

Введение в базы данных

7 января 2022 г.

Содержание

| | | |
|----------|---|----------|
| 1 | Теория | 3 |
| 1.1 | Реляционная алгебра. Предназначение и свойства | 4 |
| 1.2 | Реляционная алгебра. Унарные и множественные операции | 6 |
| 1.2.1 | Проекция | 6 |
| 1.2.2 | Фильтрация | 7 |
| 1.2.3 | Переименование | 9 |
| 1.2.4 | Множественные операции | 9 |
| 1.3 | Транзакции. Восстановление. Классический алгоритм | 12 |
| 1.3.1 | Транзакции | 12 |
| 1.3.2 | Восстановление | 13 |
| 1.3.3 | Классический алгоритм восстановления | 15 |
| 1.3.4 | Отказ оборудования | 16 |
| 1.4 | Транзакции. Восстановление. Алгоритм ARIES | 18 |
| 1.4.1 | Алгоритм восстановления ARIES | 18 |
| 1.4.2 | Сравнение алгоритмов | 19 |
| 1.5 | Транзакции. Параллельное исполнение. Блокировки. | 20 |
| 1.5.1 | Параллельное исполнение | 20 |
| 1.5.2 | Блокировки | 21 |
| 1.5.3 | Восстановление и параллелизм | 23 |
| 1.5.4 | Гранулярность блокировок | 23 |
| 1.6 | Транзакции. Параллельное исполнение. Уровни изоляции. | 24 |
| 1.6.1 | Упорядочиваемый | 24 |
| 1.6.2 | “Слепок” | 24 |
| 1.6.3 | Повторяемое чтение | 25 |
| 1.6.4 | Чтение зафиксированных | 25 |
| 1.6.5 | Чтение незафиксированных | 25 |
| 1.7 | Секционирование | 26 |
| 1.7.1 | Вертикальное секционирование | 26 |
| 1.7.2 | Горизонтальное секционирование | 27 |
| 1.8 | Репликация | 31 |
| 1.8.1 | Реализация репликации | 31 |
| 1.8.2 | Применения репликации | 32 |
| 1.9 | Распределенные транзакции | 34 |

1 Теория

1.1 Реляционная алгебра. Предназначение и свойства

Базы данных нужно уметь не только проектировать, но и использовать. Существует несколько способов формулировать запросы. Первый из рассматриваемых – *реляционная алгебра*.

Мотивация Действительно, в базах данных можно не только хранить данные, но и делать выборки, изменять их каким-либо образом. Для этого вводится понятие запроса. При первом рассмотрении, запросы нужны как минимум для выполнения следующих действий:

- Выборка данных: получить данные из базы, чтобы тем или иным способом обрабатывать их уже извне.
- Область действия обновлений: запросы позволят указывать область действия тех или иных операций, что крайне полезно. Например, к таким операциям относятся операции удаления или изменения данных: хочется указывать, на какие именно записи эти операции подействуют.
- Ограничения целостности: до сих пор было только два вида ограничений (ключи и внешние ключи). Некоторые базы данных позволяют создавать произвольные ограничения целостности, заданные на поддерживаемом языке. В рамках этих ограничений очень удобно пользоваться запросами.
- Ограничения доступа.

Определение. *Реляционная алгебра* – алгебра над множеством всех отношений.

Далее будут определены некоторые из операций (которые по определению должны быть замкнуты над носителем), и ограничения, которые им соответствуют. В целом, реляционная алгебра – императивный язык для работы с отношениями, который позволяет в явном виде, по действиям, описать, каким именно образом должен быть получен результат.

Примеры Рассмотрим несколько простых примеров операций в рамках реляционной алгебры.

- Проекция отношения на множество атрибутов: $\pi_A(R)$;
- Естественное соединение $R_1 \bowtie R_2$.

Замечание. Как уже говорилось, все операции в рамках алгебры замкнуты по определению. Это означает, что их можно комбинировать произвольным образом (при сохранении условий на возможность исполнения операции). Например: $\pi_A(R_1 \bowtie \pi_B(R_2)) \bowtie R_3$.

Операции В текущем контексте полезно уточнить, что именно понимается под операцией над отношениями в рамках реляционной алгебры. А именно, для того, чтобы определить операцию, необходимо определить следующее:

- Правило построения заголовка по заданным отношениям;
- Правило построения тела по заданным отношениям;
- Условия, при которых операция выполнима, то есть ограничения на отношения, к которым она применяется.

1.2 Реляционная алгебра. Унарные и множественные операции

В этом разделе будут описаны унарные операции в рамках реляционной алгебры. В соответствии с определением, для определения каждой операции нужно указать способ построения заголовка, тела отношения, а также условия применимости, если такие есть.

1.2.1 Проекция

Определение. Проекцией отношения R на множество атрибутов $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ называется отношение, полученное из исходного путем удаления атрибутов не из A . Обозначается $\pi_A(R)$.

Данная операция может быть полезна для следующего:

- Привести отношение к виду, в котором над ним можно будет осуществить другую операцию (например, объединение);
- Выбрать из отношения только нужные данные (для выборки).

На рисунке 1 приведена иллюстрация к определению $\pi_{A_2, A_4, A_5}(A)$.

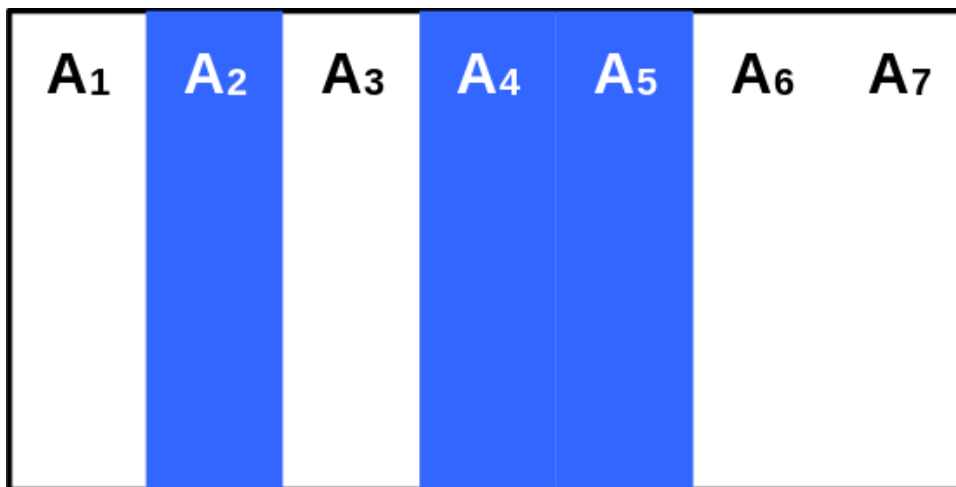


Рис. 1: Иллюстрация к определению проекции

Синим здесь обозначены столбцы, которые есть в результате операции. Остальные столбцы не используются, и результат никак не зависит от их содержимого.

Примеры Приведем несколько тривиальных примеров применения проекции.

