1.Файл, файловая система. Особенности организации устройств внешней памяти на магнитных дисках. Структуры файлов на дисках. Классификация файловых систем. Основные подходы к защите файловых систем.

С точки зрения прикладной программы файл — это именованная область внешней памяти, в которую можно записывать и из которой можно считывать данные. Система управления файлами берет на себя распределение внешней памяти, отображение имен файлов в соответствующие адреса внешней памяти и обеспечение доступа к данным.

Термин файловая система (file system) используется для обозначения программной системы, управляющей файлами, и архива файлов, хранящегося во внешней памяти.

Изолированные файловые системы — каждый архив файлов (полное дерево каталогов) целиком располагался на одном дисковом пакете или логическом диске (как на винде), полное имя файла начинается с имени дискового устройства.

Централизованная (как в Multics) — обеспечивалась возможность представлять всю совокупность каталогов и файлов в виде единого дерева. Полное имя файла начиналось с имени корневого каталога, и пользователь не обязан был заботиться об установке на дисковое устройство каких-либо конкретных дисков (то есть один файл мог быть разнесен на диск, дискету и два винта).

Смешанная (*nix) — создается файловая система, а потом еще используется mount для подсоединения других устройств со своими файловыми каталогами.

Защита при многопользовательском режиме: мандатный и дискреционный подходы. Мандатный: каждый пользователь имеет отдельный мандат для работы с каждым файлом или не имеет его, много дополнительной информации.

Дискреционный — каждому зарегистрированному пользователю соответствует пара целочисленных идентификаторов: идентификатор группы, к которой относится пользователь, и его собственный идентификатор. Соответственно, при каждом файле хранится полный идентификатор пользователя (собственный идентификатор плюс идентификатор группы), который создал этот файл, и помечается, какие действия с файлом может производить он сам, какие действия с файлом доступны для остальных пользователей той же группы и что могут делать с файлом пользователи других групп. Для каждого файла контролируется возможность выполнения трех действий: чтение, запись и выполнение. Собственно, так в *nix.

Магнитные диски

Магнитный диск - это устройство внешней памяти с несколькими магнитными поверхностями и подвижными головками чтения/записи. Также предусматривалась возможность замены дискового пакета на устройстве.

Появление магнитных дисков стало революцией в истории вычислительной техники. Требования к внешней памяти со стороны бизнес-приложений были удовлетворены, т.к. эти устройства памяти:

- обладали существенно большей емкостью, чем магнитные барабаны
- обеспечивали удовлетворительную скорость доступа к данным в режиме случайного доступа
- позволяли иметь архив данных практически неограниченного объема за счёт возможности смены дискового пакета на устройстве

При выполнении обмена с диском аппаратура выполняет три основных действия:

- подвод головок к нужному цилиндру (время выполнения - $t_{\text{подвод}}$)
- поиск на дорожке нужного блока (время выполнения - $t_{\text{поиск}}$)
- обмен с этим блоком (время выполнения - $t_{\text{обмен}}$)

Механическое перемещение головок не может происходить слишком быстро, т.к. они начинают колебаться при резком останавливании, и необходимо ждать пока эти колебания затухнут. В среднем переместить головку нужно на половину радиуса поверхности.

Для поиска блока на дорожке пакета магнитных дисков в среднем прокручивается на половину длины внешней окружности. Скорость вращения диска может быть существенно больше скорости перемещения головок, но она ограничена характеристиками материала.

Для выполнения обмена нужно прокрутить пакет дисков всего лишь на угловое расстояние, соответствующее размеру блока.

В связи с этим, как правило, $t_{\text{подвод}} \geq t_{\text{поиск}} \geq t_{\text{обмен}}$. Причём подвод головок сильно длительнее времени поиска блока. Поэтому существенный выигрыш при считывании только части блока получить невозможно.

Структуры файлов

Во многих современных компьютерах основными устройствами внешней памяти являются магнитные диски с подвижными головками. Аппаратура магнитных дисков допускает выполнение обмена с дисками порциями данных произвольного размера (в том числе всего несколько байт). Однако возможность обмена порциями меньше одного блока в настоящее время не используется.

Это связано с тем, что считывание только части блока не приводит к существенному выигрышу времени обмена. Также для работы с частями блоков необходимо со стороны операционной системы (ОС) обеспечивать работу с буферами оперативной памяти произвольного размера. Но это бы приводило к внешней фрагментации памяти: в памяти существует много свободных фрагментов, размер которых в сумме больше любого требуемого буфера, но каждый отдельный свободный промежуток меньше требуемого. Для разрешения внешней фрагментации нужно выполнить дорогостоящую операцию сжатия памяти - сдвига всех фрагментов вместе, чтобы они располагались вплотную друг к другу.

