05.13.11
Математическое и программное обеспечение вычислительных машин, комплексов и компьютерных сетей

АВТОРЕФЕРАТ

диссертации на соискание учёной степени
кандидата технических наук

Москва 2014

Работа выполнена на кафедре «Вычислительные машины, системы и сети» Московского авиационного института (национального исследовательского университета, МАИ).

Научный руководитель: доктор технических наук, профессор, заслуженный деятель науки РФ, зав. кафедрой 304 МАИ (НИУ) Брехов Олег Михайлович

Официальные оппоненты: доктор технических наук, профессор, профессор кафедры «Информатика и системы управления-6» МГТУ имени Н.Э. Баумана Александр Владимирович Брешенков

кандидат технических наук, доцент, с.н.с. ФГУП НИИ АРГОН Сальман Леонид Абрамович

Ведущая организация: ОАО « Научно-исследовательский институт вычислительных комплексов (НИИВК) им. М.А.Карцева», 117437, г. Москва, ул. Профсоюзная, д.108.

Защита состоится «30» июня 2014г. в 10 часов на заседании диссертационного совета Д212.125.01 при Московском авиационном институте (национальном исследовательском университете) – МАИ по адресу: 125993, г. Москва, А-80, ГСП-3, Волоколамское шоссе, д.4.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Московского авиационного института (национального исследовательского университета) – МАИ

Отзывы, заверенные печатью, просьба высылать по адресу: 125993, г. Москва, А-80, ГСП-3, Волоколамское шоссе, д.4, МАИ, Ученый совет МАИ

Автореферат разослан «   »_________2014 г.

Ученый секретарь
диссертационного совета Д212.125.01
кандидат технических наук, доцент А.В.Корнеенкова

ОБШАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность темы. Проблеме оптимизации выполнения вложенных запросов при обращении к базе данных посвящено большое число публикаций. В качестве критерия оптимизации вложенных запросов обычно используют время выполнения запроса, при этом подразделяют время, затрачиваемое на работу с данными, находящимися в оперативной, буферной и внешней памяти. Дополнительными условиями являются объем памятей, число процессоров и др., которые часто задают в виде стоимостных ограничений.

Проблемами создания и оценки качества ООЗ занимались ряд российских и зарубежных исследователей: Григорьев Ю.А, Кузнецов С.Д, Amol Deshpande, ZaccharyIves, VijayshankarRaman, Selinger P.G, Astrahan M.M, Chamberlin D.D и др.

В данной работе развита методика формирования плана оптимизации обработки вложенных запросов многопроцессорными базами данных, что наиболее соответствует бортовым базам данных перспективных авиационных систем, таким как базы данных для систем управления полетом.

Цель работы. Оптимизация по времени выполнения вложенных запросов при обращении к многопроцессорной базе данных на основе упорядочивания элементарных запросов.

Методы исследования. Математическое моделирование. Компьютерное моделирование. Современная методология организации баз данных.

Научная новизна

- Разработана методика оптимизации по времени выполнения конъюнктивных вложенных запросов при обращении к многопроцессорной базе данных на основе упорядочивания элементарных запросов.
- Определены соотношения времени выполнения запроса в многопроцессорной базе данных для естественного и квазиоптимального порядка их распределения.
- Доказана эффективность квазиоптимального распределения на основе абсолютного и относительного уменьшения границ времени выполнения запросов при использовании квазиоптимального распределения вместо естественного распределения.
- Определено минимальное время выполнения вложенного запроса для упорядоченных или неупорядоченных данных таблиц при совместной обработке процессорами данных объединенного множества элементарных запросов всех таблиц, образующих вложенные запросы.
- Определено минимальное число процессоров, при котором достигается минимальное время выполнения вложенного запроса, что является важным

решением для оптимизации многопроцессорных баз данных авиационно-космических систем.

Достоверность полученных в диссертационной работе результатов подтверждается:

Применяемым математическим и имитационным аппаратом. Подобием полученных результатов аналитического и имитационного моделирования. Соответствием полученных и известных результатов.

Практическая значимость. Разработан модуль формирования плана выполнения вложенных запросов и оценки времени его выполнения.

Реализация результатов работы. Результаты диссертационной работы используются в учебном процессе кафедры «Вычислительные машины и системы» Московского авиационного института (государственного технического университета) в форме информационного обеспечения блока дисциплин, а так же в лекционном курсе «Моделирование».

На защиту выносятся следующие положения:

- Методика оптимизации по времени выполнения конъюнктивных вложенных запросов при обращении к многопроцессорной базе данных на основе упорядочивания элементарных запросов.
- Соотношения времени выполнения запроса в многопроцессорной базе данных для естественного и квазиоптимального порядка их распределения.
- Утверждение эффективности квазиоптимального распределения на основе абсолютного и относительного уменьшения границ времени выполнения запросов при использовании квазиоптимального распределения вместо естественного распределения.
- Соотношения для минимального времени выполнения вложенного запроса для упорядоченных или неупорядоченных данных таблиц при совместной обработке процессорами объединенного множества элементарных запросов всех таблиц, образующих вложенные запросы.

Апробация работы. Основные положения и результаты диссертационного исследования докладывались автором и обсуждались: на на 11-я Международная конференция МАИ «Авиация и космонавтика-2012», 13-15 ноября 2012г года МАИ, Москва, 13-я Международная конференция МАИ «Авиация и космонавтика-2013»,12–15 ноября 2013 года, Московская молодежная конференция «Инновации в авиации и космонавтике», Москва.22–24 апреля 2014года.

Публикации. Основные материалы диссертационной работы опубликованы в 3 печатных работах из перечня ВАК.

Структура и объем диссертации. Диссертация состоит из введения, трех глав, заключения, библиографического списка из 154 наименований. Работа изложена на 115 страницах, содержит 37 таблиц и 32 рисунка.

СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во **введении** обоснована актуальность выполненного исследования сформулированы цель, задач диссертационной работы, научная новизна, практическая ценность диссертационной работы по главам.

В **первой главе** рассматривается теоретические основы, обработка оптимизации вложенных запросов, выполнение вложенного запроса в однопроцессорной базе данных.

Проблеме оптимизации выполнения вложенных запросов при обращении к базе данных посвящено большое число публикаций. В качестве критерия оптимизации влложенных запросов обычно используют время выполнения запроса. В данной работе развивается аналитический подход оптимизации плана выполнения вложенных запросов.

Пусть запрос представляет собой конъюнкцию элементарных запросов.В простейшем случае вложенный запрос к базе данных можно рассматривать как обращение к таблицам, содержащим множество записей (строк), характеризующихся одинаковым множеством свойств (столбцов), с целью получения множества записей, удовлетворяющих заданному условию вложенного запроса. Будем называть часть запроса, относимую к i– му свойству записи (i – му столбцу), i – ым элементарным запросом $ЭЗ_i$, $i = \overline{1, k}$.

При выполнении вложенного запроса для каждой строки необходимо выполнить проверку условия, связанного с $ЭЗ_i$, требуемое для этого время обозначим через τ_i вероятность успеха выполнения условия через p_i. Вариация значений времени τ_i зависит от формулировки условия $ЭЗ_i$ (точечное, интервальное или более сложное условие), а так же от технических и/или программных особенностей реализации (кэширование, диски и др.). Вариация значений вероятности выполнения условия p_i определяется содержимым базы данных.

Основным критерием при определении плана реализации вложенного запроса является время выполнения запроса, которое, вообще говоря, зависит от порядка выполнения элементарных запросов, его составляющих, и указанных параметров элементарных запросов $ЭЗ_i$ - времени проверки τ_i и вероятности успеха p_i в j -ой строке i - го столбца . $i = \overline{1, k}, j = \overline{1, n}$

Время выполнения элементарного запроса зависит от метода доступа к столбцу таблицы, при этом выделяются два базовых метода, когда данные в столбцах неупорядочены и когда данные в столбцах упорядочены построчно. В первом случае время выполнения элементарного запроса $ЭЗ_i$ определяется временем проверки всех n строк i-го столбца таблицы и равно $n\,\tau_i$. Во втором случае, например, при использовании индексной организации обращений к данным, определяется временем проверки n p_i строк и равно n $p_i\tau_i$.