- $\pi_{FirstName, LastName}$

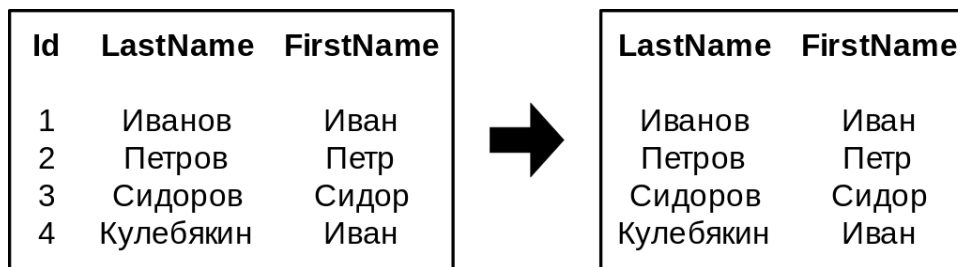


Рис. 2: Проекция. Пример 1

- $\pi_{FirstName}$



Рис. 3: Проекция. Пример 2

1.2.2 Фильтрация

Определение. *Фильтрацией (селекцией, выборкой из)* отношения R называется отношение, чей заголовок полностью совпадает с заголовком R , но тело содержит только кортежи, удовлетворяющее условию s . Обозначение: $\sigma_c(R)$.

Операция часто используется для

- Ограничения области действия изменяющих запросов;
- Получения выборки данных, соответствующих определенному условию.

На рисунке 4 приведена иллюстрация к определению $\sigma_c(R)$.



Рис. 4: Иллюстрация к определению фильтрации

Синим здесь обозначены столбцы, которые есть в результате операции. Остальные столбцы не используются, и результат никак не зависит от их содержимого.

Примеры Приведем несколько тривиальных примеров применения фильтрации.

- $\sigma_{Id>2}$

| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |

➔

| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |

Рис. 5: Фильтрация. Пример 1

- Можно писать более сложные условия. $\sigma_{Id>2 \wedge FirstName=Иван}$

| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |

➔


| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 4 | Кулебякин | Иван |

Рис. 6: Фильтрация. Пример 2

- Можно использовать функции, доступные в используемой БД.

$\sigma_{\text{length}(FirstName)+2 \geq \text{length}(LastName)}$

| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |



| Id | LastName | FirstName |
|----|----------|-----------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |

Рис. 7: Фильтрация. Пример 3

1.2.3 Переименование


Определение. *Переименованием* называется операция, при которой меняются названия атрибутов отношения. Тело при этом остается неизменным.

Операция часто применяется для того, чтобы отношение можно было использовать в рамках другой операции (например, при объединении с другим отношением).

Примеры Ниже приведен тривиальный пример-пояснение для операции переименования.

- $\rho_{Name=FirstName, Surname=LastName}$

| Id | LastName | FirstName |
|----|-----------|-----------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |



| Id | Surname | Name |
|----|-----------|-------|
| 1 | Иванов | Иван |
| 2 | Петров | Петр |
| 3 | Сидоров | Сидор |
| 4 | Кулебякин | Иван |

Рис. 8: Переименование. Пример

1.2.4 Множественные операции

Из теории множеств в реляционную алгебру естественным образом переходят операции:

- $R_1 \cup R_2$ – объединение.
- $R_1 \cap R_2$ – пересечение.
- $R_1 \setminus R_2$ – разность.

Эти операции по определению применимы только к отношениям с одинаковыми заголовками. В результате получается отношение с таким же заголовком и телом, полученным в соответствии с множественной операцией. Иначе говоря, заголовок остается тем же, а над телами отношений производится соответствующая множественная операция (объединение, пересечение, вычитание и прочие).

