|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| **1) СУБД. Функции СУБД. Типовая организация СУБД**  СУБД – комплекс программ, предназначенная для управления БД (организации информации, помещения ее в таблицы, манипулирования ею). Основные функции СУБД:  - непосредственное управление во внешней памяти, обеспечение необходимых структур внешней памяти как для хранения данных, вводящихся в БД, так и для служебных целей (индексы). В развитых СУБД пользователь не знает особенностей организации внешней памяти.  - управление буферами оперативной памяти  - управление транзакциями (Транзакция – последовательность операций, рассматриваемых СУБД как единое целое, переводящее БД из одного целостного состояния в другое.  - журнализация СУБД должна быть в состоянии восстановить последнее состояние БД после аппаратного или программного сбоя. Для восстановления БД необходимо иметь информацию. Существует журнал – особая часть БД, недоступная пользователю СУБД, в который поступают записи обо всех изменениях основной части БД  - поддержка языков БД. В ранних – языки манипулирования, организация схемы СУБД, в современных – SQL  Типовая структура современной СУБД.  Организация соответствует набору функций СУБД. Логически в современной реляционной СУБД можно выделить наиболее внутреннюю часть - ядро СУБД (часто его называют Data Base Engine), компилятор языка БД (обычно SQL), подсистему поддержки времени выполнения, набор утилит. В некоторых системах эти части выделяются явно, в других - нет, но логически такое разделение можно провести во всех СУБД.  Ядро СУБД отвечает за управление данными во внешней памяти, управление буферами оперативной памяти, управление транзакциями и журнализацию. Соответственно, можно выделить такие компоненты ядра (по крайней мере, логически, хотя в некоторых системах эти компоненты выделяются явно), как менеджер данных, менеджер буферов, менеджер транзакций и менеджер журнала.  Функции этих компонентов взаимосвязаны, и для обеспечения корректной работы СУБД все эти компоненты должны взаимодействовать по тщательно продуманным и проверенным протоколам. Ядро СУБД обладает собственным интерфейсом, не доступным пользователям напрямую и используемым в программах, производимых компилятором SQL (или в подсистеме поддержки выполнения таких программ) и утилитах БД. Ядро СУБД является основной резидентной частью СУБД. При использовании архитектуры "клиент-сервер" ядро является основной составляющей серверной части системы.  Основной функцией компилятора языка БД является компиляция операторов языка БД в некоторую выполняемую программу. Основной проблемой реляционных СУБД является то, что языки этих систем (а это, как правило, SQL) являются непроцедурными, т.е. в операторе такого языка специфицируется некоторое действие над БД, но эта спецификация не является процедурой, а лишь описывает в некоторой форме условия совершения желаемого действия. Поэтому компилятор должен решить, каким образом выполнять оператор языка прежде, чем произвести программу. Результатом компиляции является выполняемая программа, представляемая в некоторых системах в машинных кодах, но более часто в выполняемом внутреннем машинно-независимом коде. В последнем случае реальное выполнение оператора производится с привлечением подсистемы поддержки времени выполнения, представляющей собой, по сути дела, интерпретатор этого внутреннего языка.  Наконец, в отдельные утилиты БД обычно выделяют такие процедуры, которые слишком накладно выполнять с использованием языка БД, например, загрузка и выгрузка БД, сбор статистики, глобальная проверка целостности БД и т.д. Утилиты программируются с использованием интерфейса ядра СУБД, а иногда даже с проникновением внутрь ядра. | **2) Этапы разработки базы данных.**  БД - это совокупность сведений о каких-либо объектах реального мира, предназначенных для совместного использования.  На стадии проектирования информационной системы проектировщик должен сделать:  1 обследовать предметную область  2 определить объекты и их атрибуты  3 установить все структуры и запросы, установить структурные и иерархические связи между объектами, запросные связи, начертить схему проекта  4 выработать технологию обслуживания информационной системы  5 выбрать технические и инструментальные средства для реализации проекта, реализовать проект  6 протестировать проект  На этапе 1 необходимо внимательно выслушать заказчика, необходимо прояснить следующие вопросы:  - Каковы границы предметной области?  - Будет ли предметная область изменяться?  - Каков перечень фрагментов предметной области?  - Какая информация, с какой степенью детальности нужна пользователям каждого фрагмента?  - Определить перечень пользователей и их информационные потребности  - Какие процессы передачи, обработки данных происходят в каждом фрагменте, с какой интенсивностью  - Какие существуют технологии накопления и обработки информации?  - Какие технические средства для реализации системы будут использоваться?  - Определить требования технологического функционирования системы, ознакомиться со всеми входными и выходными документами.  **Основные этапы разработки структуры БД.**  1 Инфологическая (концептуальная модель). Это описание предметной области, выполненное без ориентации на используемые в дальнейшем программы и технические средства. Транслируется в даталогическую модель. Требования к этой модели:  - адекватность отражения предметной области  - непротиворечивость  - недопустимость неосознанной трактовки модели  - легкая расширяемость модели (изменение)  Компоненты модели:  - описание объектов предметной области и связей между ними (знаковая система или ER-модель)  - алгоритмические связи показателей  - описание информационных потребностей пользователей  - ограничения целостности  2 Даталогическая модель (логическая) - описание логической связи между элементами данных без отношения к среде их содержания. Строиться даталогическая модель в терминах и информационных единиц допустимых конкретной СУБД. Описание логической структуры данных называют схемой. Даталогическая модель отображается затем в физической памяти.  Критерии качества логической модели данных.  -адекватность БД предметной области  -легкость разработки и сопровождения БД  -скорость выполнения операции обновления данных  -скорость выполнения операции выборки данных  3 Физическая модель. Определяет используемые запоминающие устройства. Способы физической организации данных, выбор метода доступа к данным, управление свободной памятью, описание физической структуры данных называется **схемой хранения**. | **3) ER - модель. Основные понятия.**  В реальном проектировании структуры базы данных применяется метод - так называемое, ***семантическое моделирование***. Семантическое моделирование представляет собой моделирование структуры данных, опираясь на смысл этих данных. В качестве инструмента семантического моделирования используются различные варианты ***диаграмм сущность-связь*** (***ER - Entity-Relationship***)  «Сущность – связь» (Entity - Relationship). Отображает инфологическую модель.  