Влияние параметров запроса на время выполнения вложенного запроса

Определим задачу минимизации времени выполнения запроса при наличии вложенных запросов, рассмотрев следующий пример.

Пример 1.

Пусть запрос З использует множество элементарных запросов $ЭЗ_i$, $i = \overline{1,k},$ выполнение которых осуществляется в порядке, соответствующем упорядочению по значениям параметров τ_i. и p_i. . При этом запрос З образуют два запроса прямой $З_п$ и вложенный $З_в$, а именно: $З_{пр} = ЭЗ_1 \& ЭЗ_3 \& \ldots \& ЭЗ_{k-1} \& ЭЗ_{вл}$,
$З_{вл} = ЭЗ_2 \& ЭЗ_4 \& \ldots \& ЭЗ_k$, т.е. в прямом запросе используются элементарные запросы с нечетными номерами, а во вложенном запросе - с четными номерами.

Выполнение вложенных запросов может осуществляться разными вариантами. Мы рассмотрим три варианта:

1. Первыми выполняются элементарные запросы прямого запроса, затем элементарные запросы вложенного запроса;
2. Первыми выполняются элементарные запросы вложенного запроса, затем элементарные запросы прямого запроса;
3. Выполнение элементарных запросов и прямого и вложенного запросов осуществляются интегрировано в соответствующем порядке[1, 2]: $ЭЗ_1, ЭЗ_2, \ldots, ЭЗ_k$.

Оценим время T_j , $j = \overline{1,3},$ выполнения запросов для указанного j – го варианта количественно. Пусть параметры элементарных запросов имеют вид:

$\tau_i = a^{i-1}, p_i = p, i = \overline{1,k}$, k – четное.Значения $T_{j,g}$, $j = \overline{1,3},$ приведены при k = 12 в таблицах 1.1и 1.2.

$$T_{1,g} = (1 + ap^{\frac{k}{2}}) \left(\frac{1-(pa^2)^{k/2}}{1-pa^2} \right) n;$$
$$T_{2,g} = (a + p^{\frac{k}{2}}) \left(\frac{1-(pa^2)^{k/2}}{1-pa^2} \right) n;$$
$$T_{3,g} = \left(\frac{1-(pa)^k}{1-pa} \right) n.$$

Таблица 1.1

a = 1.06	Вероятность p			
Время	0	0.6	0.7	1.0
$T_{1,g}$	1	2.918	4.021	$\frac{1-a^{k-1}}{1-a} = 16.87$
$T_{2,g}$	1.06	3.077	4.21	16.87

$T_{3,g}$	1	2.735	3.768	16.87

Таблица 1. 2

, a = 1.1	Вероятность p			
Время	0	0.6	0.7	1.0
$T_{1,g}$	1	3.275	4.656	$\frac{1-a^{k-1}}{1-a}=21.384$
$T_{2,g}$	1.1	3.572	5.02	21.384
$T_{3,g}$	1	2.921	4.159	21.384

Пусть параметры элементарных запросов имеют вид:

$$\tau_i = 1 + \Delta(i-1), p_i = p, i = \overline{1,k}.$$

Значения $T_{j,g}$, $j = \overline{1,3}$, приведены при k = 12 в таблицах 1.3и1. 4.

$$T_{1,a} = \left(1 + (1+\Delta)p^{\frac{k}{2}}\right)\frac{1-p^{\frac{k}{2}}}{1-p} + 2p\Delta\left(1+p^{\frac{k}{2}}\right)\frac{1-\frac{k}{2}p^{\frac{k}{2}-1}+\left(\frac{k}{2}-1\right)p^{\frac{k}{2}}}{(1-p)^2}n;$$

$$T_{2,a} = \left(1 + \Delta + p^{\frac{k}{2}}\right)\frac{1-p^{\frac{k}{2}}}{1-p} + 2p\Delta\left(1+p^{\frac{k}{2}}\right)\frac{1-\frac{k}{2}p^{\frac{k}{2}-1}+\left(\frac{k}{2}-1\right)p^{\frac{k}{2}}}{(1-p)^2}n;$$

$$T_{3,a} = \frac{1-p^k}{1-p} + p\Delta\frac{1-kp^{k-1}+(k-1)p^k}{(1-p)^2}n.$$

Заметим, что разность $T_{2,a}$ - $T_{1,a}$ $= \Delta\left(1-p^{\frac{k}{2}}\right)\frac{1-p^{\frac{k}{2}}}{1-p}$.

Таблица 1.3

	Вероятность p, $\Delta = 0.08$			
Время	0	0.6	0.7	1.0
$T_{1,a}$	1	2.5436	3.3706	$k+\Delta\frac{k(k-1)}{2}n$=12.5280
$T_{2,a}$	$1+\Delta = 1.08$	2.5618	3.3914	$k+\Delta\frac{k(k-1)}{2}n$=12.5280
$T_{3,a}$	1	2.5240	3.3441	$k+\Delta\frac{k(k-1)}{2}n$=12.5280

Таблица 1.4

	Вероятность p, Δ =0.17			
Время	0	0.6	0.7	1.0
$T_{1,a}$	1	3.5366	5.0597	$\mathrm{k}+\Delta\frac{\mathrm{k(k-1)}}{2}\mathrm{n}$ =23.2200
$T_{2,a}$	$1+\Delta = 1.17$	3.9229	5.5009	$\mathrm{k}+\Delta\frac{\mathrm{k(k-1)}}{2}\mathrm{n}$ =23.2200
$T_{3,a}$	1	3.1196	4.4970	$k+\Delta\frac{k(k-1)}{2}n$ =23.2200

Приведенные результаты примера позволяют сделать общий вывод по отношению к обработке запросов, включающих вложенные запросы, - порядок обработки совокупных элементарных запросов оказывает существенную роль на время выполнения общего запроса при значениях вероятностей $p_i = 0.6,\ 0.7$. Минимальное время обработки запроса достигается при совместной обработке объединенных элементарных запросов всех таблиц, образующих общий вложенный запрос.

Постановка задачи

Выполнение вложенных запросов можно рассматривать как отдельную обработку таблиц в некотором порядке, или интегрировно, как это мы видем в выше приведенном примере. Время обработки в зависимости от вариантов обработки достаточно сильно варьируется. Обработка этих таблиц может быть выполнена параллельно несколькими процессорами. При этом возможно распараллеливание за счет параллельной обработки строк и или столбцов таблиц. В данной работе мы анализируем эффективность параллельной обработки столбцов таблиц, при этом учитывается порядок обработки столбцов таблиц на каждом процессоре.

Таким образом, в этой главе:

Рассмотрены методы формирования вложенных запросов.

Показано, что выполнение вложенных запросов можно рассматривать как отдельную обработку таблиц в некотором порядке, или интегрировно.

Сформулирована основная задача исследования - оптимизация плана реализации вложенного запроса в многопроцессорных базах данных с учетом порядка реализации элементарных запросов.

Во **второй главе** рассматривается обоснование квазиоптимального порядка распределения элементарных вложенных запросов в многопроцессорной базе данных.

Распределение номеров элементарных запросов по процессорам

Критерий распределения элементарных запросов по процессорам естественно определить как получение минимального времени обработки запросов, когда все процессоры завершили бы свою работу одновременно, при этом, конечно, необходимо сохранить порядок обработки элементарных запросов на каждом из процессоров в соответствии с теоремой.

Можно воспользоваться естественным распределением элементарных запросов по процессорам в соответствии с правилом, показанным в таблице 2.1, где в i-ой строке таблицы указаны номера элементарных запросов выполняемых i-м процессором в порядке слева направо, при этом мы используем (для простоты изложения) в качестве значения числа элементарных запросов k целое четное число, и число процессоров r отвечает условию $[k/r]r = k$.