Таким образом, с точки зрения современных ФС файл представляет собой набор последовательно нумеруемых логических блоков, которые отображаются на физические блоки диска (рис. 4). Размер логического блока файла совпадает с размером физического блока диска или кратен ему. Обычно размер логического блока выбирается равным размеру страницы виртуальной памяти, поддерживаемой аппаратурой компьютера совместно с ОС. Исторически существует два основных представления файлов.

2. Области применения файловых систем. Требования к базам данных со стороны информационных систем: согласованность данных, языки запросов, восстановление согласованного состояния после сбоев, реальный режим мультидоступа.

Области разумного применения файлов

Чаще всего файлы используются для хранения текстовых данных: документов, текстов программ и т.д. Такие файлы обычно создаются и модифицируются с помощью различных текстовых редакторов. Эти редакторы могут быть очень простыми или многофункциональными, но обычно структура текстовых файлов очень проста (с точки зрения ФС): это либо последовательность записей, содержащих строки текста, либо последовательность байтов, среди которых встречаются специальные символы (например, символы конца строки). Сложность логической структуры текстового файла определяется текстовым редактором, но в любом случае файловая система её не знает.

3. СУБД. Основные функции СУБД. Типовая организация современной СУБД.

СУБД (система управления базами данных) — информационная система, которая обеспечивает сторонним программам доступ к структурированным данным, обеспечивая при этом некоторые функции:

управление логической согласованностью и целостностью данных во внешней памяти;

управление буферами оперативной памяти (работать напрямую с внешним дисковым устройством долго);

управление транзакциями (с определенными свойствами, вопрос 3);

журнализация и восстановление БД после сбоев;

поддержание языков БД (универсальный язык запросов, который может быть использован из внешней программы и позволит не углубляться во внутреннюю структуру хранения данных, например SQL).

Типовая организация современной 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.

Основной функцией компилятора языка БД является компиляция операторов языка БД в некоторую выполняемую 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.

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.

4. Классификация СУБД. Файл-серверные, клиент-серверные и встраиваемые СУБД.

Классификация по модели данных

Прежде всего, СУБД различаются по модели данных, которая определяет архитектуру, структуры данных, методы работы с данными этой СУБД. Бывают:

- сетевые
- иерархические
- реляционные (и SQL-ориентированные)
- объектно-ориентированные
- XML-ориентированные и другие

Файл-серверные, клиент-серверные и встраиваемые СУБД

В файл-серверных СУБД (Informix SE, Microsoft Access и т.д.) БД хранится на специализированном файл-сервере, а СУБД запускается на каждом клиенте. Как правило такая архитектура используется внутри локальной сети. Так как клиенты ничего друг про друга не знают, то синхронизация многопользовательского доступа реализуется на файл-сервере. Понятно, что многопользовательская синхронизация в этом случае будет на уровне ФС, что влечёт блокировки файлов. Более того, сервер только хранит данные, и не занимается их обработкой, следовательно ответ от такого файл-сервера будет в виде блока данных для каждого запроса. Из-за этого ощущается нагрузка на сеть при большом числе клиентов. Такая организация довольно старая и пригодна только при небольшом количестве клиентов (до нескольких десятков).

В клиент-серверных СУБД (Oracle, DB2, PostgreSQL и т.д.) все основные компоненты СУБД выполняются на отдельном сервере БД, и на нём же хранится БД. На клиенте находится интерфейсная (клиентская) часть СУБД и выполняется код приложения. Плюсом такой архитектуры является оптимизации на стороне клиента: всю работу с БД осуществляет сервер, по сети передаётся только обработанный ответ небольшого размера. Недостатком такой архитектуры является зависимость клиентов от сервера БД. В случае неисправности которого, ни один клиент не сможет работать с БД.

Также существенным недостатком клиент-серверных СУБД является необходимость установления прямого соединения между клиентским компьютером и сервером БД. Существует трёхзвенная клиент-серверная архитектура, которая добавляет дополнительный вспомогательный сервер приложений - прослойку между клиентами и сервером БД, который выполняет код приложения. Это позволяет полностью изолировать клиентов от конкретной БД и вся логика работы с БД ложится на плечи вспомогательного сервера. Трёхзвенная архитектура помимо повышения уровня безопасности трёхзвенная архитектура позволяет более гибко модернизировать приложения. При модернизации не нужно закачивать обновления в клиенты. Достаточно обновить только сервер приложений.

Стоит отметить, что клиент-серверная архитектура подразумевает работу с БД на слабых клиентских устройствах, но, в действительности, из года в год производительность компьютерной техники только увеличивается. Получается, что сеть загружена меньше, но вычислительные возможности клиентов не реализуют своих возможностей полностью.