Основные определения:  **Сущность** – класс однотипных объектов, информация о которых должна быть учтена в модели.  **Экземпляр сущности** – конкретный представитель данной сущности. Экземпляры сущности различны, они должны иметь различные свойства. Пример: студент Иванов, 2 курс, 2 группа  **Атрибут** – поименованная характеристика, являющаяся некоторым свойством сущности или информационное отображение свойств объекта. Выражается существительным в ед. ч. Пример: ФИО.  **Ключ сущности** – неизбыточный набор атрибутов, значения которых в совокупности являются уникальными для каждого экземпляра сущности. Неизбыточный значит, что удаление любого атрибута нарушит уникальность ключа.  **Связь** – некоторая ассоциация между 2 сущностями. Позволяет по одной сущности находить другую сущность, связанную с ней.  **3 типа связей**:   * 1:1 (один к одному). Означает, что один экземпляр первой сущности связан с одним экземпляром второй сущности. * 1:M (один ко многим). Один экземпляр первой сущности связан с несколькими экземплярами второй сущности. Сущность со стороны 1 – родитель, со стороны M – потомок. * M:M (многие ко многим). Каждый экземпляр первой сущности может быть связан с несколькими экземплярами второй сущности, каждый экземпляр второй сущности может быть связан с несколькими экземплярами первой сущности.   **Модальность** - Обязательность или необязательность связи. Пример: при поступлении в вуз абитуриент обязан знать иностранный язык, но никто не обязан знать более 4х языков.  **Класс объектов** – совокупность объектов, обладающих одинаковым набором свойств. | **4) Общая характеристика реляционной модели данных. Типы данных. Простые типы данных. Структурированные типы данных. Ссылочные типы данных. Типы данных, используемые в реляционной модели. Домены. Отношения. Атрибуты. Кортежи.**  Кодд предложил реляционную модель в 1970. К. Дейт дает наиболее распространенную трактовку этой модели. Согласно ему реляционная модель (РМ) данных состоит из 3 частей:  **1 структурная**. Описывает, какие объекты рассматриваются реляционной моделью. Постулируется, что единственной структурой данных, используемой в реляционной модели, являются нормализованные n-арные отношения.  **2 целостная**. Описывает ограничения специального вида, которые должны выполняться для любых отношений в любых реляционных базах данных. Это ***целостность сущностей*** и ***целостность внешних ключей***.  **3 манипуляционная**. Описывает способы манипулирования реляционными данными (реляционная алгебра и реляционные исчисления)  Типы данных:  - простые (логические, строковые, численные)  - структурированные (массивы, записи)  - ссылочные (указатели)  Для реляционной модели тип данных не важен, важно, чтобы тип был простым.  ***Простые, или атомарные, типы данных*** не обладают внутренней структурой. Данные такого типа называют ***скалярами***. К простым типам данных относятся следующие типы: Логический, Строковый, Численный.  Различные языки программирования могут расширять и уточнять этот список, добавляя такие типы как: Целый, Вещественный, Дата, Время, Денежный, Перечислимый, Интервальный, и т.д.…  ***Структурированные типы данных*** предназначены для задания сложных структур данных. Структурированные типы данных конструируются из составляющих элементов, называемых компонентами, которые, в свою очередь, могут обладать структурой. В качестве структурированных типов данных можно привести следующие типы данных: Массивы, Записи (Структуры)  С математической точки зрения массив представляет собой функцию с конечной областью определения. Например, рассмотрим конечное множество натуральных чисел называемое множеством индексов http://citforum.ru/database/dblearn/image8.gif  ***Ссылочный тип данных*** (***указатели***) предназначен для обеспечения возможности указания на другие данные. Указатели характерны для языков процедурного типа, в которых есть понятие области памяти для хранения данных. Ссылочный тип данных предназначен для обработки сложных изменяющихся структур, например деревьев, графов, рекурсивных структур.  ***Типы данных, используемые в реляционной модели***  Собственно, для реляционной модели данных тип используемых данных не важен. Требование, чтобы тип данных был *простым*, нужно понимать так, что *в реляционных операциях не должна учитываться внутренняя структура данных*. Конечно, должны быть описаны действия, которые можно производить с данными как с единым целым, например, данные числового типа можно складывать, для строк возможна операция конкатенации и т.д.  **Домен** – набор значений элементов, данных одного типа, отвечающих поставленным условиям. D={n∈N: n>=18 and n<=60}Свойства домена:  - уникальное имя  - определен на простом типе данных или на другом домене  - может нести логическое условие для описания подмножества данных, допустимых для данных домена.  - Домен имеет определенную смысловую нагрузку. Этим он отличается от понятия подмножества.  **Атрибут отношения** – пара вида <Имя атрибута : Имя домена>. Имя атрибута должно быть уникальным.  **Отношение** *R* определенное на множестве доменов D1, D2, …Dn содержит 2 части: заголовок отношения - фиксированное количество атрибутов отношения <A1:D1><A2:D2>…<An:Dn>. Тело отношения содержит множество кортежей отношения. Отношение “Сотрудники”: Сотрудники (Номер сотр, Фамилия, Зарплата, Номер отдела).  Каждый**кортеж отношения**представляет собой множество пар вида: <имя атрибута: значение атрибута> Отношение записывается в виде R(<A1:D1><A2:D2>…<An:Dn>); R(A1, A2,…,An) Пример:  (1, Иванов, 1000)  (2, Петров, 2000)  Количество атрибутов в отношении называется ***степенью отношения*** (n – арное отношение). Мощность множества кортежей называется ***мощностью отношения*.**  Отношения представляются в виде таблицы, но не являются таблицами.  ***Реляционной базой данных*** называется набор отношений  Схема реляционной БД является набор заголовков отношений. |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **5) Свойства отношений. Потенциальные ключи. Целостность сущностей. Внешние ключи. Целостность внешних ключей. Стратегия поддержания ссылочной целостности.**  Свойства отношений:  - в отношении нет одинаковых кортежей  - кортежи не упорядочены  - атрибуты не упорядочены  - все значения атрибутов атомарны  Реляционная БД – набор взаимосвязанных отношений.  **Потенциальные ключи**– пусть дано отношение R, подмножество атрибутов K отношения R называют потенциальным ключом. Если K обладает свойствами:  - свойство уникальности  - свойство неизбыточности - никакое подмножество из K не обладает свойством уникальности.  