В этом случае i –ый (i =1,...,r) процессор получает элементарные запросы с номерами i, $r+i$, $2r+i$, $3r+i$, $4r+i$, $5r+i$, $6r+i$, …

Таблица 2.1. Распределение номеров элементарных запросов по процессорам

Номера процессоров	Номера элементарных запросов					
1	1	r+1	2r+1	3r+1		k-r+1
2	2	r+2	2r+2	3r+2		k+1
3	3	r+3	2r+3	3r+3		
i	i	r+i	2r+ i	3r+ i		k+ i
r	r	2r	3r	4r		k

Известен квазиоптимальный метод оптимизации, когда распределение элементарных запросов по процессорам осуществляется в соответствии с правилом, показанным в таблице 2.2, где в i-ой строке таблицы указаны номера элементарных запросов выполняемых i-м процессором в порядке слева направо, при этом мы так же используем в качестве значения числа элементарных запросов k целое четное число, и число процессоров r отвечает условию $[k/r]r=k$.

В этом случае i –ый (i =1,...,r) процессор получает элементарные запросы с номерами i, $2r+1-i$, $2r+i$, $4r+1-i$, $4r+i$, $6r+1-i$, $6r+i$, …

Таблица 2.2. Квазиоптимальное распределение элементарных запросов по процессорам

Номера процессоров	Номера элементарных запросов					
1	1	2r	2r+1	4r		k
2	2	2r-1	2r+2	4r-1		k-1
3	3	2r-2	2r+3	4r-2		k-2
i	i	2r- i+1	2r+ i	4r- i+1		k- i+1
r -1	r-1	r+2	3r-1	3r+2		k-r+2
r	r	r+1	3r	3r+1		k-r+1

Обоснование квазиоптимального порядка распределения

Для оценки влияния изменения числа процессоров на изменение времени выполнения запроса рассмотрим два закона задания функций изменения параметров времени τ_i (геометрической прогрессии и арифметической прогрессии) при двух базовых методах доступа к столбцам таблицы, когда данные в столбцах неупорядочены и упорядочены.

Пусть запрос образуют конъюнкции k элементарных запросов:
1. С изменением параметра времени по закону геометрической прогрессии $\tau_i = a^{i-1}$, и с постоянным значением параметра вероятности $p_i = p, i \in 1, k$.
2. С изменением параметра времени по закону арифметической прогрессии τ_i = 1+(*i*-*1*)Δ, и с постоянным значением параметра вероятности $p_i = p, i \in 1, k$.

Для простоты, но, не теряя общности, формирования подмножеств элементарных запросов для *r* процессоров положим, что число процессоров *r* отвечает условию *[k/r]r = k*.

Арифметическая прогрессия

Пусть число процессоров вычислительной системы равно *r*, время выполнения элементарного запроса подчиняется закону арифметической прогрессии, $\tau_i = 1 + \Delta(i-1), p_i = p, i = \overline{1,k}$.

Неупорядоченные столбцы таблиц

Естественный порядок распределения.

Доказано, что время выполнения на *i*-м процессоре *k/r* элементарных запросов из общего числа *k* элементарных запросов при естественном порядке их распределения по процессорам, когда данные в столбцах неупорядочены, равно:

$$T_{r,i,a,e} = \left((1 + (i-1)\Delta) \frac{1-p^{\frac{k}{r}}}{1-p} + rp\Delta \frac{1-\frac{k}{r} p^{\frac{k}{r}-1} + \left(\frac{k}{r}-1\right) p^{\frac{k}{r}}}{(1-p)^2} \right) n,\ i=\overline{1,r}.$$

Другой вид представления выражения $T_{r,i,a,e}$, используемый для обоснования эффективности квазиоптимального порядка распределения:

:

$$T_{r,i,a,e} = \left((1 + (i-1)\Delta + (1 + (r+i-1)\Delta)p) \frac{1-p^{\frac{k}{r}}}{1-p^2} + \right.$$

$$\left. 2r\Delta p^2 (1+p) \left(\frac{1-\frac{k}{2r} p^{\frac{k}{r}-2} + \left(\frac{k}{2r}-1\right) p^{\frac{k}{r}}}{(1-p^2)^2} \right) \right) n,\ i=\overline{1,r}.$$

Квазиоптимальный порядок распределения.

Доказано, что время на *i*-м процессоре *k/r* элементарных запросов из общего числа *k* элементарных запросов при квазиоптимальном порядке их распределения по процессорам, когда данные в столбцах неупорядочены, равно (для простоты записей будем считать, что *k/r* есть целое четное число):

$$\mathrm{T}_{\mathrm{r,i,a,o}} = ((1 + (\mathrm{i} - 1)\Delta + (1 + (2\mathrm{r} - \mathrm{i})\Delta)\mathrm{p})\frac{1-\mathrm{p}^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{1-\mathrm{p}^2} + 2\mathrm{r}\Delta\mathrm{p}^2(1 + \mathrm{p})\frac{1-\frac{\mathrm{k}}{2\mathrm{r}}\mathrm{p}^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}-2}+\left(\frac{\mathrm{k}}{2\mathrm{r}}-1\right)\mathrm{p}^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{(1-\mathrm{p}^{\mathrm{r}})^2})n,\ i=\overline{1,r}.$$

Соотношения времени выполнения на *i*-м и *j* -м процессорах

Для естественного порядка распределения элементарных запросов непосредственно из первого выражения для $\mathrm{T}_{\mathrm{r,i},a,\mathrm{e}}$ имеем неравенства:

$$\mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,e}} < \mathrm{T}_{\mathrm{r,2,a,e}} < \cdots < \mathrm{T}_{\mathrm{r,r,a,e}}.$$

Для квазиоптимального порядка распределения элементарных запросов так же выполняются аналогичные неравенства:

$\mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,0}} < \mathrm{T}_{\mathrm{r,2,a,0}} < \cdots < \mathrm{T}_{\mathrm{r,i,a,0}} < \cdots \mathrm{T}_{\mathrm{r,j,a,0}} < \mathrm{T}_{\mathrm{r,r,a,0}} <, 1 \le i < j$.

В самом деле, непосредственно из выражения для $\mathrm{T}_{\mathrm{r,i,a,0}}$ и $\mathrm{T}_{\mathrm{r,j,a,0}}$ имеем

$1 + (i - 1)\Delta + (1 + (2r - i))p < 1 + (j - 1)\Delta + (1 + (2r - j)\Delta)p,$

что справедливо всегда при любых *i*<*j*.

Максимальный разброс времени выполнения обработки запросов на *r* процессорах составляет:

- при **естественном** порядке

$$\mathrm{T}_{\mathrm{r,r,a,e}} - \mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,e}} = (r - 1)(1 + p)\Delta\left(\frac{1-p^{\frac{k}{r}}}{1-p^2}\right)n,$$

- при **квазиоптимальном** порядке, $T_{r,r,a,0} - T_{r,1,a,0} = \left((r - 1)\Delta(1 - p)\frac{1-p^{\frac{k}{r}}}{1-p^2}\right)n.$

Имея в виду, что $\mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,e}} < \mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,0}}$, так как выполняется неравенство $1 + p(1 + r\Delta) < 1 + p(1 + 2r - 1)$, и так же $\mathrm{T}_{\mathrm{r,r,a,0}} < \mathrm{T}_{\mathrm{r,1,a,e}}$,
и так как выполняется неравенство $1 + (r - 1)\Delta + (1 + r\Delta)p < 1 + (r - 1) + (1 + (2r - 1)\Delta)p$, находим, что минимальная и максимальная границы времени выполнения при квазиоптимальном распределении лежат внутри минимальной и максимальной границ при естественном распределении.

Абсолютное уменьшение границ времени выполнения запросов при использовании оптимального распределения вместо естественного распределения равно:

$$\delta_{\text{абс}} = \left((\mathrm{r} - 1)\Delta\frac{1 - \mathrm{p}^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{1 - \mathrm{p}^2}\right)2pn.$$

Относительное уменьшение границ времени выполнения запросов при использовании квазиоптимального распределения вместо естественного распределения равно:

$$\delta_{\text{отн}} = \frac{\delta_{\text{абс}}}{\left((\mathrm{r}-1)\Delta(1+\mathrm{p})\frac{1-\mathrm{p}^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{1-\mathrm{p}^2}n\right)} 100\% = \left(\frac{2p}{1+p}\right) 100\%,$$

что при практически часто используемом $p \geq 0{,}25$ составляет больше или равно 40 % и при $p \geq 0{,}5$ составляет $\geq 67\%$.