Встраиваемые СУБД (BerkeleyDB, SQlite и т.д.) встраиваются в код приложений (информационные системы; клиенты) и полностью выполняется на том же компьютере и даже в том же процессе. Как правило это библиотека, которая подключается в код программы и позволяет использовать функции СУБД прямо внутри программы. Главная проблема здесь в незащищенности БД от клиента. Встраиваемые СУБД успешно применяются в Интернет- и мобильных приложениях.

5. Классификация СУБД. СУБД, хранящие данные во внешней памяти, и СУБД, сохраняющие данные в основной памяти (in-memory).

Классификация по модели данных

Прежде всего, СУБД различаются по модели данных, которая определяет архитектуру, структуры данных, методы работы с данными этой СУБД. Бывают:

- сетевые
- иерархические
- реляционные (и SQL-ориентированные)
- объектно-ориентированные
- XML-ориентированные и другие

Классификация по месту хранения БД

СУБД могут хранить данные во внешней памяти, и СУБД, сохраняющие данные в ОП (in-memory).

Исторически подавляющее большинство СУБД хранит БД во внешней памяти. В этом случае хранилище внешней памяти доступно СУБД через системные вызовы операционной системы и структурировано в виде блоков. Нужный блок из внешней памяти буферизуется в ОП, где с блоком происходит дальнейшая работа.

In-memory СУБД располагают всю БД в ОП и использует внешнюю память для обеспечения долговременности транзакций. За счёт расположения БД в ОП достигается очень большая скорость работы с БД (на 4 порядка выше по сравнению с магнитными дисками). Существует несколько подходов к организации in-memory СУБД:

- Внешняя память вообще не используется, а надёжность достигается за счёт хранения реплик БД в разных узлах кластерной системы
- БД хранится целиком в ОП, а журнал изменений во внешней памяти
- Самым популярным вариант, при котором БД хранится целиком и в ОП, и во внешней памяти, однако операция чтения происходит из ОП, а запись - в обе

Стоит добавить, что появление SSD накопителей качественно изменило ситуацию, и теперь разница в скорости доступа между внешней памятью на SSD и ОП составляет всего 2 порядка. Работы по увеличению скорости внешней памяти активно ведутся и сегодня, поэтому, может быть, со временем устройства внешней памяти сравняются по скорости с ОП (или ОП станет энергонезависимой). Это бы принесло существенное увеличение производительности, сделав СУБД одноуровневой (только ОП, или только внешняя память) и сохранив надежность и долговременность хранения данных.

6. Классификация СУБД. Однопроцессорные, параллельные с общей памятью, параллельные с общими дисками и параллельными без использования общих ресурсов СУБД.

Классификация по типу параллельности

По типу параллельности СУБД бывают:

- однопроцессорные
- параллельные с общей памятью (shared-everything)
- параллельные с общими дисками (shared-disks)
- параллельные без использования общих ресурсов (shared-nothing)

Однопроцессорные СУБД не используют аппаратные возможности параллелизма и выполняются на одном процессоре (в частности, на одном одноядерном процессоре). До появления многоядерных процессоров такие СУБД были распространены, поскольку многопроцессорные компьютеры с общей памятью были слишком дороги и малодоступны.

Параллельные СУБД с общей памятью (Oracle, DB2) поддерживались ведущими компаниями с 1980-х гг., но стали массово распространенными только после появления многоядерных процессоров. Параллельные СУБД этого класса обеспечивают межзапросный (inter-query) или внутризапросный (intra-query) параллелизм с использованием нескольких ядер (или аппаратных потоков). Наличие общей памяти позволяет избежать пересылок данных, но требует применения сложной синхронизации.

Один из подходов, направленный на упрощение архитектуры такой СУБД, и уменьшением затрат на работу с общей памятью был реализован компанией Oracle. Допустим, имеется N ядер. Одно ядро объявляется управляющим, и оно отвечает за компиляцию запросов, а также планирует выполнение уже скомпилированных запросов на других ядрах. Все оставшиеся ядра работают обработчиками запросов.

Такой подход обеспечивает практически линейный прирост производительности при росте числа ядер. Однако здесь остаётся тонким вопрос синхронизации данных, требующий отдельного внимания.

В будущем параллельные СУБД получат качественный прирост в производительности за счёт энергонезависимой ОП и возникновения процессоров с очень большим числом ядер.

Параллельные СУБД с общими дисками (Oracle Real Application Cluster) работают на кластерах и имеют общую дисковую подсистему, в которой хранится БД. Т.е. все узлы кластера имеют собственную ОП, но общие диски внешней памяти. Эта архитектура сильно похожа на файл-серверную архитектуру, однако общие диски - это не файловые хранилища, а отдельные аппаратно-программные решения, которые работают с узлами не на уровне блоков, а выполняют части запросов. Таким образом обеспечивается межзапросный или внутризапросный параллелизм.