Примеры

- Объединение отношений: $R_1 \cup R_2$

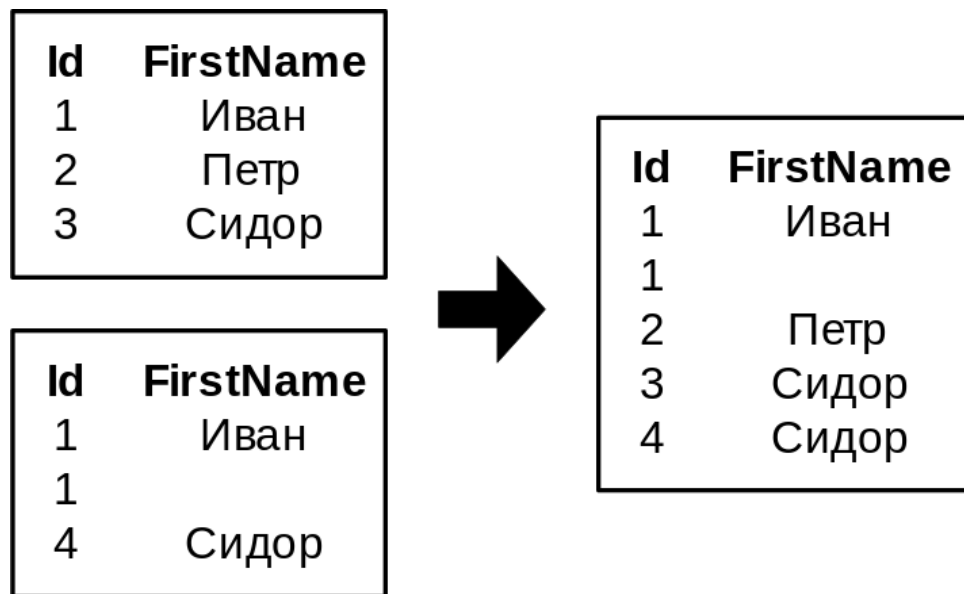


Рис. 9: Объединение отношений

- Пересечение отношений: $R_1 \cap R_2$

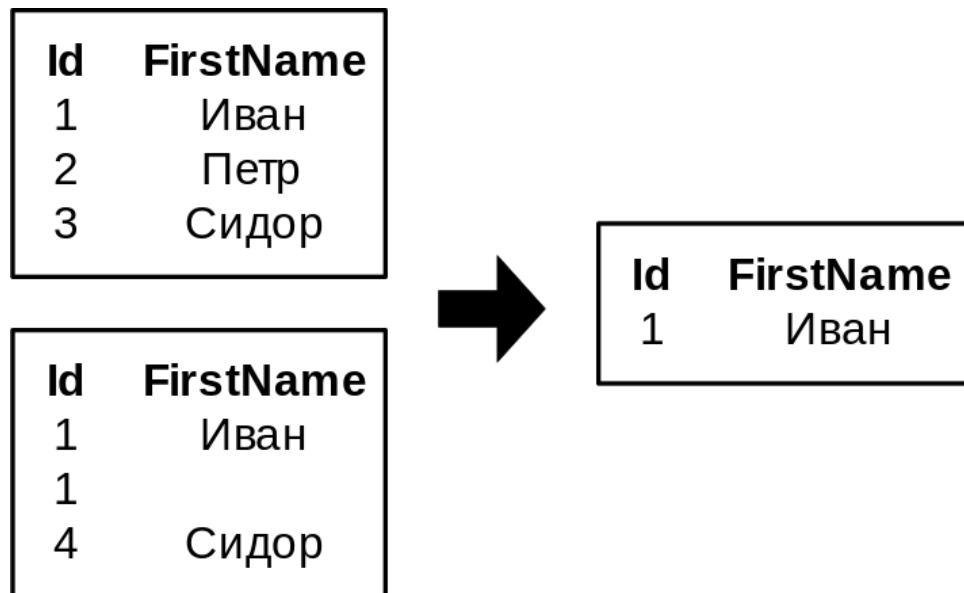


Рис. 10: Пересечение отношений

- Разность отношений: $R_1 \setminus R_2$

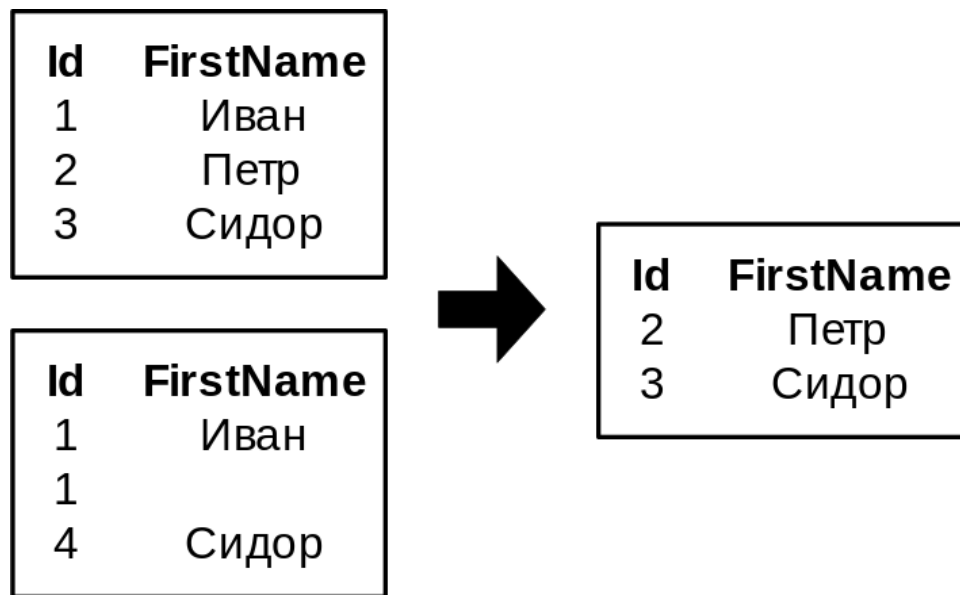


Рис. 11: Разность отношений

Стоит отметить, что для объединения отношений с различающимися именами атрибутов, но при равном их количестве, можно воспользоваться переименованием для того, чтобы привести заголовки к одному виду.

1.3 Транзакции. Восстановление. Классический алгоритм

1.3.1 Транзакции

Определение. *Транзакция* – минимальный объем работы, который можно зафиксировать в базе данных.

Каждый оператор заключен в неявную транзакцию, которая начинается непосредственно перед оператором и заканчивается после него. Не все действия в СУБД являются транзакционными. Например, во многих реализациях не поддерживается транзакционное изменение схемы данных.

Свойства транзакций (ACID)

Определение. *Атомарность (Atomicity)* – с точки зрения БД, транзакция либо выполняется целиком, либо полностью откатывается. Иначе говоря, никто со стороны не может увидеть промежуточное состояние выполнения транзакции.

Определение. *Согласованность (Consistency)* – после завершения транзакции БД остается в согласованном состоянии.

Определение. *Изоляция (Isolation)* – транзакции не могут взаимодействовать между собой. Это означает, что транзакции не могут пользоваться промежуточными результатами друг друга.

Определение. *Устойчивость (Durability)* – при успешном завершении транзакции результаты ее исполнения сохраняются в БД, при откате транзакции все внесенные ею изменения отменяются.

Корректность и согласованность

Определение. Состояние БД является *согласованным*, если оно удовлетворяет всем объявленным ограничениям. Это свойство автоматически проверяется СУБД.

Определение. Состояние БД является *корректным*, если оно соответствует реальному миру. Автоматически проверено быть не может.

Существуют условия корректности, которые нельзя проверить ограничениями. Например, после перевода денег в банке их общая сумма в системе не должна измениться. Однако, эта сумма заранее неизвестна, поэтому заранее задать ограничение невозможно.

Минимизация транзакций Транзакции требуют большие ресурсные затраты, поэтому должны быть минимальными. По возможности следует использовать неявные транзакции.

Однако, есть типичные ситуации, в которых использования неявных транзакций недостаточно:

- *Условное обновление* – проверку условия и обновление необходимо сделать в рамках одной транзакции, в противном случае в момент изменения условие может перестать выполняться;
- *Множественное обновление* – при обновлении данных, особенно в различных таблицах, использование транзакции необходимо для исключения несогласованности;
- *Промежуточная несовместимость* – некоторые действия требуют временного нарушения согласованности с последующим его восстановлением, использование транзакций позволяет откладывать проверку согласованности до завершения всех действий и исключают видимость несогласованного состояния другими пользователями.

Также следует отметить, что результат завершения транзакции **не должен зависеть от человека**. Человеческий фактор может привести к зависшей транзакции. Если требуется принятие решения от человека, транзакцию следует разбить на две: первая читает данные, а вторая их записывает, предварительно проверяя данные на соответствие результату первой. В таком случае от решения человека зависит применение второй транзакции.

1.3.2 Восстановление

Напомним, что свойство *устойчивости (durability)* (см. Свойства транзакций (ACID)) транзакции подразумевает сохранение результатов транзакции в БД даже при сбоях.

Хранение данных в оперативной памяти может приводить к потерям, например, при перезагрузке. Это считается нормальным, что приводит к необходимости хранения информации на дисках. Напомним, что с диска быстрее читать данные последовательно.

Типы сбоев

- **Локальный.** Сбой одной транзакции. Для восстановления достаточно откатить затронутую транзакцию.
- **Глобальный.** Сбой процесса СУБД, затрагивает все транзакции. Для восстановления достаточно откатить все незавершенные транзакции, а также заново применить все успешно завершённые транзакции.
- **Аппаратный.** Например, перезагрузка компьютера. С точки зрения СУБД, не существенно отличается от глобального сбоя.
- **Отказ оборудования.** СУБД не может восстановиться после этого типа сбоя. Однако, многие СУБД предоставляют *средства* для восстановления (например, запись данных на несколько дисков и синхронизация копий).

Свойство устойчивости не является абсолютным. Существуют сбои, при которых его нельзя поддержать.

Восстановление после сбоя Для восстановления БД достаточно сделать следующее:

- Успешные транзакции – зафиксировать;
- Откаченные транзакции – откатить;
- Незавершенные транзакции – откатить.

Существует несколько популярных подходов для отката:

Shadow copy Каждая транзакция пишет данные в новое место. При успешном завершении транзакции копия помечается успешной, пользователь уведомляется об успешной транзакции, и начинается запись из копии в БД. При сбое во время записи производится повторная запись. Проблема подхода заключается в частых чтениях и записях shadow copy, которые расположены в случайных местах на диске, что медленно.

Transaction log Данные пишутся сразу в БД, параллельно записывая изменения, примененные в рамках каждой транзакции, в журнал. Данный подход более популярен.