Эффективность квазиоптимального распределения

Указанные результаты характеризуют эффективность квазиоптимального распределения элементарных запросов по процессорам, т.к. это распределение обеспечивает минимальное время выполнения запроса на *r* процессорах.

Итак, **время выполнения на *i*-м процессоре** *k/r* элементарных запросов из общего числа k элементарных запросов при квазиоптимальном порядке их распределения по процессорам равно (здесь, как и ранее, *k/r* есть целое четное число)

$$\mathrm{T}_{\mathrm{r,i,g,o}} = (a^{i-1} + pa^{2r-i}) \left(\frac{1-(pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^r)^2}\right) n, i = \overline{1, r}.$$

Максимальное время выполнения *k/r* элементарных запросов на одном из *r* процессоров в частных случаях равно:

- для $r=1$, $T_{r=1,1a,0} = T_{r=1,1a,e} = \left(\frac{1-p^k}{1-p} + p\Delta\frac{1-kp^{k-1}+(k-1)p^k}{(1-p)^2}\right)n$,
- для $r = \frac{k}{4}$, $T_{r=\frac{k}{4},\frac{k}{4},a,0} = \left(1 + \left(\frac{k}{4} - 1\right)\Delta + p\left(1 + \frac{k}{4}\Delta\right)\right) \ (1+p^2) + \frac{k}{2}\Delta p^2(1+p)n$,
- для $r = \frac{k}{2}$,$T_{r=\frac{k}{2},\frac{k}{2},a,0} = 1 + \left(\frac{k}{2} - 1\right)\Delta + p\left(1 + \frac{k}{2}\Delta\right)n$,
- для $r = k$,$T_{r=k,k,a,0} = T_{r=k,k,a,e} = (1 + (k-1)\Delta)n$.

Приведем ряд численных результатов для этих формул, см. таблицу 2.3 и рис.2.1.

Таблица 2.3. Численные результаты

N-Процессора	*k*=8					
	Δ= 0.4			Δ= 0.5		
	P=0.5	P=0.6	P=0.7	P=0.5	P=0.65	P=0.7
r=1	2.7641*n*	3.7984 *n*	5.4580 *n*	2.9570 *n*	4.9705 *n*	6.0372 *n*
r =2	3.4750 *n*	4.2944 *n*	5.2962 *n*	3.8750 *n*	5.3773 *n*	5.9870 *n*
r =4	3.5000 *n*	3.7600 *n*	4.0200 *n*	4 *n*	4.4500 *n*	4.6000 *n*
r =8	3.8000 *n*			4.5000 *n*		

Отметим, что минимальное время выполнения запроса на *r* процессорах для вероятности успеха $p < 0.65$ обеспечивается при промежуточном (не максимальном) числе процессоров *r* =4.

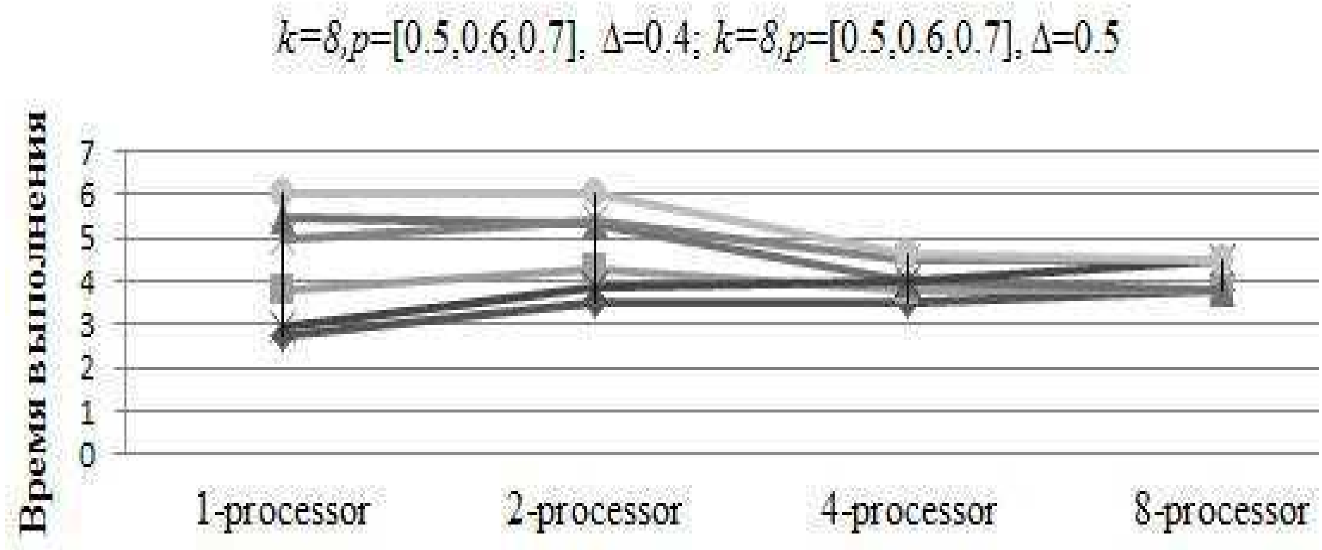

Рис. 2.1. Время выполнения *k/r* элементарных запросов на *r* процессорах, арифметическая прогрессия τ_i

Упорядоченные столбцы таблиц

Далее в работе приведены соотношения времени выполнения вложенного запроса в многопроцессорной базе данных и минимальная и максимальная границы времени выполнения групп элементарных запросов в отдельных процессорах для естественного и квазиоптимального порядка их распределения для упорядоченных столбцов таблицы для арифметической прогрессии τ_i.

Геометрическая прогрессия

Пусть время выполнения элементарного запроса подчиняется закону геометрической прогрессии $\tau_i = a^{i-1}, a > 1, p_i = p, \overline{i = 1, k}$.

Неупорядоченные столбцы таблиц

Естественный порядок распределения.

Доказано, что время выполнения на *i*-м процессоре *k/r* элементарных запросов из общего числа *k* элементарных запросов при естественном порядке их распределения по процессорам, когда данные в столбцах неупорядочены, равно:

$$T_{r,i,g,e} = (a^{i-1}) \left(\frac{1-(pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1-pa^r} \right) n,\ i = \overline{1,r}.$$

Можно представить $T_{r,i,g,e}$ в другом виде

$T_{r,i,g,e}$ $=(a^{i-1}+pa^{r+i-1})\left(\frac{1-(pa^{r})^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^{r})^{2}}\right)n,,i=\overline{1,r}.$

Очевидно, что эти два выражения идентичны, так как
$a^{i-1}+pa^{r+i-1}$=$(a^{i-1})(1+pa^{r})$.

Однако, последнее выражение для $T_{r,i,g,e}$ дает возможность далее показать, что оптимальный алгоритм обеспечивает меньшее время вычисления запроса *r* процессорами.

Квазиоптимальный порядок распределения.

Доказано, что время выполнения на *i-м* процессоре *k/r* элементарных запросов из общего числа k элементарных запросов при квазиоптимальном порядке их распределения по процессорам, когда данные в столбцах неупорядочены, равно: (для простоты записей будем считать, что *k/r* есть целое четное число):

$T_{r,i,g,o}$=$(a^{i-1}+pa^{2r-i})\left(\frac{1-(pa^{r})^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^{r})^{2}}\right)n,i=\overline{1,r}.$

Соотношения времени выполнения на $\boldsymbol{i}$-м и $\boldsymbol{j}$ -м процессорах

Для естественного порядка распределения элементарных запросов непосредственно из выражений для $T_{r,i,g,e}$, $i=\overline{1,r}$, *r >1,* имеем неравенства:

$$T_{r,1,g,e}<T_{r,2,g,e}<\cdots<T_{r,r,g,e}.$$

Для **квазиоптимального** порядка распределения элементарных запросов на основании выражений для $T_{r,i,g,o}$, $i=\overline{1,r}$, *r >1,*

при $\boldsymbol{pa^2}$ >1 имеем неравенства: $T_{r,1,g,o}>T_{r,2,g,o}>\cdots>T_{r,r-1,g,o}>T_{r,r,g,o}$

В самом деле, неравенство $T_{r,r-1,g,o}>T_{r,r,g,o}$выполняется тогда и только тогда, когда $a^{r-2}+pa^{r+1}>a^{r-1}+pa^{r}$ или когда $pa^{r}(a-1)>a^{r-2}(a-1)$ или когда $pa^{2}>1$. Неравенство $T_{r,r-2,g,o}>T_{r,r-1,g,o}$ выполняется, когда $pa^{r+1}(a-1)>a^{r-3}(a-1)$ или когда $pa^{4}>1$, что выполняется при $pa^{2}>1$ и так далее. Наконец, неравенство $\mathrm{T_{r,1,g,o}}>\mathrm{T_{r,2,g,o}}$ выполняется, когда $pa^{2r-2}(a-1)>a-1$ или когда $pa^{2(r-1)}>1$, что естественно выполняется при $pa^{2}>1$. Обобщая, находим, что все исходные неравенства выполняются при $pa^{2}>1,$что и т.д.