Потенциальный ключ может быть простым и составным (сложным). Отношение может иметь несколько потенциальных ключей, один из которых первичный, все остальные альтернативные. Не понимая смысла данных, невозможно судить о том, какая совокупность атрибутов будет являться потенциальным ключом. Потенциальный ключ является средством идентификации объектов предметной области. Потенциальный ключ является единственным средством адресации на уровне кортежей, поэтому значения этих идентификаторов не могут содержать неизвестные значения.   |  |  | | --- | --- | | ID\_o | Tel | | 1  2 | 222  333 |   Правило целостности сущностей:  Атрибут, входящий в состав потенциального ключа не может принимать NULL значения. Пусть дано отношение R. Подмножество атрибутов FK отношения R называют **внешним ключом**, если существует отношение S с потенциальным ключом. K, и каждое значение FK в отношении R всегда совпадает со значением K для некоторого кортежа из S, либо является NULL значением. Отношение S- родительское, отношение R- дочернее. Внешние ключи не обладают свойством уникальности.   |  |  |  | | --- | --- | --- | | ID | Name | ID\_otd | | 1  2  3 | Ваня  Петя  Вася | 1  2  1 |   ID\_otd – внешний ключ по отношению к ID\_o.  Правила целостности внешних ключей:  Внешние ключи должны быть согласованными, для каждого значения внешнего ключа должно существовать значение потенциального ключа в родительском отношении.  Нарушение ссылочной целостности:  - Обновление кортежа в родительском отношении  - Удаление кортежа в родительском отношении  - Вставка кортежа в дочернее отношение  - Обновление кортежа в дочернем отношении  Стратегии поддержания ссылочной целостности:  1 Основные  - RESTRICT – запрет выполнения операций, приводящих к нарушению целостности  - CASCADE – разрешать выполнение операций, внося поправки в другое отношение так, чтобы не нарушить ссылочную целостность и сохранить все имеющиеся связи  2 дополнительные  - SET NULL – разрешить выполнение операции, некоторые атрибуты изменить на NULL  - SET DEFAULT – разрешает выполнение требуемой операции но все возникающие некорректные значения внешних ключей заменяются значениями по умолчанию  - IGNORE – не соблюдать ограничения ссылочной целостности | **6) Реляционные операторы: выборка, проекция, соединение, деление. Реализация на SQL.**  **Реляционная алгебра** – набор операторов, использующих отношения в качестве переменных и возвращающих отношение в качестве результата. R=f(R1,R2,…,Rn)  **Выборка** (A Where C):  Выборка на отношении A с условием C называется отношение с тем же заголовком, что и у A и телом, состоящим из кортежей, значения атрибутов которых при подстановке в условие C дают значение истина. С представляет собой логическое выражение в которое могут входить атрибуты А и скалярные выражения  **Проекция** (A[x,y,z]):  Проекция отношения A по атрибутам X,Y,Z, где каждый из этих атрибутов принадлежит A называется отношение с заголовком (X,Y,Z) и телом (x,y,z), состоящим из множества кортежей, таких, для которых в отношении A найдутся кортежи со значением атрибута X=x, Y=y, Z=z  **Соединение** ((A TIMES B) Where C):  - (A TIMES B) Where С - соединение отношений A и B по условию C  - (A TIMES B) Where X θ Y, θ - оператор сравнения, A[X θ Y]B  - A[X = Y]B – эквисоединие  - A JOIN B естественное соединение - В синтаксисе естественного соединения не указывается по каким атрибутам производится соединение. Оно производится по всем одинаковым атрибутам.  **Деление** (A DEVID BY B): A – делимое, B – делитель  Пусть данные отношения A(X1,X2,…Xn,Y1,Y2,…Ym) и B(Y1, Y2,…Ym) атрибуты Y являются общими для 2 отношений. Делением отношения A на B называют отношение с заголовком X1 X2 Xn и телом из кортежей (x1,x2,…,xn), таких, что для кортежей (y1,y2,…,ym)∈B в отношении A всегда найдется кортеж (x1,x2,…,xn,y1,y2,…ym) | **7) Реляционные операторы: объединение, пересечение, вычитание, декартово произведение множеств. Реализация на SQL.**  **Реляционная алгебра** – набор операторов, использующих отношения в качестве переменных и возвращающих отношение в качестве результата. R=f(R1,R2,…,Rn)  **Объединение**:  Объединением двух совместных по типу отношений A и B (A UNION B) называют отношение с тем же заголовком, что и отношение A и B и телом, состоящим из кортежей, принадлежащих или A или B или обоим отношениям. В результаты объединения входят все кортежи А и недостающие кортежи В.  Замечание. Объединение, как и любое отношение, не может содержать одинаковых кортежей. Поэтому, если некоторый кортеж входит и в отношение http://citforum.ru/database/dblearn/image104.gif, и отношение http://citforum.ru/database/dblearn/image35.gif, то в объединение он входит один раз.  **Пересечение**:  Пересечением двух совместных по типу отношений A и B (A INTERSECT B) называют отношение с тем же заголовком, что и у отношений A и B и телом, состоящим из кортежей, принадлежащих одновременно обоим отношениям.  **Вычитание**:  Вычитанием двух совместных по типу отношений A и B (A MINUS B) называется отношение с тем же заголовком, что и у отношений A и B и телом, состоящим из кортежей, принадлежащих отношению A и не принадлежащих отношению B  **Декартово произведение** (A TIMES B):  Декартовым произведением 2 отношений A(A1,A2,…,An) B(B1,B2,…,Bn) называют отношение, заголовок которого является сцеплением заголовков отношений A и B (A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bn), а тело состоит из кортежей (a1,a2,…,an,b1,b2,…,bn) отношений A и B, таких что (a1,a2,…,an)∈A и (b1,b2,…,bn)∈B. Мощность произведения равна произведению мощностей. Если есть одинаковые атрибуты, то их необходимо переименовать.  Замечание. Если в отношения http://citforum.ru/database/dblearn/image104.gif и http://citforum.ru/database/dblearn/image35.gif имеются атрибуты с одинаковыми наименованиями, то перед выполнением операции декартового произведения такие атрибуты необходимо переименовать.  Замечание. Перемножать можно любые два отношения, совместимость по типу при этом не требуется. | **8) Концептуальная схема выполнения оператора SELECT. Синтаксис оператора выборки данных. Синтаксис соединенных таблиц. Синтаксис условных выражений.**  Концептуальная схема выполнения оператора SELECT.   1. вычисляется прямое декартово произведение всех таблиц, указанных в обязательном разделе FROM, получаем некоторую таблицу A. 2. если присутствует WHERE, то сканируется таблица A, для каждой строки таблицы A вычисляется условие из этого раздела; в результат включаются строки, для которых условие возвращает значение TRUE, результат: таблица B, если WHERE нет, то шаг 3 3. если присутствует GROUP BY, то строки таблицы B группируются в соответствии со списком группировки из раздела, получаем таблицу С. Если нет, то шаг 4. 