Журнал записывается в надежное хранилище изменений. Это означает, что его утрата есть невозстановимый сбой. Однако, записи ведутся последовательно, что делает данный подход быстрее предыдущего.

В журнал записываются: старые данные, новые данные, маркеры начала и завершения транзакции.

При завершении транзакции все изменения записываются в журнал, записывается маркер завершения транзакции, пользователь уведомляется о завершении транзакции.

Реализация журнала

- **Постоянная запись на диск.** При записи каждого изменения в журнал существенно возрастает число операций, конкуренция за доступ к диску, а также накапливаются откаченные транзакции, которые в будущем не принесут пользы.
- **Запись при завершении.** В журнал при завершении транзакции записываются порожденные изменения. При больших изменениях это приводит к росту потребления памяти журналом.
- **Точки восстановления.** В журнал периодически записывается "слепок" состояния системы: текущие изменения, завершённые транзакции (не записанные ранее), откаченные транзакции (не записанные ранее), открытые транзакции. Создание точки восстановления требует приостановки изменений.

Структура журнала С использованием механизма точек восстановления, получаем следующую структуру журнала.

- **Точка восстановления;**
- **События:**
 - Идентификатор транзакции,
 - Указатель на *предыдущее* событие транзакции:
 - * Начало транзакции,
 - * Изменение,
 - * Завершение транзакции,
 - * Откат транзакции.

Примеры Рассмотрим пример сбоя и определим, что должно произойти с каждой из транзакций.

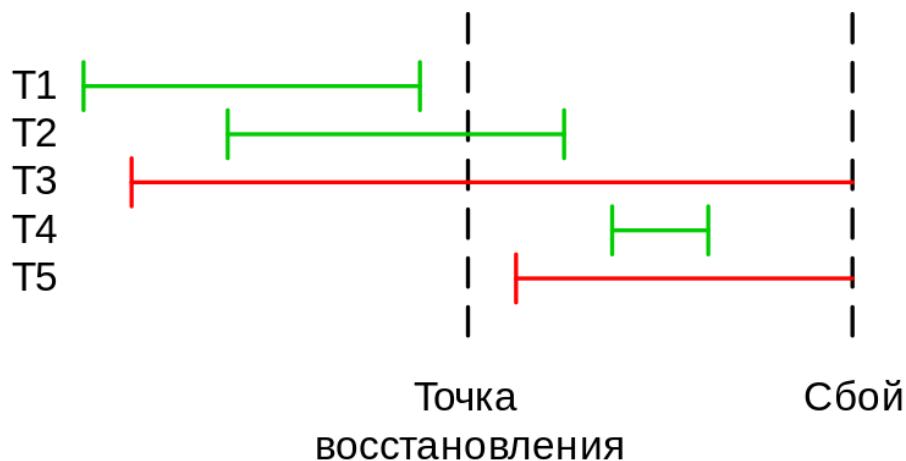


Рис. 12: Иллюстрация к определению проекции

Зеленым и красным цветом отмечены транзакции, которые должны быть завершены или откатены соответственно при восстановлении. Отметим, что эти решения однозначно определены гарантиями ACID транзакций.

1.3.3 Классический алгоритм восстановления

Фазы алгоритма

- **Разметка транзакций.** Каждая транзакция отмечается как *Redo* или *Undo*.
- **Откат транзакций.** Для помеченных как *Undo*.
- **Повтор транзакций.** Для помеченных как *Redo*.

Фаза разметки транзакций

- Чтение журнала идет от последней точки восстановления до конца. Все открытые транзакции помещаются в *Undo*.
- При чтении маркера начала транзакция добавляется в *Undo*.
- При чтении маркера конца транзакция переносится из *Undo* в *Redo*.

Фаза отката транзакций

- Чтение журнала идет от конца к началу, пока множество *Undo* не пусто.
- При чтении маркера начала транзакция удаляется из *Undo*.
- При чтении изменения оно откатывается, если транзакция в *Undo*.

Фаза повторения транзакций

- Чтение журнала идет от последней точки восстановления до конца.
- При чтении маркера конца транзакция удаляется из *Redo*.
- При чтении изменения оно применяется, если транзакция в *Redo*.

Утверждение 1.1. После успешного выполнения всех фаз БД находится в корректном состоянии и гарантирует выполнения свойства устойчивости.

Утверждение 1.2. Рассмотрим все открытые транзакции. Для каждой из них найдем ближайшую точку восстановления из будущего. Все данные до самой ранней точки восстановления из рассматриваемых можно удалить, поскольку они не понадобятся при восстановлении.

1.3.4 Отказ оборудования

До этого были рассмотрены методы восстановления при глобальном или аппаратном сбое. Рассмотрим методы борьбы с последствиями отказа оборудования.

Репликация данных Несколько БД, которые содержат одинаковые данные. Обычно разнесены географически. В процессе работы необходимо поддерживать синхронность данных на копиях, что приводит к необходимости использования распределенных транзакций. Реализация последних – технически сложная задача. При отказе достаточно назначить основной БД любую из оставшихся копий.

Избыточность оборудования Одна БД, которая работает параллельно с несколькими дисками или RAID. Запись происходит параллельно на каждое ПЗУ. При отказе диска достаточно его заменить и скопировать на него данные с другого диска или положиться на алгоритмы RAID при его использовании.

Резервное копирование Вся БД периодически копируется в отдельное хранилище. Для корректности копирования требуется приостановка обновлений данных. При отказе достаточно скопировать данные из резервной копии. Стоит отметить, что при этом данные будут актуальными на момент создания копии, поэтому при необходимости и возможности следует произвести повторное внесение данных.

1.4 Транзакции. Восстановление. Алгоритм ARIES

Про транзакции и восстановление БД после сбоев, можно прочитать в билете 1.3.

1.4.1 Алгоритм восстановления ARIES

Фазы алгоритма

- **Разметка транзакций.** Каждая транзакция отмечается как *Redo* или *Undo*.
- **Повторение истории.** Восстановление состояния системы на момент сбоя.
- **Откат транзакций.** Восстановление корректного состояния системы.

Фаза разметки транзакций Полностью эквивалентна классическому алгоритму. Может быть совмещена со следующей фазой.

Фаза повторения истории

- Чтение журнала идет от последней точки восстановления до конца.
- При чтении изменения оно применяется.

Фаза отката транзакций

- Чтение журнала идет по транзакциям из *Undo*, от конца к началу.
- При чтении изменения оно откатывается.

Компенсационные записи В текущей версии алгоритма нет прогресса восстановления при повторном сбое. Добиться этого можно путем введения **компенсационных записей**.

Будем производить следующие действия при необходимости отката изменений:

- **Откат изменения;**
- **Запись на диск;**
- **Внесение компенсационной записи.** Запись означает, что откатываемое изменение, а также все изменения, которые идут в логе позднее, были успешно откаты.

Утверждение 1.3. Компенсационные записи фиксируют прогресс восстановления БД и исключают повторный откат изменения при очередном восстановлении. Таким образом, повторные сбои не мешают завершению восстановления.