Максимальный разброс времени выполнения запросов здесь составляет:

$T_{r,1,g,o}-T_{r,r,g,o}=(a^{r-1}-1)(pa^{r}-1)\left(\frac{1-(pa^{r})^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^{r})^{2}}\right)n.$

При $\boldsymbol{pa^2}<1$, но при $\boldsymbol{pa^4}>1,$ выполняется следующая цепочка неравенств: $T_{r,1,g,o}>T_{r,2,g,o}>\cdots>T_{r,r-1,g,o}<T_{r,r,g,o},$
при этом неравенство $\mathrm{T_{r,1,g,o}}>\mathrm{T_{r,r,g,o}}$ выполняется, если
$1+pa^{2r-1}>a^{r-1}+pa^{r}$ или если $pa^{r}>1$ *(* $r\geq 4$).

Напротив, неравенство $T_{r,1,g,o} < T_{r,r,g,o}$ выполняется, если $pa^r < 1$, *(* $r \leq 3$*)*.

Аналогично, при $\boldsymbol{pa^4} < 1, \boldsymbol{pa^6} > 1$ имеем неравенства:

$$T_{r,1,g,o} > T_{r,2,g,o} > \cdots > T_{r,r-2,g,o} < T_{r,r-1,g,o} < T_{r,r,g,o} ,$$

и вообще, при $\boldsymbol{pa^{2i}} < 1$, $\boldsymbol{pa^{2(i+1)}} > 1$, $\overline{i = 1, r-2}$, имеем:

$T_{r,1,g,o} > T_{r,2,g,o} < \cdots < T_{r,r-i,g,o} < T_{r,r-i+1,g,o} < \cdots < T_{r,r,g,o}$.

Наконец, при $\boldsymbol{pa^{2(r-1)}} < 1$ имеем:

$$T_{r,1,g,o} < T_{r,2,g,o} < \cdots < T_{r,r-2,g,o} < T_{r,r-1,g,o} < \cdots < T_{r,r,g,o} .$$

Максимальный разброс времени выполнения обработки запросов при

$\boldsymbol{pa^{2(r-1)}} < 1$ составляет: $T_{r,r,g,o} - T_{r,1,g,o} = (a^{r-1} - 1)(1 - pa^r)\left(\frac{1-(pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^r)^2}\right) n.$

Минимальная и максимальная границы времени выполнения

Имея в виду, что выполняется $T_{r,1,g,\text{e}} < T_{r,1,g,o}$,

так как *(1+*pa^r*)<(1+*pa^{2r-1}*)* или $1 < a^{r-1}$, при $r > 1$ и $a > 1$,

и что выполняется $T_{r,r,g,o} < T_{r,r,g,\text{e}}$,

так как $a^{r-1} + pa^r < a^r(1 + pa^r)$ или $pa(a^r - 1) + (a - 1) > 0$,

находим, что минимальная и максимальная границы времени выполнения при оптимальном распределении лежат внутри минимальной и максимальной границы при естественном распределении.

Максимальный разброс времени выполнения обработки запросов на *r* процессорах составляет:

- при **естественном** порядке

$$T_{r,r,g,\text{e}}, -T_{r,1,g,\text{e}}, = \left((a^{r-1} - 1) - (1 + pa^r)\frac{1 - (pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1 - (pa^r)^2} \right) n$$

- при **квазиоптимальном** порядке

$T_{r,1,g,o} - T_{r,r,g,o} = (a^{r-1} - 1)(pa^r - 1)\frac{1-(pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^r)^2} n$, при $pa^2 > 1$,

$T_{r,r,g,o} - T_{r,1,g,o} = (a^{r-1} - 1)(1 - pa^r)\frac{1-(pa^r)^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^r)^2} n$, при $pa^r < 1$.

Абсолютное уменьшение границ времени выполнения запросов при использовании оптимального распределения вместо естественного распределения равно:

$$\delta_{\text{абс0}} = \left((\mathrm{a}^{\mathrm{r}-1} - 1)(1 + \mathrm{pa}^{\mathrm{r}}) - (\mathrm{a}^{\mathrm{r}-1} - 1)(1 - \mathrm{pa}^{\mathrm{r}})\frac{1-(\mathrm{pa}^{\mathrm{r}})^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{1-(\mathrm{pa}^{\mathrm{r}})^2} \right) n =$$

$$= (\mathrm{a}^{\mathrm{r}-1} - 1)2\mathrm{pa}^{\mathrm{r}}\frac{1-(\mathrm{pa}^{\mathrm{r}})^{\frac{\mathrm{k}}{\mathrm{r}}}}{1-(\mathrm{pa}^{\mathrm{r}})^2} n.$$

Относительное уменьшение границ времени выполнения запросов при оптимальном распределении.

$$\delta_{\text{отно}} = \frac{\delta_{\text{абсо}}}{\left((a^{r-1}-1)(1+pa^{r})\frac{1-(pa^{r})^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^{r})^{2}}\right)} = \frac{2pa^{r}}{(1+pa^{r})}.$$

Эффективность квазиоптимального распределения

Время выполнения на *i*-м процессоре k/r элементарных запросов из общего числа k элементарных запросов при квазиоптимальном порядке их распределения по процессорам равно:

$$T_{r,i,g,o} = (a^{i-1} + pa^{2r-i})\left(\frac{1-(pa^{r})^{\frac{k}{r}}}{1-(pa^{r})^{2}}\right) n, i = \overline{1,r}.$$

Максимальное время завершения обработки k/r элементарных запросов на всех процессорах в частных случаях равно:

- для $r = 1$, $T_{1,1,g,o} = \left(\frac{1-(pa)^{k}}{1-pa}\right) n$,

- для $r = \frac{k}{4}$, при $pa^{2} > 1$ $\quad T_{r=\frac{k}{4},1,g,o} = \left(1 + pa^{k/2-1}\right)\left(1 + (pa^{k/4}\right)^{2} n$,

при $\quad pa^{2r-2} < 1 \quad T_{r=\frac{k}{4},\frac{k}{4},g,o} = \left(a^{\frac{k}{4}-1} + pa^{\frac{k}{4}}\right) 1 + \left(pa^{\frac{k}{4}}\right)^{2} n$,

- для $r = \frac{k}{2}$, при $pa^{2} > 1$, $T_{r=\frac{k}{2},1,g,o} = (1 + pa^{k-1})n$,

при $\quad pa^{2r-2} < 1$, $\quad T_{r=\frac{k}{2},\frac{k}{2},g,o} = a^{\frac{k}{2}-1}(1 + pa)n$,

- для $r = k$, $T_{r=k,k,g,e} = (a^{k-1})n$.

Приведем ряд численных результатов для этих формул при k=8; a=1.15, 1.2,1.25,1.3; p=0.6,0.7, см. таблицу 2.4:

Таблица 2.4 Численные результаты

N-Процессора	*k*=8			
	a =1.15		a =1.2	
	P=0.6	P=0.7	P=0.6	P=0.7
r=1	3.0601 n	4.2239 n	3.3135 n	4.7008 n
r =2	3.1167 n	3.8340 n	3.5573 n	4.4547 n
r=4	2.5960 n	2.8620 n	3.1499 n	3.5082 n
r =k	2.6600 n		3.5832	
N-Процессора	*k*=8			
	a =1.25		a =1.3	
	P=0.6 n	P=0.7	P=0.6	P=0.7
r=1	3.5995 n	5.2511 n	3.9227 n	5.8861 n
r=2	4.0807 n	5.1990 n	4.7018 n	6.0897 n
r=4	3.8610 n	4.3379 n	4.7649 n	5.3924 n
r =*k*	4.7684 n		6.2749 n	

Отметим, что минимальное время обработки для вероятности успеха $p < 0.75$ обеспечивается при промежуточном (не максимальном) числе процессоров $r = 4$.