4. если присутствует HAVING, то группы, не удовлетворяющие условию из этого раздела исключаются, в результате таблица D 5. каждая группа, полученная на шаге 4, генерирует одну строку результата следующим образом: вычисляются все скалярные выражения, указанные в разделе SELECT для каждой группы, вычисляются агрегатные функции, приведенные в разделе SELECT. Если GROUP BY нет, а функции есть, то считается, что имеется одна группа. Если нет агрегатных функций, ни раздела, то считается, что есть столько групп, сколько строк. В результате таблица E содержит столько колонок, сколько элементов приведено в разделе SELECT и столько строк, сколько отобрано групп. Если есть ORDER BY, то строки таблицы упорядочиваются в соответствии со списком упорядочивания.   Синтаксис оператора выборки данных:  Табличное выражение:  [ORDER BY {{имя столбца результата [ASC|DESC|}  |{положит целое [ASC|DESC}]  табл выражение := select выражение  [UNION | EXCEPT | INTERSECT | ALL }  {SELECT выражение | TABLE имя табл | конструктор значений таблицы}  SELECT выр-е:= SELECT [ALL|DISTINCT]  {{скалярное выражение | функция агрегирования |  SELECT выр-е} [AS имя столбца]}…}  |{имя табл | имя корреляции}…}  FROM {имя табл [AS] [имя корреляции]  [(имя столбца,…)]}  |SELECT выр-я [AS] имя корреляции  [(имя столбца,…)]}  | соединенная таблица}…  [WHERE условное выражение]  [GROUP BY [имя табл|имя корреляции}]  имя столбца]…}  [HAVING условное выражение];  Условное выражение вычисляется для каждой строки, являющейся кандидатом в результирующее множество строк. Можно использовать подзапросы. Раздел HAVING содержит условное выражение, вычисляющееся для каждой группы в соответствии со списком группировки в разделе GROUP BY. Если в разделе SELECT присутствует агрегатная функция и присутствует раздел GROUP BY, то агрегатная функция вычисляется для каждой группы отдельно. Если раздел отсутствует, то агрегатная функция вычисляется по всем строкам, удовлетворяющим условному выражению в разделе WHERE. Скалярное выражение – имя столбцов таблицы или функции.  Синтаксис соединенных таблиц:  Соединенная таблица :=   * перекрестное соединение - A CROSS JOIN B - декартово произведение таблицы * естественное соединение - A NATURAL [тип соединения] JOIN B - произведение по всем столбцам таблиц, имеющим одинаковые имена. * соединение посредством предиката - A [тип соединения] JOIN B ON предикат - соединение по общим столбцам - BETWEEN | IN | LIKE | IS NULL | EXIST | UNIQUE | MATCH | OVERLAPS * соединение посредством имен столбцов - A [тип соед-я] JOIN B USING {имя столбца} * соединение объединения - A UNION JOIN B – обратное к внутреннему соединению, обратно FULL   Тип соединения  INNER - соединяются те строки, для которых найдены совпадения  | LEFT [OUTER] – результат включает все строки из левой таблицы и те из правой таблицы, для которых найдены совпадения. Для строк из A, для которых не найдены совпадения в B, заносятся со значениями NULL.  | RIGHT [OUTER]  | FULL [OUTER] – все строки таблиц, для совпадающих – реальные значения, для несовпадающих – NULL.  Синтаксис условных выражений раздела WHERE:  Условное выражение:= [( ] [NOT]  {Предикат сравнения | BETWEEN | IN | LIKE | NULL | предикат количественного сравнения | EXIST | UNIQUE | MATСH | OVERLAPS | } [ { AND | OR } условное выражение] [ ) ] [IS [NOT] {TRUE | FALSE | UNKNOWN}  BETWEEN – диапазоны значения  IN – проверяет вхождение во множество  EXIST – проверяет существует ли предикат подзапроса  MATСH – проверяет будет ли значение в любой строке совпадать с результатом подзапроса. |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **9) Определение функциональной зависимости. Вторая нормальная форма. Третья нормальная форма. Алгоритм приведения к 3НФ.**  **Функциональная зависимость** – пусть R является отношением множества атрибутов Y функционально зависит от множества атрибутов Х (Х->Y). Когда для любого состояния R во всех кортежах, имеющих одинаковое значение атрибутов Х, значение атрибутов Y так же совпадают.  r1,r2∈R  r1X=r2X следует, что r1Y=r2Y  Y- зависимая часть, Х- детерминант функциональной зависимости.  Пусть дано соотношение R с атрибутами Х и Y. Если каждому значению атрибута Х соответствует ровно одно значение Y, то Y функционально зависит от Х.  Н\_отделения -> телефон  Н\_сотрудника -> фамилия  Н\_проекта-> проект  {Н\_сотрудник,Н\_проект}->Н\_задание  Вторая нормальная форма.  Отношение находится во 2ой норм форме, если оно находиться в 1ой норм форме и отсутствует зависимость неключевых атрибутов от части сложного ключа. Чтобы устранить зависимость неключевых атрибутов от части сложного ключа, компоненты вносятся в отдельное отношение.  Декомпозиция: проекты (H\_пр, проект)  Задание (Н\_сотр, Н\_пр, Н\_задание)  Сотрудники\_отделы(Н\_сотр, фамилия, Н\_отд, телефон)  Третья нормальная форма  Отношение R находиться в 3ей нормальной форме если отношение находиться во 2ой норм форме и все неключевые атрибуты взаимно независимы.  Н\_\_отдел-> телефон  Чтобы устранить взаимозависимость неключевых атрибутов проводиться декомпозиция, при этом независимые атрибуты вносятся в отдельное отношение. Детерминант функциональной зависимости становиться ключом.  Сотрудники (Н\_сотр,фамилия, Н\_отд)  Отделы (Н\_отд, телефон)  Алгоритм привидения отношения к третьей нормальной форме  1 Задается одно или несколько отношений, образующих понятие предметной области.  2 Если в отношении обнаружена зависимость от части сложного ключа, то приводиться декомпозиция этих отношений на несколько, причем атрибуты которые зависят от части сложного ключа вносятся в отдельное отношение вместе с частью этого ключа. В исходном отношении остаются все ключевые атрибуты.  R(K1,K2, A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bm)  {K1,K2}->{ A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bm }  {K2}->{ B1,B2,…,Bm }  R1(K1,K2, A1,A2,…,An)  R2(K2, B1,B2,…,Bm)   * + 1. Если в некоторых отношения обнаружена зависимость некоторых неключевых атрибутов от др неключевых атрибутов, то проводиться декомпозиция этих отношений, т.е. не ключевые атрибуты, которые зависят от др не ключевых атрибутов, выносятся в отдельное отношение. В новом отношении ключом становиться детерминант функц зависимости.   R(K,A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bm)  K->{ A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bm }  {A1…An}->{B1…Bm}  R1(K,A1,A2,…,An)  R2(A1,A2,…,An,B1,B2,…,Bm) | **10) Нормальная форма Бойса-Кодда. Четвертая нормальная форма.**  ***НФБК (Нормальная Форма Бойса-Кодда)***  При приведении отношений при помощи алгоритма нормализации к отношениям в 3НФ неявно предполагалось, что все отношения содержат один потенциальный ключ. Это не всегда верно. Рассмотрим следующий пример отношения, содержащего два ключа.  **Пример 1**. Пусть требуется хранить данные о поставках деталей некоторыми поставщиками. Предположим, что наименования поставщиков являются уникальными. Кроме того, каждый поставщик имеет свой уникальный номер. Данные о поставках можно хранить в следующем отношении:   |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | | PNUM | PNAME | DNUM | VOL | | 1 | Фирма 1 | 1 | 100 | | 1 | Фирма 1 | 2 | 200 | | 1 | Фирма 1 | 3 | 300 | | 2 | Фирма 2 | 1 | 150 | | 2 | Фирма 2 | 2 | 250 | | 3 | Фирма 3 | 1 | 1000 |   Считаем что наименование поставщиков является уникальным, каждый поставщик имеет свой уникальный номер.  2 потенциальных ключа {PNUM, DNUM}, {PNAME, DNUM}. Данные хранятся с избыточностью.  ***PNUM*** --> ***PNAME*** - наименование поставщика зависит от номера поставщика.  ***PNAME*** --> ***PNUM*** - номер поставщика зависит от наименования поставщика.  **{*PNUM*, *DNUM*}** --> **VOLUME** - поставляемое количество зависит от первого ключа отношения.  **{*PNUM*, *DNUM*}** --> ***PNAME*** - наименование поставщика зависит от первого ключа отношения.  **{*PNAME*, *DNUM*}** --> **VOLUME** - поставляемое количество зависит от второго ключа отношения.  **{*PNAME*, *DNUM*}** --> ***PNUM*** - номер поставщика зависит от второго ключа отношения.  Отношение относиться в 3ей норм форме поскольку единственный неключевой атрибут зависит от всего ключа сразу. Очевиден его способ декомпозиции: P(PNUM,PNAME) – поставщики, PD(PNUM,DNUM,VOL)- поставки.  Отношение находиться в норм форме Бойса-Кодда, если детерминант всех функций зависимостей являются потенциальными ключами.  **Правило**: для того, чтобы устранить зависимость от детерминантов, не являющихся потенциальными ключами, проводиться декомпозиция, при этом детерминант и зависимые от них части вносятся в отдельное отношение.  **Четвертая нормальная форма**  **4НФ** Пусть необходимо хранить данные об абитуриентах, поступающих в ВУЗ. Каждый абитуриент имеет право сдавать экзамены на несколько факультетов одновременно. Каждый факультет имеет список сдаваемых предметов. Один и тот же предмет может сдаваться на нескольких факультетах. Абитуриент обязан сдавать предмет на факультете, независимо от сдачи этого предмета на другом факультете.  Отношения – Абитуриент.Факультет.Предмет(Абитуриент, Факультет, Предмет)  Декомпозируем отношение. В результате получим:  Абитуриенты (Номер, Фамилия); Факультеты (Номер, Факультет); Предмет (Номер, Предмет); Абитуриент.Факультет.Предмет(Номер\_А, Номер\_Ф, Номер\_П)  Декомпозиция отношения А.Ф.П не может быть выполнена на основе функциональной зависимости. В отношении нет функциональных зависимостей.  **Многозначная зависимость.**  Пусть дано отношение R(X,Y,Z). Атрибуты Y и Z многозначно зависят от Х, если из того, что в отношении R соединяются кортежи r1=(x,y,z1) r2=(x,y1,z). Следует, что в отношении r содержится и кортеж r3=(x,y,z)  x->>y|z  Факультет(х)->>Абитуриент(y)|Предмет(z)  Для каждого факультета х каждый поступающий абитуриент у сдает один и тот же список предметов z или для каждого факультет каждый сдаваемый на факультете экзамен сдается одним и тем же списком абитуриентов.  Замечание: если в отношении R имеется не менее 3х атрибутов и х->у, то имеется многозначная зависимость x->>y|z  Многозначная зависимость атрибутов у и z от х называется нетривиальной многозначной зависимостью, если не существует х->у и х->z  **Теорема Фейджина** -Пусть x,y,z – непересекающееся множество атрибутов отношения R. Декомпозиция отношения R на проекции R1[x,y] и R2[x,z] является декомпозицией без потерь, когда имеется многозначная зависимость атрибутов y,z от x.  Отношение R находиться в 4ой норм форме тогда и только тогда, когда отношения находиться в нормальной форме Бойса-Кодда и не содержит нетривиальных многозначных зависимостей. | **11) Корректность процедуры нормализации - декомпозиция без потерь. Теорема Хеза.**  Алгоритм нормализации состоит в выявлении функциональных зависимостей предметной области и соответствующей декомпозиции отношений. Предположим, что мы уже имеем работающую систему, в которой накоплены данные. Пусть данные корректны в текущий момент, т.е. факты предметной области правильно отражаются текущим состоянием базы данных. Если в предметной области обнаружена новая функциональная зависимость (либо она была пропущена на этапе моделирования предметной области, либо просто изменилась предметная область), то возникает необходимость заново нормализовать данные. При этом некоторые отношения придется декомпозировать в соответствии с алгоритмом нормализации.  При декомпозиции из одного отношения получают одно или более отношений, каждое из которых содержит часть исходного отношения. В полученных новых отношениях удаляются дубликаты строк. Это означает, что декомпозиция отношений является проекциями сходного отношения, при чем эти проекции в совокупности содержат все атрибуты исходного отношения. При декомпозиции не должны теряться данные. Данные считаются не потерянными в случае, если возможна обратная операция – восстановления исходного отношения в точности в прежнем виде по декомпозированным отношениям. Операция, обратная операции проекции – это операция соединения (естественное соединение).  Проекция R [x] на множество атрибутов х является собственной, если множество атрибутов х является собственным подмножеством множества атрибутов отношения R.  Собственные проекции R1 и R2 называются декомпозицией без потерь если отношение R точно восстанавливается из них при помощи естественного соединения R1 JOIN R2 любого состояния отношения R.   |  |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | R Номер | Фамилия | | | Зарплата | | | | 1 | Иванов | | | 1000 | | | | 2 | Петров | | | 1000 | | | | R1  Номер | | Зарплата | | | | 1 | | 1000 | | | | 2 | | 1000 | | | | R2 Фамилия | | | Зарплата | | | | Петров | | | 1000 | | | | Иванов | | | 1000 | | |  |  |  | | --- | --- | | R2  Номер | Фамилия | | 1 | Иванов | | 2 | Петров |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | R1 JOIN R2  Номер | Фамилия | Зарплата | | 1 | Иванов | 1000 | | 1 | Петров | 1000 | | 2 | Иванов | 1000 | | 2 | Петров | 1000 |   **Теорема Хеза:**  Пусть R(A,B,C) является отношением, а А,В,С- множество атрибутов этого отношения. Если имеется функциональная зависимость А->В, то проекции R1=R[A,B] и R2=R[A,C] образуют декомпозицию без потерь. | **12) Понятие транзакции. Свойства транзакций. Работа транзакций. Проблемы при работе транзакций.**  **Транзакция** – последовательность операторов манипулирования данными, выполняющаяся как единое целое и переводящая БД из одного целостного состояния в другое. Это логическая единица работы, единицы восстановления данных после сбоя.  4 свойства транзакций:  **- атомарность** – транзакция выполняется как атомарная, либо выполняется целиком, либо не выполняется  **- согласованность** – транзакция переводит БД из одного согласованного состояния в другое  **- изоляция** - транзакции разных пользователей не должны мешать друг другу  **- долговечность** - если транзакция выполнена, то результат ее работы должен сохраниться в БД, даже если в следующий момент произойдет сбой системы  Продолжается транзакция до наступления одного из 4 событий.  - Commit– завершить транзакцию  - Rollback – откатить  - Произошло отсоединение пользователя от СУБД  - Сбой системы  При последовательном запуске системы происходит анализ транзакций, которые можно восстановить.  **Проблемы при параллельной работе транзакции.**  **1 Проблема потери результатов обновления**. Две транзакции по очереди делают запись в одну и туже строку и фиксируют изменения. После окончания транзакции P имеет значение Р2. Транзакция А ничего не знает о транзакции В и, следовательно, транзакция А потеряла результаты своей работы.  **2 Проблема незафиксированной зависимости** (чтения грязных данных). Транзакция В изменяет данные в строке, затем транзакция А читает измененные данные и работает с ними. Транзакция В откатывается и восстанавливает измененные данные.  **3 Проблема несовместимого анализа**.  **- Неповторяемое считывание**. Транзакция А дважды читает одну и туже строку, между считываниями вклинивается транзакция В, изменяющая значения в строке. Транзакция А работает с данными, которые с точки зрения транзакций самопроизвольно изменяются  **- Фантомы**. Транзакция А выполняет выборку строк, удовлетворяющих некоторому условию  **- Несовместный анализ**. Длинная транзакция выполняет анализ по таблице, подсчитывает сумму денег на счетах клиентов банка. Пусть на всех счетах сумма 100 денежных единиц. Короткая транзакция выполняет перевод 50 денежных единиц со счета на счет так, чтобы сумма на счетах не уменьшилась  Транзакции называются **конкурирующими** если они пересекаются во времени и обращаются к одним и тем же данным. В результате конкуренции транзакции возникают конфликты:  1 WRITE - WRITE. Первая транзакция изменила объект и не закончилась. Вторая транзакция пытается изменить этот объект. В результате происходит конфликт обновления.  2 READ - WRITE. Первая транзакция прочитала объект и не закончилась. Вторая транзакция пытается изменить объект.  3 WRITE-READ. Первая транзакция изменила объект и не закончилась. Вторая транзакция пытается прочитать объект. В результате чтение грязных данных  Имеется 2 способа разрешить конкуренцию между поступающими в произвольные моменты времени транзакциями:  1 Обеспечить чтобы конкурирующие транзакции выполнялись в разное время. Реализуется с помощью временных меток.  2 Обеспечить чтобы конкурирующие транзакции работали с разными версиями данных. Реализуется с помощью использования журнала транзакции |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **13) Ограничения целостности. Ограничения атрибута, кортежа, отношения, базы данных.**  **Ограничение целостности** – это некоторое утверждение которое может быть либо истинным, либо ложным в зависимости от БД. БД находиться в согласованном целостном состоянии, если выполнены все ограничения целостности, определенные для БД.  Вместе с понятием целостности базы данных возникает понятие ***реакции системы на попытку нарушения целостности***. Система должна не только проверять, не нарушаются ли ограничения в ходе выполнения различных операций, но и должным образом реагировать, если операция приводит к нарушению целостности. Имеется два типа реакции на попытку нарушения целостности:  1 отказ выполнить незаконную операцию  2 выполнение компенсирующих действий  ***Ограничение целостности атрибута*** представляют собой ограничения, накладываемые на допустимые значения атрибута вследствие того, что атрибут основан на каком-либо домене. Ограничение атрибута в точности совпадают с ограничениями соответствующего домена. Отличие ограничений атрибута от ограничений домена в том, что ограничения атрибута *проверяются*.  Проверка ограничения. Ограничение атрибута является *немедленно проверяемым* ограничением. Действительно, ограничение атрибута не зависит ни от каких других объектов базы данных, кроме домена, на котором основан атрибут. Поэтому никакие изменения в других объектах не могут повлиять на истинность ограничения.  ***Ограничения целостности кортежа*** представляют собой ограничения, накладываемые на допустимые значения *отдельного* кортежа отношения, и *не являющиеся* ограничением целостности атрибута. Требование, что ограничение относится к *отдельному* кортежу отношения, означает, что для его проверки *не требуется* никакой информации о других кортежах отношения.  Проверка ограничения. К моменту проверки ограничения кортежа должны быть проверены ограничения целостности атрибутов, входящих в этот кортеж.  Ограничение кортежа является *немедленно проверяемым* ограничением. Действительно, ограничение кортежа не зависит ни от каких других объектов базы данных, кроме атрибутов, входящих в состав кортежа. Поэтому никакие изменения в других объектах не могут повлиять на истинность ограничения.  ***Ограничения целостности отношения*** представляют ограничения, накладываемые только на допустимые значения *отдельного* отношения, и *не являющиеся* ограничением целостности кортежа. Требование, что ограничение относится к отдельному отношению, означает, что для его проверки не требуется информации о других отношениях (в том числе не требуется ссылок *по внешнему ключу* на кортежи *этого же* отношения).  ***Ограничения целостности базы данных*** представляют ограничения, накладываемые на значения двух или более связанных между собой отношений (в том числе отношение может быть связано само с собой).  Ограничение базы данных может быть как *немедленно проверяемым* ограничением, так и ограничением *с отложенной проверкой*.  ОГЛАВЛЕНИЕ УД   1. **СУБД. Функции СУБД. Типовая организация СУБД.** 2. **Этапы разработки базы данных.** 3. **ER - модель. Основные понятия.** 4. **Общая характеристика реляционной модели данных. Типы данных. Простые типы данных. Структурированные типы данных. Ссылочные типы данных. Типы данных, используемые в реляционной модели. Домены. Отношения. Атрибуты. Кортежи.** 5. **Свойства отношений. Потенциальные ключи. Целостность сущностей. Внешние ключи. Целостность внешних ключей. Стратегия поддержания ссылочной целостности.** 6. **Реляционные операторы: выборка, проекция, соединение, деление. Реализация на SQL.** 7. **Реляционные операторы: объединение, пересечение, вычитание, декартово произведение множеств. Реализация на SQL.** 8. **Концептуальная схема выполнения оператора SELECT. Синтаксис оператора выборки данных. Синтаксис соединенных таблиц. Синтаксис условных выражений.** 9. **Определение функциональной зависимости. Вторая нормальная форма. Третья нормальная форма. Алгоритм приведения к 3НФ.** 10. **Нормальная форма Бойса-Кодда. Четвертая нормальная форма.** 11. **Корректность процедуры нормализации - декомпозиция без потерь. Теорема Хеза.** 12. **Понятие транзакции. Свойства транзакций. Работа транзакций. Проблемы при работе транзакций.