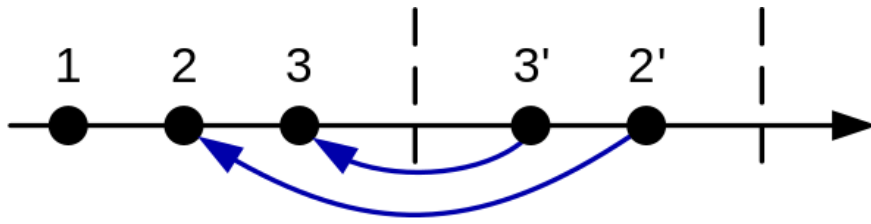


Рис. 13: Иллюстрация компенсирующих записей при повторных сбоях

1.4.2 Сравнение алгоритмов

Число проходов

- Классический алгоритм. 3
- Алгоритм ARIES. 2

Рост журнала транзакций

- Классический алгоритм. В журнал добавляются записи отмены.
- Алгоритм ARIES. В журнал добавляются компенсирующие записи.

Повторные сбои

- Классический алгоритм. Полный перезапуск процесса восстановления.
- Алгоритм ARIES. Постепенное завершение.

1.5 Транзакции. Параллельное исполнение. Блокировки.

1.5.1 Параллельное исполнение

Напомним, что свойство *изоляции (isolation)* транзакции (см. Свойства транзакций (ACID)) , что она должна исполняться так, как будто она в системе одна, а также корректные по отдельности транзакции должны быть корректными в совокупности. Следовательно, транзакции могут исполняться параллельно.

Обычно параллельные транзакции выполняются в разных потоках, что приводит к необходимости использования блокировок для синхронизации.

Примеры конфликтов

- **Потерянное обновление (1).** Обновление, сделанное транзакцией 1, потеряно.

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|--------------|--------------|
| retrieve T | |
| | retrieve T |
| update T | |
| | update T |
| commit | |
| | commit |

- **Потерянное обновление (2).** Обновление, сделанное транзакцией 1, потеряно.

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|--------------|--------------|
| | update T |
| update T | |
| commit | |
| | rollback |

- **Незафиксированное изменение.** Значение, полученное транзакцией 1, не было зафиксировано.

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|--------------|--------------|
| | update T |
| retrieve T | |
| | rollback |
| commit | |

- **Несогласованное состояние.** Значение, полученное транзакцией 1, не могло быть получено в согласованном состоянии.

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|--------------|-----------------------|
| retrieve T_1 | update T_1 = T_1 - 10 |
| retrieve T_2 | update T_2 = T_2 + 10 |
| commit | commit |

Типы конфликтов

- **Чтение-чтение.** Нет конфликтов.
- **Чтение-запись.** Некорректное состояние.
- **Запись-чтение.** Зависимость от незафиксированного изменения.
- **Запись-запись.** Потерянное обновление.

1.5.2 Блокировки

Нам потребуются многоуровневые блокировки на фрагменты данных: разделяемая (для чтения, *S*) и эксклюзивная (для записи, *X*). Отсутствие блокировки обозначим -.

Определение. *Протокол двухфазной блокировки.* Для чтения требуется получение *S*, для записи – *X*, при завершении или откате транзакции требуется **последовательно** освободить все блокировки. Важно, что в первую фазу количество блокировок только растет, а во вторую – только уменьшается.

Определение. *Строгий протокол двухфазной блокировки.* Аналогично предыдущему определению, но все блокировки во второй фазе необходимо отпускать **после завершения или отката** транзакции.

Взаимная блокировка (ВБ) Пример взаимной блокировки

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|--------------|--------------|
| retrieve T_1 | |
| | retrieve T_2 |
| update T_2 | |
| | update T_1 |

Транзакция 1 и транзакция 2 сначала берут *S* блокировки на чтение *T_1* и *T_2* соответственно. Затем транзакция 1 пытается взять *X* блокировку на запись в *T_2*, что не удастся сделать, пока транзакция 2 владеет *S* блокировкой *T_2*. Аналогично, транзакция 2 не может взять *X* блокировку на запись, поскольку так как транзакция 1 владеет *S* блокировкой на *T_2*.

Устранение ВБ

- **Построение графа ожиданий.** Наличие цикла в таком графе свидетельствует о ВБ. На практике графы слишком большие, поэтому данный подход менее популярен.
- **Выставление таймаутов.** Отсутствие прогресса на протяжении долгого времени вероятно свидетельствует о ВБ.

При обнаружении ВБ следует откатить одну из транзакций. Также, если СУБД владеет транзакцией, то есть может ее перезапустить, то это следует сделать.

Предотвращение ВБ Пусть транзакция A претендует на блокировку, конфликтующую с блокировками транзакции B . Возможны следующие стратегии.

- **Стратегия ожидание-отмена.**
 - A началась раньше B – A ожидает;
 - A началась позже B – A отменяется (и, по возможности, перезапускается);
- **Стратегия отмена-ожидание.**
 - A началась раньше B – B отменяется (и, по возможности, перезапускается);
 - A началась позже B – A ожидает;

ВБ в каждой стратегии исключается, поскольку в графе ожидания ребра идут только от старшей к младшей или от младшей к старшей транзакциям соответственно. Стоит отметить, что стратегии порождают много лишних откатов.

Упорядочиваемость

Определение. *Упорядочиваемость (serializability)* – любая последовательность исполнения транзакций эквивалентна (равны состояния до начала и после окончания исполнения) некоторому последовательному исполнению.

Утверждение 1.4. Строгий протокол двухфазной блокировки гарантирует упорядочиваемость.

Утверждение 1.5. Протокол двухфазной блокировки гарантирует упорядочиваемость.

1.5.3 Восстановление и параллелизм

Рассмотрим следующий пример.

| Транзакция 1 | Транзакция 2 |
|----------------------|--------------------------|
| retrieve T commit | update T rollback |

Транзакция 1 фиксирует изменения, внесенные транзакцией 2. Однако, в будущем транзакция 2 может быть откатена, например, из-за сбоя. Таким образом, фиксируется изменение, зависящее от незафиксированного.

Определение. Критерий восстанавливаемости. Если транзакция *A* использует значения, обновленные транзакцией *B*, то *A* должна завершиться позже, чем *B*.

В случае противоречий возникают взаимные блокировки, способы борьбы с которыми были рассмотрены выше. Однако, это может привести к цепочкам форсированных откатов (откат транзакции *B* форсирует откат транзакции *A*).

Утверждение 1.6. При строгом протоколе двухфазной блокировки цепочки отката отсутствуют.

Доказательство. Транзакция *A* сможет получить блокировку на чтение только после отпущения эксклюзивной блокировки на запись транзакцией *B*. Последнее в строгом протоколе двухфазной блокировки произойдет только после завершения транзакции *B*. ■

1.5.4 Гранулярность блокировок

- **Блокировка поля записи.** Блокируются отдельные поля каждой записи. Не используется на практике.
- **Блокировка записей.** Блокируются отдельные записи. Дает высокий параллелизм и требует больших ресурсов.
- **Блокировка страниц.** Блокируется страница памяти, на которой расположена запись. Более практично по сравнению с блокировкой отдельных записей, поскольку на одной странице может быть расположено много записей.
- **Блокировка индексов.** Блокируется элемент (например, поддерево в В-дереве или корзина в хеш-индексе) или страница индекса. Запрещает добавление или удаление в рамках заблокированного индекса.
- **Блокировка таблиц.** Блокируется таблица целиком. Требует мало ресурсов и предоставляет низкий параллелизм.
- **Блокировка БД.** Используется для резервного копирования, изменения определения таблиц и представлений, изменения хранимых процедур и функций и изменения прав доступа.