Параллельные СУБД без использования общих ресурсов (Greenplum, Vertica) работают на кластерах, но каждый узел со своим разделом БД. Для этого при компиляции запросов каждый запрос разбивается на части, адресуемые к соответствующему узлу кластера. Результат запроса получается объединением частичных результатов с узлов. На сегодняшний день считается, что именно shared-nothing архитектура обеспечивает наилучшее горизонтальное масштабирование при росте объема данных (для решения проблемы BigData в области аналитики).

Но в такой архитектуре возникает очень важная проблема разбиения БД по узлам кластера. Как разделить узлы, чтобы в среднем любой запрос выполнялся наиболее быстро?

Так как при обработке части запроса на конкретном узле, всё равно требуется обращение к другим узлам, то необходимо такое разбиение кластера, чтобы число таких связей в кластере было минимальным.

Известно, что задача такого разбиения NP-полная, т.е. решения, кроме полного перебора всех вариантов, не существует. Конечно, существуют эвристические подходы к организации shared-nothing систем, которые работают на конкретных запросах и конкретных данных, но никто не гарантирует надёжности стабильной работы системы при других данных и запросах.

Допустим, что задача разбиения N узлов по кластеру решена. Однако параллельные СУБД предполагают горизонтальное масштабирование. Другими словами, при добавлении нового N+1-го узла нужно получить новое разбиение кластера и перераспределить данные между узлами (согласно новому разбиению). Эта процедура перераспределения очень вычислительно сложная, и связанная с этим недоступность БД во время перераспределения просто недопустима для реального бизнеса.

7. Транзакции. Свойства ACID. Сериализация транзакций. (на выброс – в конце детально транзакции будут рассматриваться)

Транзакция - это последовательность операций над БД, рассматриваемых СУБД как единое целое. Либо транзакция успешно выполняется, и СУБД фиксирует (COMMIT) изменения БД, произведенные этой транзакцией, во внешней памяти, либо ни одно из этих изменений никак не отражается на состоянии БД. Понятие транзакции необходимо для поддержания логической целостности БД.

ACID описывает требования к транзакционным системам. Атомарность — транзакция не может быть выполнена частично. Согласованность — после транзакции система должна остаться в согласованном состоянии (ограничения ссылок, типов, более сложные ограничения (например, сумма столбца равна заданному числу)). Изолированность — другие процессы не должны видеть данные в промежуточном состоянии. Долговечность — если пользователь получил подтверждение о выполнении, транзакция не будет отменена.

Под сериализацией параллельно выполняющихся транзакций понимается такой порядок планирования их работы, при котором суммарный эффект смеси транзакций эквивалентен эффекту их некоторого последовательного выполнения. Сериальный план выполнения смеси транзакций — такой план, который приводит к сериализации транзакций.

8.Надежность СУБД. Классификация сбоев. Журнализация. Уровни журнализации. Типичные схемы использования журнала. (возможно на выброс, если успею подготовить журнализацию на физическом уровне)

Одним из основных требований к СУБД является надежность хранения данных во внешней памяти. Под надежностью хранения понимается то, что СУБД должна быть в состоянии восстановить последнее согласованное состояние БД после любого аппаратного или программного сбоя. Обычно рассматриваются два возможных вида аппаратных сбоев: так называемые мягкие сбои, которые можно трактовать как внезапную остановку работы компьютера (например, аварийное выключение питания), и жесткие сбои, характеризуемые потерей информации на носителях внешней памяти. Примерами программных сбоев могут быть: аварийное завершение работы СУБД (по причине ошибки в программе или в результате некоторого аппаратного сбоя) или аварийное завершение пользовательской программы, в результате чего некоторая транзакция остается незавершенной. Первую ситуацию можно рассматривать как особый вид мягкого аппаратного сбоя; при возникновении последней требуется ликвидировать последствия только одной транзакции.

Журнал - это особая часть БД, недоступная пользователям СУБД и поддерживаемая с особой тщательностью (иногда поддерживаются две копии журнала, располагаемые на разных физических дисках), в которую поступают записи обо всех изменениях основной части БД.

Уровни журнализации. В разных СУБД изменения БД журнализуются на разных уровнях: иногда запись в журнале соответствует некоторой логической операции изменения БД (например, операции удаления строки из таблицы реляционной БД), иногда — минимальной внутренней операции модификации страницы внешней памяти; в некоторых системах одновременно используются оба подхода.

Основная идея журнализации. Во всех случаях придерживаются стратегии "упреждающей" записи в журнал (так называемого протокола Write Ahead Log - WAL). Грубо говоря, эта стратегия заключается в том, что запись об изменении любого объекта БД должна попасть во внешнюю память журнала раньше, чем измененный объект попадет во внешнюю память основной части БД. Известно, что если в СУБД корректно соблюдается протокол WAL, то с помощью журнала можно решить все проблемы восстановления БД после любого сбоя.