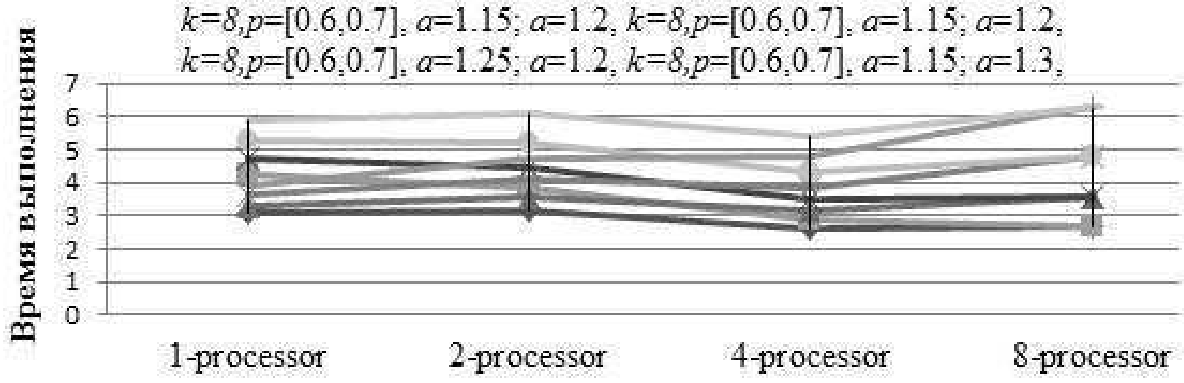

Рис. 2.2. Время выполнения *k/r* элементарных запросов на *r* процессорах, геометрическая прогрессия τ_i

Упорядоченные столбцы таблиц

Далее в работе приведены соотношения времени выполнения вложенного запроса в многопроцессорной базе данных и минимальная и максимальная границы времени выполнения групп элементарных запросов в отдельных процессорах для естественного и квазиоптимального порядка их распределения для упорядоченных столбцов таблицы для геометрической прогрессии τ_i.

Таким образом, в этой главе:

Определены соотношения времени выполнения запроса в многопроцессорной базе данных для естественного и квазиоптимального столбцов таблицы.

Определены минимальная и максимальная границы времени выполнения групп элементарных запросов в отдельных процессорах для естественного и квазиоптимального порядка распределения элементарных запросов для неупорядоченных и для упорядоченных столбцов таблицы.

Доказана эффективность квазиоптимального распределения на основе абсолютного и относительного уменьшения границ времени выполнения запросов при использовании квазиоптимального распределения вместо естественного распределения, что является важным решением для оптимизации обработки запросов в многопроцессорных базах данных авиационно-космических систем.

В **третьей главе** рассматривается минимизация времени обработки вложенного запроса в многопроцессорной базе данных.

Здесь в отличии от плана оптимизации по времени выполнения конъюнктивных вложенных запросов при обращении к однопроцессорной базе данных на основе упорядочивания элементарных запросов, развита методика формирования плана оптимизации на случай обработки вложенных запросов многопроцессорными базами данных.

Предложенная методика использует доказанные здесь следующие утверждения.

Утверждение 1. В многопроцессорной базе данных минимальное время выполнения вложенного запроса, для неупорядоченных данных таблиц достигается при совместной обработке i –ым (i =1,...,r) процессором объединенного множества элементарных запросов всех таблиц. При этом элементарные запросы в соответствии с квазиоптимальным методом оптимизации распределены по процессорам с номерами i, $2r+1-i$, $2r+i$, $4r+1-i$, $4r+i$, $6r+1-i$, $6r+i$, … в соответствующем порядке.

В самом деле. Пусть $t_{i,j}$ - время обработки i –ым (i =1,...,r) процессором j-го элементарного запроса, $j = (i,\ 2r+1-i,\ 2r+i,\ 4r+1-i,\ 4r+i,\ 6r+1-i,\ \dots,\ k-i+1)$, $p_{i,j}$ - вероятность успеха при обработке j-го элементарного запроса.

Время обработки элементарных запросов в порядке, заданным условием $\frac{t_{i,j}}{1-p_{i,j}} < \frac{t_{i,l}}{1-p_{i,l}}$, где j и l – номера соседних элементарных запросов, является минимальным и определяется выражением:

$$\left(t_{i,i} + p_{i,i}t_{i,2r-i+1} + p_{i,i}p_{i,2r-i-1}t_{i,2r+i} + p_{i,i}p_{i,2r-i+1}p_{i,2r+i}t_{i,4r-i+1} + \cdots + p_{i,i}p_{i,2r-i+1}p_{i,2r+i} \dots . p_{i,k-2r+i} \dots t_{i,k-i+1}\right)n$$

Утверждение 2. В многопроцессорной базе данных минимальное время выполнения вложенного запроса, для упорядоченных данных таблиц достигается при совместной обработке i –ым (i =1,...,r) процессором объединенного множества элементарных запросов всех таблиц. При этом элементарные запросы в соответствии с квазиоптимальным методом оптимизации распределены по процессорам с номерами i, $2r+1-i$, $2r+i$, $4r+1-i$, $4r+i$, $6r+1-i$, $6r+i$, … в соответствующем порядке.

Время обработки элементарных запросов в порядке, заданным условием $\frac{p_{i,j}\,t_{i,j}}{1-p_{i,j}} < \frac{p_{i,l}\,t_{i,l}}{1-p_{i,l}}$, где j и l – номера соседних элементарных запросов, является минимальным и определяется выражением: $p_{i,i}\left(t_{i,i} + p_{i,2r-i+1}t_{i,2r-i+1} + p_{i,2r-i+1}p_{i,2r+i}t_{i,2r+i} + \cdots + p_{i,2r-i+1}p_{i,2r+i} \dots p_{i,k-i+1}t_{i,k-i+1}\right)n$

Численные результаты

Рассмотрим ряд числовых примеров для неупорядоченных и упорядоченных таблиц, для которых выполняются вложенные запросы, с параметрами, соответствующими геометрической и арифметической прогрессий.

Геометрическая прогрессия

Несовместное выполнение вложенных запросов

Пусть заданы четыре (для простоты изложения) таблицы (T1, T2, T3, T4), для которых выполняются вложенные запросы, с параметрами, соответствующими геометрической прогрессии, где $\tau_{i,j} = a_j^{\,i-1}$ - время обработки i-го *ЭЗ*, $p_{i,j} = p_j$, $j \in \overline{1, k_j}$, для таблицы *Tj*. Выполнение вложенных запросов может осуществляться 24 последовательными вариантами этих таблиц: T1, T2, T3, T4; T1, T2, T4, T3; T1, T3, T2, T4 и т.д. с сохранением внутреннего порядка элементарных запросов указанных таблиц. Время выполнения вложенных запросов, например, для варианта неупорядоченных таблиц T1, T2, T3, T4 для *r* процессорной базы данных определяется выражением:

$$\mathrm{T}_{1,2,3,4} = \left(a_1^{\,i-1} + p_1 a_1^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_1 a_1^{\,r})^{\frac{k1}{r}}}{1-(p_1 a_1^{\,r})^2}\right) + p_1^{k_1}\left(a_2^{\,i-1} + p_2 a_2^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_2 a_2^{\,r})^{\frac{k2}{r}}}{1-(p_2 a_2^{\,r})^2}\right) +$$
$$p_1^{k_1} p_2^{k_2}\left(a_3^{\,i-1} + p_3 a_3^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_3 a_3^{\,r})^{\frac{k3}{r}}}{1-(p_3 a_3^{\,r})^2}\right) + p_1^{k_1} p_2^{k_2} p_3^{k_3}\left(a_4^{\,i-1} + p_4 a_4^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_4 a_4^{\,r})^{\frac{k4}{r}}}{1-(p_4 a_4^{\,r})^2}\right).\, n,$$
$$i = \overline{1, r},$$