** 13. **Ограничения целостности. Ограничения атрибута, кортежа, отношения, базы данных.** 14. **Блокировки. Совместимость блокировок. Протокол доступа к данным. Решение проблем параллелизма при помощи блокировок.** 15. **Преднамеренные блокировки. Метод временных меток. Механизм выделения версий данных.** 16. **Виды восстановления данных. Индивидуальный откат транзакции. Восстановление после жесткого сбоя. Восстановление после мягкого сбоя.** | **14) Блокировки. Совместимость блокировок. Протокол доступа к данным. Решение проблем параллелизма при помощи блокировок.**  ***Блокировки***  Основная идея блокировок заключается в том, что если для выполнения некоторой транзакции необходимо, чтобы некоторый объект не изменялся без ведома этой транзакции, то этот объект должен быть заблокирован, т.е. доступ к этому объекту со стороны других транзакций ограничивается на время выполнения транзакции, вызвавшей блокировку.  Различают два типа блокировок:  ***- Монопольные блокировки*** (***X-блокировки***, ***X-locks*** - eXclusive locks) - блокировки без взаимного доступа (блокировка записи).  ***- Разделяемые блокировки*** (***S-блокировки***, ***S-locks*** - Shared locks) - блокировки с взаимным доступом (блокировка чтения).  Если транзакция A блокирует объект при помощи X-блокировки, то всякий доступ к этому объекту со стороны других транзакций отвергается.  Если транзакция A блокирует объект при помощи S-блокировки, то  - запросы со стороны других транзакций на X-блокировку этого объекта будут отвергнуты,  - запросы со стороны других транзакций на S-блокировку этого объекта будут приняты.  Доступ к объектам базы данных на чтение и запись должен осуществляться в соответствии со следующим ***протоколом доступа к данным***:  1 Прежде чем прочитать объект, транзакция должна наложить на этот объект S-блокировку.  2 Прежде чем обновить объект, транзакция должна наложить на этот объект X-блокировку. Если транзакция уже заблокировала объект S-блокировкой (для чтения), то перед обновлением объекта S-блокировка должна быть заменена X-блокировкой.  3 Если блокировка объекта транзакцией B отвергается оттого, что объект уже заблокирован транзакцией A, то транзакция B переходит в ***состояние ожидания***. Транзакция B будет находиться в состоянии ожидания до тех пор, пока транзакция A не снимет блокировку объекта.  4 X-блокировки, наложенные транзакцией A, сохраняются до конца транзакции A.  ***Решение проблем параллелизма при помощи блокировок***  Рассмотрим, как будут себя вести транзакции, вступающие в конфликт при доступе к данным, если они подчиняются протоколу доступа к данным.  ***Проблема потери результатов обновления***  Две транзакции по очереди записывают некоторые данные в одну и ту же строку и фиксируют изменения.  Результат. Обе транзакции ожидают друг друга и не могут продолжаться. Возникла ситуация *тупика*.  ***Проблема незафиксированной зависимости (чтение "грязных" данных, неаккуратное считывание)***  Транзакция B изменяет данные в строке. После этого транзакция A читает измененные данные и работает с ними. Транзакция B откатывается и восстанавливает старые данные. Результат. Транзакция A притормозилась до окончания (отката) транзакции B. После этого транзакция A продолжила работу в обычном режиме и работала с правильными данными. Конфликт разрешен за счет некоторого увеличения времени работы транзакции A (потрачено время на ожидание снятия блокировки транзакцией B).  ***Проблема несовместимого анализа***  ***Неповторяемое считывание***  Транзакция A дважды читает одну и ту же строку. Между этими чтениями вклинивается транзакция B, которая изменяет значения в строке.  Результат. Транзакция B притормозилась до окончания транзакции A. В результате транзакция A дважды читает одни и те же данные правильно. После окончания транзакции A, транзакция B продолжила работу в обычном режиме.  ***Фиктивные элементы (фантомы)***  Транзакция A дважды выполняет выборку строк с одним и тем же условием. Между выборками вклинивается транзакция B, которая добавляет новую строку, удовлетворяющую условию отбора.  Результат. Блокировка на уровне строк не решила проблему появления фиктивных элементов.  ***Собственно несовместимый анализ***  Длинная транзакция выполняет некоторый анализ по всей таблице, например, подсчитывает общую сумму денег на счетах клиентов банка для главного бухгалтера. Пусть на всех счетах находятся одинаковые суммы, например, по $100. Короткая транзакция в этот момент выполняет перевод $50 с одного счета на другой так, что общая сумма по всем счетам не меняется.  Результат. Обе транзакции ожидают друг друга и не могут продолжаться. Возникла ситуация *тупика*.  ***Разрешение тупиковых ситуаций***  Итак, при использовании протокола доступа к данным с использованием блокировок часть проблем разрешилось (не все), но возникла новая проблема - тупики:  - Проблема потери результатов обновления - *возник тупик*.  - Проблема незафиксированной зависимости (чтение "грязных" данных, неаккуратное считывание) -*проблема разрешилась*.  - Неповторяемое считывание - *проблема разрешилась*.  - Появление фиктивных элементов - *проблема не разрешилась*.  - Проблема несовместимого анализа - *возник тупик*.  Методом разрешения тупиковой ситуации является откат одной из транзакций (транзакции-жертвы) так, чтобы другие транзакции продолжили свою работу. После разрешения тупика, транзакцию, выбранную в качестве жертвы можно повторить заново.  Можно представить два принципиальных подхода к обнаружению тупиковой ситуации и выбору транзакции-жертвы:  1 СУБД не следит за возникновением тупиков. Транзакции сами принимают решение, быть ли им жертвой.  2 За возникновением тупиковой ситуации следит сама СУБД, она же принимает решение, какой транзакцией пожертвовать. | **15) Преднамеренные блокировки. Метод временных меток. Механизм выделения версий данных.**  При блокировании объектов разной величины возникает проблема обнаружения ранее наложенных блокировок. **Протокол преднамеренных блокировок**: перед тем как наложить блокировку на объект необходимо наложить специальную **преднамеренную блокировку** на объект, в состав которого входит блокируемый объект. Наличие блокировки таблицы будет свидетельствовать о наличии блокировки строк таблицы для другой транзакции, пытающейся блокировать целую таблицу.  Виды блокировок:  - IS – **преднамеренная блокировка с возможностью взаимного доступа**. Накладывается на некий составной объект Т и означает намерение блокировать входящий в Т- объект в режиме S блокировки.  - IХ – **преднамеренная блокировка без взаимного доступа**. Накладывается на некий составной объект Т и означает намерение блокировать входной в него объект в режиме Х блокировки.  - SIХ – **преднамеренная блокировка как с возможностью взаимного доступа, так и без него**. Накладывается на некий составной объект Т и означает разделяемую блокировку всего этого объекта с намерением в последствии блокировать входящие в него объекты в режиме Х-блокировки  Матрица совместимости блокировок   |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | |  | IS | S | SIX | IX | X | | IS | + | + | + | + | - | | S | + | + | - | - | - | | SIX | + | - | + | - | - | | IX | + | - | - | - | - | | X | - | - | - | - | - |   Сила блокировок: Х самая сильная блокировка, а IS самая слабая блокировка.  Протокол преднамеренной блокировки для доступа к данным:  - При задании Х-блокировок для сложных объектов неявно задаются Х-блокировки для дочерних объектов этого объекта.  - При задании S-блокировок или SIX для сложных объектов неявно задаются X-блокировки для дочерних объектов этого об-та.  - Перед наложением требуемой S или IS на объект, задаются IS-блокировка или более сильная хотя бы для одного родительского объекта.  - Перед наложением требуемой X или IS, SIX на объект, задаются IX-блокировка или более сильная для всех родительских объектов.  - Перед отменой блокировки объекта для транзакции, должны быть отменены все блокировки для дочерних объектов этого объекта.  Проблема фантомов решается, если транзакция А использует преднамеренную блокировку этой таблицы S или IX  **Метод временных меток:**  Если транзакция T1 началась раньше транзакции T2, то система обеспечивает такой режим выполнения, как если бы T1 была целиком выполнена до начала T2.  Для этого каждой транзакции T предписывается временная метка t, соответствующая времени начала транзакции. При выполнении операции над объектом r транзакция T помечает его своей временной меткой и типом операции (чтение или изменение).  Перед выполнением операции над объектом r транзакция T1 проверяет, не закончилась ли транзакция T, пометившая этот объект. 1 - Если T закончилась, T1 помечает объект r и выполняет свою операцию. 2 - Если транзакция T не завершилась, то T1 проверяет конфликтность операций. Если операции неконфликтны, при объекте r остается или проставляется временная метка с меньшим значением, и транзакция T1 выполняет свою операцию. 3 - Если операции T1 и T конфликтуют, то если t(T)> t(T1) (т.е. транзакция T является более "молодой", чем T), производится откат T и T1 продолжает работу. 4 - Если же t(T) <t(T1) (T "старше" T1), то T1 получает новую временную метку и начинается заново.  **Механизм выделения версий данных:**  1 Для каждой транзакции записывается текущий системный номер (SCN); чем позже начата транзакция, тем он больше.  2 При записи страниц данных фиксируется SCN транзакции, производившей запись. Этот номер ставится текущим в системе данных.  3 Если транзакция А читает страницу данных, то SCNа сравнивается с SCNp, читающей со страницы данных.  4 Если SCNp <= SCNa то транзакция читает эту страницу  5 Если SCNa<SCNp это означает, что некоторая транзакция В, начавшаяся позже транзакции А успела изменить и сейчас изменяет данные страницы. В этом случае транзакция А просматривает журнал транзакции назад в поиске первой записи об изменении нужной страницы данных с SCNa<SCNp. Найдя такую запись транзакция А использует старый вариант данных страницы. | **16) Виды восстановления данных. Индивидуальный откат транзакции. Восстановление после жесткого сбоя. Восстановление после мягкого сбоя.**  Восстановление БД должно проводиться в следующих видах:  **- Индивидуальный откат**: откат транзакции может быть инициирован самой транзакцией путем подачи команды Rollback или системой. СУБД может инициировать откат транзакции в случае ошибки или при разрешении тупиковой ситуации  **- Мягкий сбой системы** (аварийный отказ ПО). Характеризуется утратой оперативной памяти, при этом поражаются выполняющиеся на момент сбоя транзакции, теряется содержимое буферов БД, но данные, хранящиеся на диске, остаются неповрежденными. Мягкий сбой может произойти по факту отключения питания.  **- Жесткий сбой системы** (аварийный отказ аппаратуры). Характеризуется повреждением внешних носителей памяти.  **Индивидуальный откат транзакции:**  Все записи в журнале от данной транзакции связываются в обратный список. Началом списка для не закончившихся транзакций является запись о последнем изменении БД, произведенном данной транзакцией. Для закончившихся транзакций (индивидуальные откаты которых уже невозможны) началом списка является запись о конце транзакции, которая обязательно вытолкнута во внешнюю память журнала. Концом списка всегда служит 1ая запись об изменении БД, произведенном данной транзакцией. Каждой записи проставляется уникальный ID транзакции, чтобы можно было восстановить прямой список записей об изменениях БД данной транзакцией.  1 Просматривается список записей, сделанных данной транзакцией в журнале транзакций.  2 Выбирается очередная запись из списка данной транзакции.  3 Выполняется противоположная по смыслу операция: вместо INSERT - DELETE.  4 Любая из операций журнализуются.  5 При успешном завершении отката в журнал заносится запись о конце транзакции.  **Восстановление системы после мягкого сбоя** осуществляется как часть процедуры перезагрузки системы.  1 Создаются 2 списка транзакций Undo и Redo. В Undo заносятся транзакции из последней записи контрольной точки. Redo остаются пустым  2 Начиная с записи контрольной точки, просматривается вперед журнал транзакции и если в журнале обновится запись о начале транзакции, то она добавится в список Undo.  3 Если в журнале обновится запись Commit об окончании транзакции, то она добавится в список Redo.  4 При достижении конца журнала транзакции списки анализируются. Из списка Undo удаляются транзакции, попавшие в список Redo.  5 Система просматривает журнал транзакции назад с момента контрольной точки, открывает транзакции из списка Undo. Система просматривает журнал транзакции вперед с контрольной точки и повторно выполняет все операции транзакции из списка Redo.  **Жесткий сбой**  БД на диске нарушается физически. Основой восстановления являются журнал транзакций и **архивная копия БД**. Архивная копия базы данных должна создаваться периодически, а именно с учетом скорости наполнения журнала транзакций.  Восстановление начинается с обратного копирования базы данных из архивной копии. Затем просматривается журнал для выполнения в прямом направлении всех транзакций, которые успешно завершаются до сбоя. Нет необходимости отката транзакций, прерванных в результате сбоя, т.к. их нет в резервной копии.  Наиболее плохим случаем является ситуация, когда разрушены физически и база данных, и журнал транзакций. В этом случае единственное, что можно сделать - это восстановить состояние базы данных на момент последнего резервного копирования. Для того чтобы не допустить возникновение такой ситуации, базу данных и журнал транзакций обычно располагают на *физически* разных дисках, управляемых физически разными контроллерами. |