Типичные схемы использования журнала. Индивидуальный откат транзакции (очевидно). При мягком сбое во внешней памяти основной части БД могут находиться объекты, модифицированные транзакциями, не закончившимися к моменту сбоя, и могут отсутствовать объекты, модифицированные транзакциями, которые к моменту сбоя успешно завершились (по причине использования буферов оперативной памяти, содержимое которых при мягком сбое пропадает). При соблюдении протокола WAL во внешней памяти журнала должны гарантированно находиться записи, относящиеся к операциям модификации обоих видов объектов. Целью

процесса восстановления после мягкого сбоя является состояние внешней памяти основной части БД, которое возникло бы при фиксации во внешней памяти изменений всех завершившихся транзакций и которое не содержало бы никаких следов незаконченных транзакций. Для того, чтобы этого добиться, сначала производят откат незавершенных транзакций (undo), а потом повторно воспроизводят (redo) те операции завершенных транзакций, результаты которых не отображены во внешней памяти. Этот процесс содержит много тонкостей, связанных с общей организацией управления буферами и журналом. Более подробно мы рассмотрим это в соответствующей лекции.

Для восстановления БД после жесткого сбоя используют журнал и архивную копию БД. Грубо говоря, архивная копия - это полная копия БД к моменту начала заполнения журнала (имеется много вариантов более гибкой трактовки смысла архивной копии). Конечно, для нормального восстановления БД после жесткого сбоя необходимо, чтобы журнал не пропал. Как уже отмечалось, к сохранности журнала во внешней памяти в СУБД предъявляются особо повышенные требования. Тогда восстановление БД состоит в том, что исходя из архивной копии по журналу воспроизводится работа всех транзакций, которые закончились к моменту сбоя. В принципе, можно даже воспроизвести работу незавершенных транзакций и продолжить их работу после завершения восстановления. Однако в реальных системах это обычно не делается, поскольку процесс восстановления после жесткого сбоя является достаточно длительным.

9. Ранние дореляционные подходы к организации баз данных.

Эти системы активно использовались в течение многих лет, дольше, чем используется какая-либо из реляционных СУБД. На самом деле некоторые из ранних систем используются даже в наше время, накоплены громадные базы данных, и одной из актуальных проблем информационных систем является использование этих систем совместно с современными системами.

Все ранние системы не основывались на каких-либо абстрактных моделях. Как мы упоминали, понятие модели данных фактически вошло в обиход специалистов в области БД только вместе с реляционным подходом. Абстрактные представления ранних систем появились позже на основе анализа и выявления общих признаков у различных конкретных систем.

В ранних системах доступ к БД производился на уровне записей. Пользователи этих систем осуществляли явную навигацию в БД, используя языки программирования, расширенные функциями СУБД. Интерактивный доступ к БД поддерживался только путем создания соответствующих прикладных программ с собственным интерфейсом.

Можно считать, что уровень средств ранних СУБД соотносится с уровнем файловых систем примерно так же, как уровень языка Кобол соотносится с уровнем языка Ассемблера. Заметим, что при таком взгляде уровень реляционных систем соответствует уровню языков Ада или APL.

Не было оптимизации поиска/доступа. Навигационная природа ранних систем и доступ к данным на уровне записей заставляли пользователя самого производить всю оптимизацию доступа к БД, без какой-либо поддержки системы.

После появления реляционных систем большинство ранних систем было оснащено "реляционными" интерфейсами. Однако в большинстве случаев это не сделало их по-настоящему реляционными системами, поскольку оставалась возможность манипулировать данными в естественном для них режиме.

Системы, основанные на инвертированных списках (например, Datacom/DB, Adabas) . База данных, организованная с помощью инвертированных списков, похожа на реляционную БД, но с тем отличием, что хранимые таблицы и пути доступа к ним видны пользователям. При этом:

Строки таблиц упорядочены системой в некоторой физической последовательности.

Физическая упорядоченность строк всех таблиц может определяться и для всей БД (так делается, например, в Datacom/DB).

Для каждой таблицы можно определить произвольное число ключей поиска, для которых строятся индексы. Эти индексы автоматически поддерживаются системой, но явно видны пользователям.

Общие правила определения целостности БД отсутствуют (возлагается на прикладную программу).

Явное оперирование с адресами в памяти

операции типа «найти первую запись», «найти следующую запись», те же, только с условиями «найти следующую, для которой значение равно чему-то» или «найти следующую, для которой значение больше чего-то», а также операции «взять», «изменить», «удалить»

Иерархические системы (например, Information Management System (IMS)). Строится что-то типа дерева (нециклический граф), есть запись-предок (отдел), для нее может вводится «связь» с записями-потомками, их может быть несколько (служащие отдела), или одна (руководитель), для дерева БД определен полный порядок обхода — сверху-вниз, слева-направо, взятия, изменения, удаления, гарантируется целостность в том плане, что у каждого потомка есть один родитель.