Аномалия **фантомные записи** – при повторном чтении могут появиться новые записи. Возможна при гранулярности блокировки меньше, чем по таблицам.

1.6 Транзакции. Параллельное исполнение. Уровни изоляции.

Уровни изоляции транзакций Мы рассматриваем следующие уровни изоляции транзакций. Все, кроме “Слепок”, определены в стандарте SQL.

- Упорядочиваемый (serializable),
- “Слепок” (snapshot),
- Повторяемое чтение (repeatable read),
- Чтение зафиксированных (read committed),
- Чтение незафиксированных (read uncommitted).

1.6.1 Упорядочиваемый

Дает наиболее сильные гарантии с самой низкой скоростью исполнения. Детали реализации были рассмотрены в предыдущем билете.

1.6.2 “Слепок”

Каждая транзакция работает со своим “слепоком” БД. Вносит изменения в режиме сору-он-write. При реинтеграции изменений они фиксируются, при отсутствии конфликтов изменений.

Является аналогом упорядочиваемого уровня изоляции с меньшими гарантиями, используется в базах-“версионниках”, в которых синхронизация основана на версиях вместо блокировок.

Аномалия “косая запись” На данном уровне изоляции возможна аномалия “косая запись”. Она возникает при одновременном обновлении разных записей, которые вместе должны гарантировать некоторый инвариант.

Пример. Положим инвариант $t_1 + t_2 \geq 0$.

- Транзакция 1

```
if t_1 + t_2 >= DELTA begin
    t_1 = t_1 - DELTA
end if
```

- Транзакция 2

```
if t_1 + t_2 >= DELTA begin
    t_2 = t_2 - DELTA
end if
```

Реинтеграция изменений пройдет успешно, поскольку записи идут в разные переменные. Однако, при параллельном исполнении инвариант может быть нарушен.

1.6.3 Повторяемое чтение

Уровень изоляции гарантирует, что при повторном чтении значения не будут меняться. Исключение – запись, произведенная самой транзакцией. Реализуется путем взятия блокировок записей или страниц на чтение.

Аномалия “фантомная запись” При повторном чтении могут появиться новые записи. Возможно при параллельном исполнении другой транзакции.

1.6.4 Чтение зафиксированных

Уровень изоляции гарантирует, что читаемые значения зафиксированы другими транзакциями. Реализуется путем взятия *частичных* блокировок записей или страниц на чтение.

Аномалия “неповторяемое чтение” При повторном чтении могут значение записи может измениться. Возможно при параллельном исполнении другой транзакции.

1.6.5 Чтение незафиксированных

На уровне изоляции не используются блокировки, что обеспечивает наивысшую скорость. По стандарту SQL разрешено только чтение. Используется для сбора статистики.

Аномалия “грязное чтение” Может быть прочитано некорректное значение.

1.7 Секционирование

Определение. *Секционирование* – разбиение таблицы на фрагменты, хранящиеся в разных местах (в случае разных компьютеров называется *шардинг*). Используется для увеличения скорости чтения за счет параллельного обращения.

Различают два вида секционирования: **вертикальное** и **горизонтальное**.

1.7.1 Вертикальное секционирование

Таблица разбивается по столбцам. Возможно при корректности соединения (5 НФ). Реализуется посредством проекции и соединения.

Преимущества

- Отделение данных, к которым часто обращаются, от тех, к которым обращаются редко.
- Защита информации.
- Поддерживается во многих СУБД для CLOB и BLOB.

Недостатки

- Нет специальной поддержки в СУБД. Считается, что проекции и соединения для указанных целей достаточно.
- Зависимость от представления (соединенных данных). Некоторые СУБД накладывают ограничения на представления, например, запрещают создавать внешние ключи на них.
- Необходимость обновляемых представлений также не гарантирована.

Пример Рассмотрим исходную таблицу.

```
Students(SId, GId, FirstName, LastName, PassSeries,
        PassNo, PassIssued, Photo)
```

Разобьем ее на секции.

```
StudentData(SId, GId, FirstName, LastName)
StudentPasses(SId, PassSeries, PassNo, PassIssued)
StudentPhotos(SId, Photo)
```

Обращение к фото (StudentPhotos) происходит значительно реже, чем к основным данным студента (StudentData). Также таблица с персональными данными (StudentPasses) требует повышенных прав доступа. Таким образом, были использованы все преимущества вертикального секционирования.

Создадим также представление для работы с исходной таблицей.

```
create view Students as StudentData
natural join StudentPasses
natural join StudentPhotos;
```

1.7.2 Горизонтальное секционирование

Таблица разделяется по строкам. Корректно, когда каждая строка попадает ровно в одну секцию. Реализуется посредством фильтрации и объединения.

Преимущества

- Отделение данных, к которым часто обращаются, от тех, к которым обращаются редко. Например, чаще всего старые данные нужны реже новых.
- При уменьшении размера секции уменьшается размер индекса.
- Требуется встроенная поддержка.
- Прозрачно для пользователя.

Недостатки

- В некоторых случаях может приводить к замедлению работы.

Пример Рассмотрим исходную таблицу.

`Points (Sid , CId , Points , Date)`

Введем секционирование по Date:

- `Points2021-1` – оценки за весенний семестр 2021,
- `Points2021-2` – оценки за осенний семестр 2021,
- `Points2020-1` – оценки за весенний семестр 2020,
- ...

Методы секционирования

- **Простые.**
 - По диапазонам значений,
 - По значениям,
 - По хешу.
- **По выражению.** Поддерживаются реже.
- **Составные.**
 - По диапазонам и хешу,
 - ...

Пример Секционирование по диапазонам.

```
create table Points (...)  
partition by range(Date) (  
    partition pHist values less than '2021-02-01',  
    partition p2021s1 values less than '2021-07-01',  
    partition p2021s2 values less than '2022-02-01',  
    partition pFuture values less than maxvalue  
);
```

maxvalue – максимальное теоретическое значение.

Пример Секционирование по значениям.

Чаще используется для перечислений.

```
create table Points (...)  
partition by list(Term) (  
    partition pHist values in ('t2020-1', 't2020-2', ...),  
    partition p2021s1 values in ('t2021-1'),  
    partition p2021s2 values in ('t2021-2'),  
    partition pFuture values in ('t2022-1')  
);
```

При таком подходе секция может быть не определена при записи.

```
insert into Points (Term) values ('t2001-1');
```

При чтении из несуществующей секции будет получен пустой результат.

Пример Секционирование по хешу.

Хешируется по набору столбцов. Работает эффективно при хорошей и быстрой хеш-функции.

```
create table Points (...)  
partition by hash(Term)  
partitions 4;
```

Пример Секционирование по выражению.