Время выполнения вложенных запросов для упорядоченных таблиц T1, T2, T3, T4 при последовательном их выполнении для *r* процессорной базы данных определяется выражением:

$$\mathrm{T}_{1,2,3,4} = p_1\left(a_1^{\,i-1} + p_1 a_1^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_1 a_1^{\,r})^{\frac{k1}{r}}}{1-(p_1 a_1^{\,r})^2}\right) +$$
$$p_1^{k_1} p_2\left(a_2^{\,i-1} + p_2 a_2^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_2 a_2^{\,r})^{\frac{k2}{r}}}{1-(p_2 a_2^{\,r})^2}\right) +$$
$$p_1^{k_1} p_2^{k_2} p_3\left(a_3^{\,i-1} + p_3 a_3^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_3 a_3^{\,r})^{\frac{k3}{r}}}{1-(p_3 a_3^{\,r})^2}\right) +$$
$$p_1^{k_1} p_2^{k_2} p_3^{k_3} p_4\left(a_4^{\,i-1} + p_4 a_4^{\,2r-i}\right)\left(\frac{1-(p_4 a_4^{\,r})^{\frac{k}{r}}}{1-(p_4 a_4^{\,r})^2}\right) n, i = \overline{1, r}$$

Для числовых значений таблиц T1, T2, T3, T4, заданных в таблице 3.1.-3.2 , время выполнения вложенных запросов при *r* =1 приведено в таблице.

Таблица 3.1

	k=8	
Tj	p_j	a_j
T1	0.82	1.15
T2	0.82	1.2
T3	0.838	1.25
T4	0.838	1.3

Таблица 3.2

Варианты	Время вариантов
T1, T2, T3, T4	$8.6274n$
T2, T1, T3, T4	9.4171 n
T1, T3, T2, T4	8.9361 n
T3, T2, T1, T4	11.2358 n
T1, T4, T2, T3	9.2354 n
T4, T1, T2, T3	12.7606 n

Ясно,что при $a_1 \leq a_2 \leq a_3 \leq a_4$, минимальное время выполнения вложенных запросов достигается при обработке таблиц Tj в порядке T1, T2, T3, T4 (время $T_{1,2,3,4}$ =8.6274 n).
Аналогичный порядок выполнения таблиц сохранятся и для r >1 процессоров.

Совместное выполнение вложенных запросов

При совместном выполнении вложенного запроса для неупорядоченных Таблиц Т.1-Т.4 необходимо провести переупорядочение порядка выполнения элементарных запросов с тем, что бы обеспечить выполнение неравенств:

$$\frac{\tau_1}{1-p_1} \leq \frac{\tau_2}{1-p_2} \leq \cdots \leq \frac{\tau_{31}}{1-p_{31}} \leq \frac{\tau_{32}}{1-p_{32}}$$

На основе этих неравенств определен соответствующий порядок выполнения элементарных запросов Таблиц Т.1-Т.4.

Арифметическая прогрессия

Несовместное выполнение вложенных запросов

Пусть заданы четыре таблицы (T5, T6, T7, T8), образующие вложенные запросы, с параметрами, соответствующими арифметической прогрессии, где $\tau_{i,j} = 1 + (i-1)\Delta$ - время обработки i-го ЭЗ, $p_{i,j} = p_j$, $j \in \overline{1, k_j}$, для таблицы Tj. Время выполнения вложенных запросов для неупорядоченных таблиц T5, T6, T7, T8 для r процессорной базы данных определяется выражением:

$$T_{1,2,3,4} = (1+(i-1)\Delta_1 + (1+(2r-i)\Delta_1)p_1)\left(\frac{1-p_1^{\frac{k1}{r}}}{1-p_1^{2}}\right) + 2r\Delta_1 p_1^{2}(1+p_1)\left(\frac{1-\frac{k1}{2r}p_1^{\frac{k1}{r}-2}+\left(\frac{k1}{2r}-1\right)p_1^{\frac{k1}{r}}}{(1-p_1^{r})^2}\right) +$$

$$p_1^{k_1}(1+(i-1)\Delta_2 + (1+(2r-i)\Delta_2)p_2)\left(\frac{1-p_2^{\frac{k2}{r}}}{1-p_2^{2}}\right) + 2r\Delta_2 p_2^{2}(1+p_2)\left(\frac{1-\frac{k2}{2r}p_2^{\frac{k2}{r}-2}+\left(\frac{k2}{2r}-1\right)p_2^{\frac{k2}{r}}}{(1-p_2^{r})^2}\right) +$$

$$p_1^{k_1}p_2^{k_2}(1+(i-1)\Delta_3 + (1+(2r-i)\Delta_3)p_3)\left(\frac{1-p_3^{\frac{k3}{r}}}{1-p_3^{2}}\right) + 2r\Delta_3 p_3^{2}(1+p_3)\left(\frac{1-\frac{k3}{2r}p_3^{\frac{k3}{r}-2}+\left(\frac{k3}{2r}-1\right)p_3^{\frac{k3}{r}}}{(1-p_3^{r})^2}\right) +$$

$$p_1{}^{k_1}p_2{}^{k_2}p_3{}^{k_3}(1+(i-1)\Delta_4+(1+(2r-i)\Delta_4)p_4)\left(\frac{1-p_4{}^{\frac{k4}{r}}}{1-p_4{}^2}\right)+$$

$$2r\Delta_4p_4{}^2(1+p_4)\left(\frac{1-\frac{k4}{2r}p_4{}^{\frac{k4}{r}-2}+\left(\frac{k4}{2r}-1\right)p_4{}^{\frac{k4}{r}}}{(1-p_4{}^r)^2}\right).\ n,\ i=\overline{1,r},$$

Время выполнения вложенных запросов для упорядоченных таблиц Т5, Т6, Т7, Т8 для r процессорной базы данных определяется выражением:

$$T_{1,2,3,4}=p_1\Bigg((1+(i-1)\Delta_1+(1+(2r-i)\Delta_1)p_1)\left(\frac{1-p_1{}^{\frac{k1}{r}}}{1-p_1{}^2}\right)+$$

$$2r\Delta_1p_1{}^2(1+p_1)\left(\frac{1-\frac{k1}{2r}p_1{}^{\frac{k1}{r}-2}+\left(\frac{k1}{2r}-1\right)p_1{}^{\frac{k1}{r}}}{(1-p_1{}^r)^2}\right)\Bigg)+p_1{}^{k_1}p_2\Bigg((1+(i-1)\Delta_2+(1+(2r-i)\Delta_2)p_2)\left(\frac{1-p_2{}^{\frac{k2}{r}}}{1-p_2{}^2}\right)+$$

$$2r\Delta_2p_2{}^2(1+p_2)\left(\frac{1-\frac{k2}{2r}p_2{}^{\frac{k2}{r}-2}+\left(\frac{k2}{2r}-1\right)p_2{}^{\frac{k2}{r}}}{(1-p_2{}^r)^2}\right)\Bigg)+$$

$$p_1{}^{k_1}p_2{}^{k_2}p_3\Bigg((1+(i-1)\Delta_3+(1+(2r-i)\Delta_3)p_3)\left(\frac{1-p_3{}^{\frac{k3}{r}}}{1-p_3{}^2}\right)+$$

$$2r\Delta_3p_3{}^2(1+p_3)\left(\frac{1-\frac{k3}{2r}p_3{}^{\frac{k3}{r}-2}+\left(\frac{k3}{2r}-1\right)p_3{}^{\frac{k3}{r}}}{(1-p_3{}^r)^2}\right)\Bigg)+$$

$$p_1{}^{k_1}p_2{}^{k_2}p_3{}^{k_3}p_4\Bigg((1+(i-1)\Delta_4+(1+(2r-i)\Delta_4)p_4)\left(\frac{1-p_4{}^{\frac{k4}{r}}}{1-p_4{}^2}\right)+$$

$$2r\Delta_4p_4{}^2(1+p_4)\left(\frac{1-\frac{k4}{2r}p_4{}^{\frac{k4}{r}-2}+\left(\frac{k4}{2r}-1\right)p_4{}^{\frac{k4}{r}}}{(1-p_4{}^r)^2}\right)\Bigg).\ n,\ i=\overline{1,r},$$

Совместное выполнение вложенного запроса

При совместном выполнении вложенного запроса для неупорядоченных Таблиц Т.5-Т.8 необходимо провести переупорядочение порядка выполнения элементарных запросов.