Сетевые системы (например, Integrated Database Management System (IDMS)) . Расширение иерархического подхода. Тоже «связи», но граф может быть циклическим. Сетевая БД состоит из набора записей и набора связей между этими записями, а если говорить более точно, из набора экземпляров каждого типа из заданного в схеме БД набора типов записи и набора экземпляров каждого типа из заданного набора типов связи. Тип связи определяется для двух типов записи: предка и потомка. Экземпляр типа связи состоит из одного экземпляра типа записи предка и упорядоченного набора экземпляров типа записи потомка. Для данного типа связи L с типом записи предка P и типом записи потомка C должны выполняться следующие два условия:

Каждый экземпляр типа P является предком только в одном экземпляре L;

Каждый экземпляр C является потомком не более, чем в одном экземпляре L.

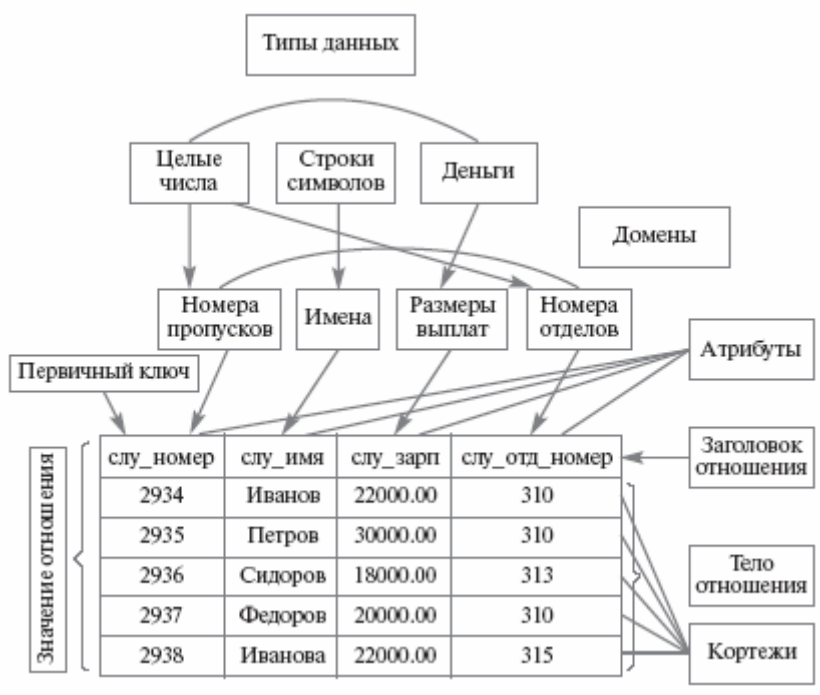
10.Базовые понятия реляционной модели данных. Ключи. Неопределенные значения. Фундаментальные свойства отношений. Ссылочная целостность в реляционной модели и способы ее поддержания.

К числу достоинств реляционного подхода можно отнести:

наличие небольшого набора абстракций, которые позволяют сравнительно просто моделировать большую часть распространенных предметных областей и допускают точные формальные определения, оставаясь интуитивно понятными;

наличие простого и в то же время мощного математического аппарата, опирающегося главным образом на теорию множеств и математическую логику и обеспечивающего теоретический базис реляционного подхода к организации баз данных;

возможность ненавигационного манипулирования данными без необходимости знания конкретной физической организации баз данных во внешней памяти.



Тип данных — некая база, как в языках программирования (целые числа, строки), множество значений, над которыми определены операции, а также представление этих чисел при выводе (литералы).

Домены — подтипы, наследованы от типов, имеют некоторые ограничения. Семантически: данные сравнимы, если они в одном домене. Наиболее правильной интуитивной трактовкой понятия домена является понимание домена как допустимого потенциального множества значений данного типа.

Схема отношения (заголовок отношения, отношение-схема) Hr — конечное именованное множество пар {имя атрибута, имя домена (или типа, если понятие домена не поддерживается)}. Степень или "арность" схемы отношения — мощность этого множества. Степень отношения СОТРУДНИКИ равна четырем, то есть оно является 4-арным.

Кортеж, соответствующий данной схеме отношения tr(Hr) — множество пар {имя атрибута, значение}, которое содержит одно вхождение каждого имени атрибута, принадлежащего схеме отношения. "Значение" является допустимым значением домена данного атрибута (или типа данных, если понятие домена не поддерживается). Тем самым, степень или "арность" кортежа, т.е. число элементов в нем, совпадает с "арностью" соответствующей схемы отношения. Попросту говоря, кортеж — это набор именованных значений заданного типа.