Зависит от определенной в БД функции.

```
create table Points (...)  
partition by year(Date) (  
    partition pHist values less than 2021,  
    partition pCurrent values less than 2022,  
    partition pFuture values less than maxvalue  
);
```

Пример Составное секционирование.

Секции разбиваются на подсекции, возможно, по разным атрибутам.

```
create table Points (...)  
partition by year(Date)  
subpartition by hash(Term) (  
    partition History values less than 2021 (  
        subpartition History1, subpartition History2  
    ),  
    partition Current values less than 2022 (  
        subpartition Current1, subpartition Current2  
    )  
);
```

Управление секциями

Замечание. Данные команды не входят в стандарт SQL, поэтому синтаксис может отличаться в зависимости от СУБД.

Удаление секции

```
alter table <table> drop partition <section>;
```

Разбиение секции

```
alter table <table> reorganize <section> into (...);
```

Перехеширование

— *Add count of partitions*

```
alter table <table> add partition <count>;
```

— *Delete count of partitions*

```
alter table <table> coalesce partition <count>;
```

Утверждение 1.7. Оптимизатор владеет информацией о секциях. В частности, где какие данные находятся.

```
select * from Points where Date = '2021-12-06'
```

При таком запросе выборка будет производиться только из секции 2021 года.

Секционирование и индексы Можно определить следующие индексы:

- **Локальный** – один на секцию. Ускорение при выборе секций.
- **Глобальный** – один на таблицу. Также ускорение при выборе секций.
- **Секционированный** – разбит на секции. Обеспечивает согласованное секционирование (могут помочь при склеивании секций).

Секционирование и ключи Лучше всего, если множество столбцов, по которым идет секционирование, образует подключ. Еще лучше – подключ всех ключей (например, если внешние ключи на таблицу ссылаются на разные ее ключи).

1.8 Репликация

Определение. Репликация – поддержание одинаковых данных на нескольких узлах.

1.8.1 Реализация репликации

Репликация бывает **синхронной** (с использованием распределенных транзакций) и **асинхронной** (информация до реплик доходит с задержками). С другой стороны, различают схемы репликации с **основной копией** и **симметричную**.

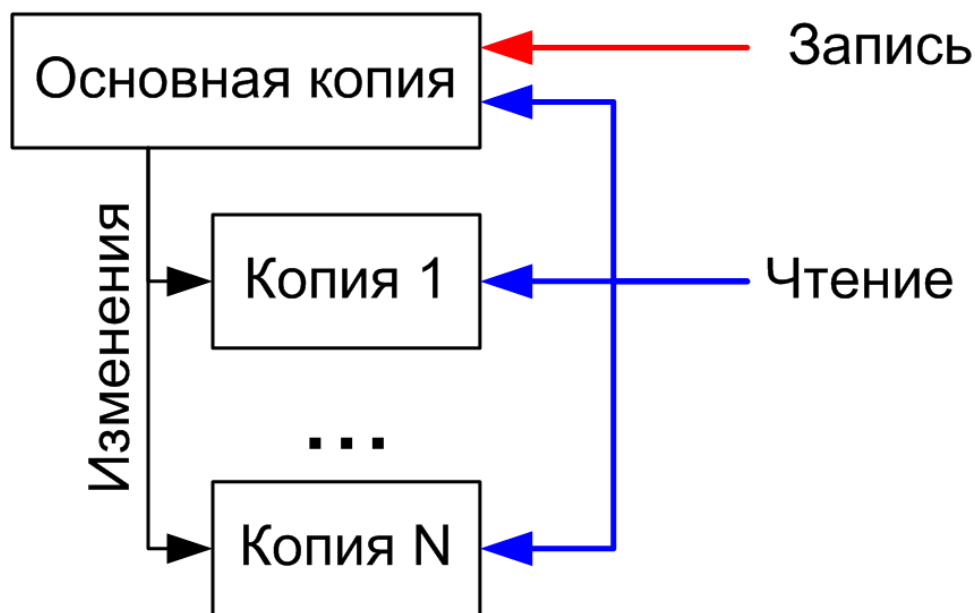


Рис. 14: Схема репликации с основной копией

Репликация с основной копией Чтение данных можно производить из любой копии БД, в то время как запись – только в основную. Согласованность всех копий обеспечивается за счет проверки при записи в основную копию. Данная схема подходит, если число записей сильно меньше числа чтений.

Симметричная репликация Чтение и запись производятся в каждую копию независимо, все копии равноправны и автономны. Для борьбы с противоречивыми изменениями в данной схеме требуется синхронность изменений.

Реализация репликации Данные об изменениях можно рассылать из журнала транзакций. Можно рассылать данные в различной гранулярности:

- **Репликация операторов.** При таком подходе используется меньше данных. Однако, каждый оператор должен быть детерминированным, а также необходимо учитывать взаимный порядок выполнения транзакций. Сложно для реализации.

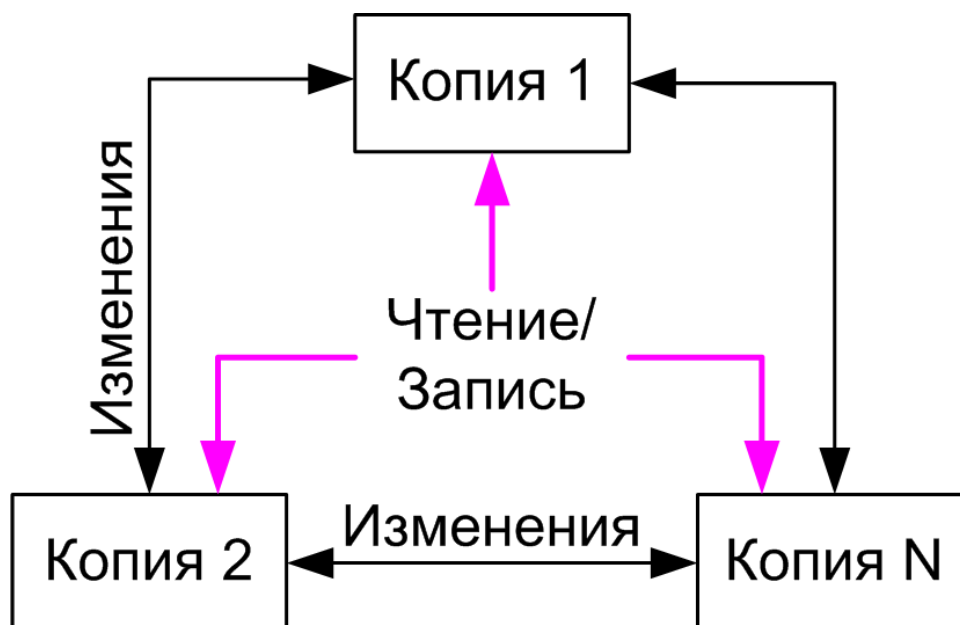


Рис. 15: Схема симметричной репликации

- **Репликация записей.** Рассылается информация об изменении отдельных записей. При таком подходе нет требования к детерминированности. Однако, крупные обновления данных приведут к рассылке больших сообщений.