На основе этих неравенств определяем соответствующий порядок выполнения элементарных запросов и время выполнения вложенных запросов при совместной обработке.

В таблице 3.3 и на Рис. 3.1, 3.2 приведены сравнительные времена выполнения вложенных запросов при совместном и несовместном порядке обработке упорядоченных и неупорядоченных данных таблиц с параметрами соответствующими арифметической и геометрической прогрессий для разного числа процессоров.

Таблица 3.3. Сравнительное время выполнения

Число процессоров	k=32							
	$p_1 = 0.82, p_2 = 0.838$; $a_1 = 1.15, a_2 = 1.2, a_3 = 1.25, a_4 = 1.3$; $\Delta_1 = 0.4, \Delta_2 = 0.5, \Delta_3 = 0.6, \Delta_4 = 0.7$							
	несовместное				совместное			
r	неупорядоченные		упорядоченные		неупорядоченные		упорядоченные	
	арифм	геомет	арифм	геомет	арифм	геомет	арифм	геомет
1	9.6262	10.2142	9.4470	7.0836	7.9772	9.2644	6.9152	5.7856
2	11.0238	9.8301	10.7776	8.1025	10.4126	8.3110	9.1547	7.0642
4	10.4727	10.0750	10.0994	8.3380	10.9213	8.7474	9.3553	6.9707
8	7.8943	8.1463	7.1952	6.7557	8.7303	7.5034	7.1184	6.1360
16	5.2022	6.1454	4.8742	5.1318	5.8380	6.1454	4.8742	5.1318
32	5.9	6.27	4.9442	5.2542	5.9	6.27	4.9442	5.2542

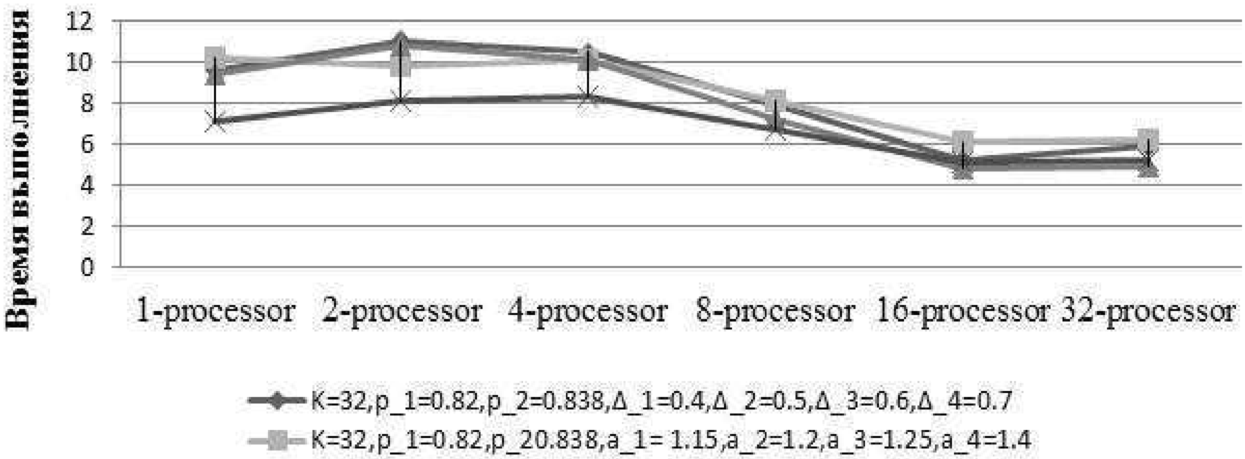

Рис. 3.1. Сравнительное время выполнения, несовместный порядок обработки

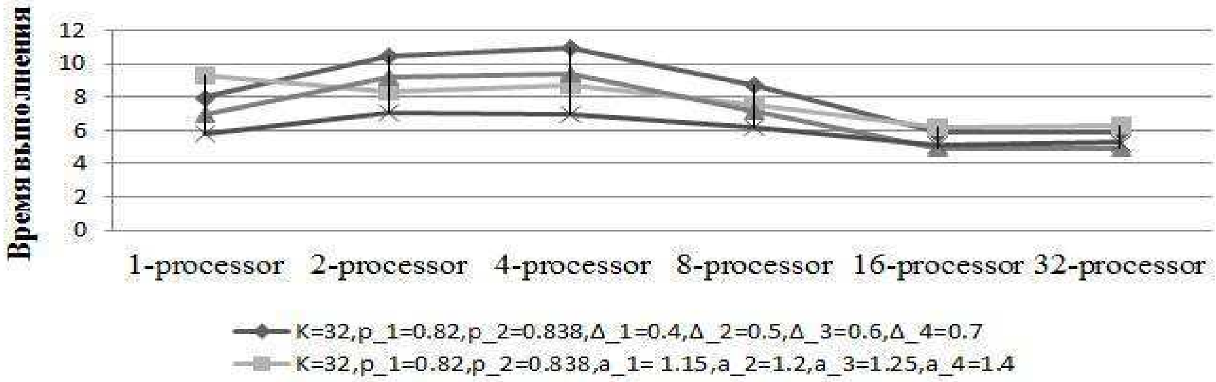

Рис. 3.2. Сравнительное время выполнения, совместный порядок обработки

На основании сравнения времен выполнения вложенных запросов следует, что минимальное время выполнения вложенного запроса достигается при промежуточном (не максимальном) числе процессоров.

ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАБОТЫ

- Предложен и обоснован метод оптимизации обработки вложенных запросов для упорядоченных таблиц данных.
- Доказано утверждение об условиях определения минимального время обработки конъюнктивного вложенного запроса для упорядоченных таблиц данных.
- Проведено сравнение минимального времени обработки конъюнктивного вложенного запроса для упорядоченных и неупорядоченных таблиц данных.
- Разработан метод обеспечения оптимизации многопроцессорной обработки вложенных запросов.
- Предложен оптимальный алгоритм распределения элементарных вложенных запросов на процессоры.

Основные публикации по теме диссертации

1. Брехов О.М., Вунна Джо Джо., Тан Хлаинг Мьинт. Оптимизация плана выполнения мульти и вложенных запросов // Журнал «Наукоёмкие технологии» 2014г. №1, с. 101-106.
2. Брехов О.М. , Тан Хлаинг Мьинт. Обоснование квазиоптимального порядка распределения элементарных запросов в многопроцессорной базе данных // Электронный журнал «Труды МАИ», 2014, № 74.
3. Брехов О.М. , Тан Хлаинг Мьинт. Оптимизация числа процессоров при выполнении вложенных запросов // Электронный журнал «Труды МАИ», 2014,
4. Тан Хлаинг Мьинт. Оптимизация обработка вложенных запросов в однопроцессорной базе данных.//11-я Международная конференция «АВИАЦИЯ и КОСМОНАВТИКА-2012». 13-15 ноября 2012года. Москва, МАИ. Тезисы докладов. с 325– 326.
5. Тан Хлаинг Мьинт. Оптимизация обработка вложенных запросов в многопроцессорной базе данных.//12-я Международная конференция «АВИАЦИЯ и КОСМОНАВТИКА-2013». 12-15 ноября 2013года. Москва, МАИ. Тезисы докладов. с 515– 516.
6. Тан Хлаинг Мьинт. Выполнение запросов при квазиоптимальном порядке распределения элементарных запросов.// Московская молодежная конференция «Инновации в авиации и космонавтике». 22-24 апреля 2014года. Москва, МАИ. Тезисы докладов. с 182– 183.

Тираж 100 экз
Отпечатно в московском авиационном институте
(национальном исследовательском университете) -МАИ
г. Москва, А-80, ГСП-3, Волоколамское шоссе, д.4.
http://www.mai.ru//