Отношение (тело отношения) — это множество кортежей, соответствующих одной схеме отношения.

Эволюция схемы базы данных — определение новых и изменение существующих схем отношения.

Реляционная база данных — набор отношений, имена которых совпадают с именами схем отношений в схеме БД.

Первичный ключ (формальное определение) — минимальное подмножество из множества атрибутов схемы, что в любое время значение первичного ключа однозначно идентифицирует

кортеж, а любое другое собственное множество атрибутов этим свойством не обладает (в набор атрибутов первичного ключа не должны входить такие атрибуты, которые можно отбросить без ущерба для основного свойства — однозначно определять кортеж).

Значения всех атрибутов атомарны (точнее скалярны), то есть пользователь не видит структуры, а оперирует только заданными для типов (доменов) операциями. Например, даже если мы присваиваем фотографии, пользователь делает это одной операцией, не задумываясь о том, как данные храняться. являются атомарными

1НФ — первая нормальная форма: таблица находится в первой нормальной форме (1НФ) тогда и только тогда, когда ни одна из ее строк не содержит в любом своем поле более одного значения и ни одно из ее ключевых полей не пусто. Нормализация — процесс разбиения на разные подтаблицы, чтобы выполнить эти свойства. Например, таблица по отделам, где в каждом поле стоит список служащих — не нормализована, нормализована, если есть список служащих, и для каждого указан номер отдела. В реляционных базах данных допускаются только нормализованные отношения или отношения, представленные в первой нормальной форме.

Внешний ключ — ссылка на другой кортеж, реализуемая указанием его уникального первичного ключа.

Требование целостности сущности (entity integrity): значение первичного ключа не может быть не определено. Что же такое не определено? Вводится NULL - неопределенное значение для любого типа данных. Для булевских вводится значение unknown.

Требование целостности по ссылкам (referential integrity): требование целостности по ссылкам, или требование внешнего ключа состоит в том, что для каждого значения внешнего ключа, появляющегося в ссылающемся отношении, в отношении, на которое ведет ссылка, должен найтись кортеж с таким же значением первичного ключа, либо значение внешнего ключа должно быть неопределенным (т.е. ни на что не указывать).

Три подхода, для поддержания целостности по ссылкам. Первый подход заключается в том, что запрещается производить удаление кортежа, на который существуют ссылки (т.е. сначала нужно либо удалить ссылающиеся кортежи, либо соответствующим образом изменить значения их внешнего ключа). При втором подходе при удалении кортежа, на который имеются ссылки, во всех ссылающихся кортежах значение внешнего ключа автоматически становится неопределенным. Наконец, третий подход (каскадное удаление) состоит в том, что при удалении кортежа из отношения, на которое ведет ссылка, из ссылающегося отношения автоматически удаляются все ссылающиеся кортежи.

11.Реляционная алгебра Кодда. Перечислить все операции. Приоритет операций. Замкнутость реляционной алгебры.

Отношения, с которыми идет работа в реляционных БД, являются множествами. У Кодда появилась идея составить на них алгебру. Есть общие операции (теоретико-множественные), а есть специальные (реляционные операции). Везде вместо «отношение» ∫ «тело отношения» можно читать «таблица», так проще понять.

В состав теоретико-множественных операций входят операции:

Объединение (UNION) двух отношений с одинаковыми заголовками производится отношение, включающее все кортежи, которые входят хотя бы в одно из отношений-операндов (таблица из строк первой и второй таблицы).

Пересечение (INTERSECT) двух отношений с одинаковыми заголовками производит отношение, включающее все кортежи, которые входят в оба отношения-операнда.

Разность (MINUS) двух отношений с одинаковыми заголовками, включает все кортежи, входящие в отношение-первый операнд, такие, что ни один из них не входит в отношение, которое является вторым операндом.

Декартово произведение (TIMES) двух отношений, пересечение заголовков которых пусто, производится отношение, кортежи которого производятся путем объединения кортежей первого и второго операндов (сливаются столбцы).

Специальные реляционные операции включают:

Ограничение (WHERE) отношения по некоторому условию является отношение, включающее кортежи отношения-операнда, удовлетворяющее этому условию.

Проекции (PROJECT) отношения на заданное подмножество множества его атрибутов производится отношение, кортежи которого являются соответствующими подмножествами кортежей отношения-операнда.

Соединение (JOIN) двух отношений по некоторому условию образуется результирующее отношение, кортежи которого производятся путем объединения кортежей первого и второго отношений и удовлетворяют этому условию. Заметим также, что в практических реализациях соединение обычно не выполняется именно как ограничение декартого произведения. Имеются более эффективные алгоритмы, гарантирующие получение такого же результата.