1.8.2 Применения репликации

Вертикальное масштабирование При необходимости вертикального масштабирования (наращивания мощности системы) следует использовать **асимметричную схему**. Напомним, что ее использование целесообразно, когда количество изменений гораздо меньше количества чтений.

Применяется в ситуациях, когда допустима асинхронность. Например, в Web-серверах и ERP-системах.

Горизонтальное масштабирование В ситуациях, когда необходимо производить множество локальных операций, например, в разных географических областях, применяется **симметричная схема**. Каждая реплика отвечает за определенные данные в зависимости от запроса. Также этот подход полезен в случае непостоянной связи.

Повышение доступности Для повышения доступности данных следует использовать **асимметричную схему**, которая позволяет менять основную реплику при выходе из строя прошлой. В случае синхронной репликации потери данных отсутствуют, однако, в случае асинхронной вышедшая из строя основная реплика могла не успеть разослать другим репликам изменения.

Также полезно **резервное копирование БД**. В асимметричной схеме для этого достаточно создать реплику, с которой постоянно синхронизируется основная. Для

создания резервной копии достаточно отключить такую реплику, скопировать данные, включить обратно в систему и восполнить пропущенные обновления.

Преобразование данных Используется **асимметричная схема**, которая предоставляет отлаженный способ получения всех изменений данных. На основе них можно строить преобразование данных: изменение формата хранения, консолидация, унификация, подсчет статистики и так далее. Таким образом, преобразования происходят при репликации.

1.9 Распределенные транзакции

Определение. *Распределенные транзакции* – транзакции, в которых участвует несколько узлов. Каждая транзакция должна быть либо применена, либо откатена на всех узлах одновременно.

В рамках распределенных транзакций необходимо рассматривать свои как *участников*, так и *коммуникаций*.

Протокол двухфазной транзакции Классический подход реализации распределенных транзакций. Один из узлов выбирается координатором (как правило, узел, на который пришел запрос). Это означает, что при параллельном исполнении нескольких транзакций несколько узлов одновременно могут быть координаторами.

Далее каждая транзакция проходит через две фазы.

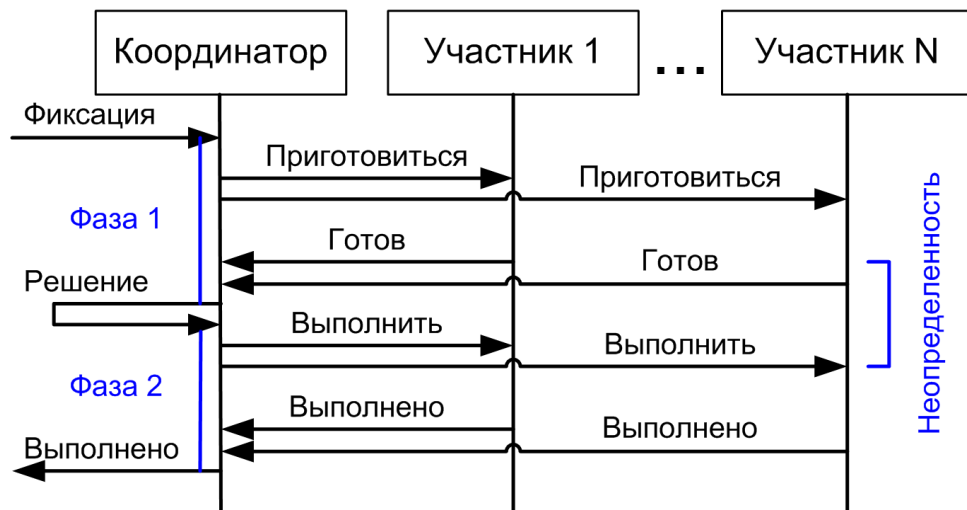


Рис. 16: Схема протокола двухфазной транзакции

- **Фаза подготовки.** Координатор рассылает информацию об изменении всем другим копиям. Далее эти копии должны ответить, что готовы зафиксировать изменение (нет противоречий, данные находятся в согласованном состоянии, нет иных ошибок).
- **Решение координатора.** После получения ответов от всех копий, координатор принимает решение, выполнять ли фиксацию данных. Решение положительное, если от все пришедшие ответы от других копий положительные.
- **Фаза выполнения.** При положительном решении координатор рассылает сообщение о том, что изменения должны быть зафиксированы, и ожидает подтверждения этого от всех копий.
- **Результат.** Если координатор получает подтверждения от всех копий, то транзакция считается выполненной.

Если *координатор* не получил хотя бы одно подтверждение на первой фазе, то транзакция автоматически откатывается. Как только принимается решение о фиксации, оно записывается в журнал транзакций координатора – так копии смогут заново воспроизвести решение при восстановлении. Однако, если координатор не получил хотя бы одно подтверждение на второй фазе, то это неразрешимая ситуация.

Копии при сбое до отправки подтверждения на первой фазе должны откатить транзакцию, поскольку координатор не мог принять решения о фиксации без подтверждения. При сбое до получения решения о фиксации копия должна запросить решение снова у координатора. При получении решения о фиксации копия записывает в свой журнал транзакций изменение для восстановления в будущем.

Однако, задача теоретически не разрешима. То есть существует сценарий, при котором ни координатор, ни реплика не смогут продвинуться (но эти случаи вырождены). Это показывает отсутствие решения следующей задачи.

Задача двух генералов Генералам двух армий необходимо напасть на врага. Они достигнут успеха только если нападут одновременно. Им необходимо прийти к консенсусу: нападать или нет. Генералы могут посылать гонцов с сообщениями, которых могут убить в пути.

Утверждение 1.8. Не существует гарантированного решения задачи двух генералов.

Доказательство. Предположим противное: существует конечный протокол, при использовании которого можно прийти к консенсусу. Следовательно, существует минимальное по включению множество сообщений, которые необходимо отправить. Предположим, что последнее сообщение не было доставлено. Тогда невозможно принять решение. Противоречие. ■

Протоколы предполагаемой фиксации и отката Как было показано выше, копии могут запрашивать решение у координатора повторно. Таким образом, координатору необходимо сохранить информацию о решении до тех пор, пока не получит подтверждения от всех копий. Рассмотрим два подхода оптимизации объема памяти, занимаемого решениями координатора.

- **Протокол предполагаемой фиксации.** При решении о фиксации транзакции она “забывается” координатором. Если координатор получает запрос о решении по неизвестной ему транзакции, то он отвечает, что ее нужно зафиксировать. Данный подход позволяет сэкономить память, если число зафиксированных транзакций сильно превышает число откаченных.
- **Протокол предполагаемого отката.** При решении об откате транзакции она “забывается” координатором. Если координатор получает запрос о решении по неизвестной ему транзакции, то он отвечает, что ее нужно откатить. Данный подход позволяет сэкономить память, если число откаченных транзакций сильно превышает число зафиксированных.

Замечание. Протокол предполагаемой фиксации может привести к ложной фиксации. Например, если информация о решении была ошибочно утеряна. В таком случае всем другим участникам будет приходить ответ о фиксации, которой в действительности не было. Поэтому рекомендуется использовать протокол предполагаемого отката.

2 Практика