Реляционное деление (DIVIDE BY) имеет два операнда — бинарное и унарное отношения. Результирующее отношение состоит из унарных кортежей, включающих значения первого атрибута кортежей первого операнда таких, что множество значений второго атрибута (при фиксированном значении первого атрибута) включает множество значений второго операнда.

Дополнительно:

Переименование (RENAME) производит отношение, тело которого совпадает с телом операнда, но имена атрибутов изменены.

Присваивание (:=) позволяет сохранить результат вычисления реляционного выражения в существующем отношении БД.

Приоритеты:

RENAME $\geq$ WHERE = PROJECT $\geq$ TIMES = JOIN = INTERSECT = DIVIDE BY $\geq$ UNION = MINUS Алгебра не является замкнутой в математическом смысле (например, TIMES в случае одинаковых заголовков не является отношением). Но применение операции RENAME позволяет использовать алгебру Кодда почти как замкнутую алгебру.

Реляционное деление: объяснение для людей. Пусть заданы два отношения - A с заголовком {a1, a2, ..., an, b1, b2, ..., bm} и B с заголовком {b1, b2, ..., bm}. Будем считать, что атрибут bi отношения A и атрибут bi отношения B не только обладают одним и тем же именем, но и определены на одном и том же домене. Назовем множество атрибутов {aj} составным атрибутом a, а множество атрибутов {bj} - составным атрибутом b. После этого будем говорить о реляционном делении бинарного отношения A(a,b) на унарное отношение B(b).

Результатом деления A на B является унарное отношение C(a), состоящее из кортежей v таких, что в отношении A имеются кортежи <v, w> такие, что множество значений {w} включает множество значений атрибута b в отношении B.

Предположим, что в базе данных сотрудников поддерживаются два отношения: СОТРУДНИКИ (ИМЯ, ОТД_НОМЕР) и ИМЕНА (ИМЯ), причем унарное отношение ИМЕНА содержит все фамилии, которыми обладают сотрудники организации. Тогда после выполнения операции реляционного деления отношения СОТРУДНИКИ на отношение ИМЕНА будет получено унарное отношение, содержащее номера отделов, сотрудники которых обладают всеми возможными в этой организации именами.

12.Реляционная алгебра Кодда. Теоретико-множественные операции. Совместимость отношений по объединению и по расширенному декартовому произведению.

Теоретико-множественные операции: объединение (UNION), пересечение (INTERSECT), разность (MINUS) и декартово произведение (TIMES). Два отношения совместимы по объединению в том и только в том случае, когда обладают одинаковыми заголовками (схемами отношений). Более точно, это означает, что в заголовках обоих отношений содержится один и тот же набор имен атрибутов, и одноименные атрибуты определены на одном и том же домене. Тогда к ним можно применять объединение и получить правильное отношение. Иначе – нет. Но если типы одни и те же, а только названия полей отличаются, то можно применить RENAME.

Два отношения совместимы по взятию расширенного декартова произведения в том и только в том случае, если пересечение множеств имен атрибутов, взятых из их схем отношений, пусто. Любые два отношения всегда могут стать совместимыми по взятию декартова произведения, если применить операцию переименования к одному из этих отношений.

13.Реляционная алгебра Кодда. Специальные реляционные операции.

Подробнее — вопрос 7. Ограничение, пример: СЛУЖАЩИЕ_В_ПРОЕКТЕ_1 WHERE (СЛУ_ЗАРП > 20000.00 AND (СЛУ_ОТД_НОМ = 310 OR СЛУ_ОТД_НОМ = 315)).

Проекция (возвращает не всю таблицу (отношение), а только часть ее): PROJECT СЛУЖАЩИЕ_В_ПРОЕКТЕ_1 {СЛУ_ОТД_НОМ} – вернет отношение с одним полем «СЛУ_ОТД_НОМ».

Соединение: берем два отношения, строим их декартово произведение, к нему применяем условие. Пример: СЛУЖАЩИЕ JOIN ПРОЕКТЫ WHERE (СЛУ_ЗАРП > ПРО_ЗАРП). В результате будут поля из таблицы СЛУЖАЩИЕ и ПРОЕКТЫ, и строки, которые удовлетворяют условию.

Реляционное деление: есть два отношения, в них есть пересекающиеся поля в заголовке (например, отношение СЛУЖАЩИЕ и ПРОЕКТЫ и домен НОМЕРА_ПРОЕКТОВ). В результате СЛУЖАЩИЕ DIVIDE BY НОМЕРА_ПРОЕКТОВ получим тех служащих, которые участвуют в перечисленных проектах (1 или 2).

Отношение **НОМЕРА_ПРОЕКТОВ**

ПРО_НОМ
1
2

Результат операции **СЛУЖАЩИЕ** DIVIDE BY **НОМЕРА_ПРОЕКТОВ**

СЛУ_НОМЕР	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП
2934	Иванов	22400.00
2935	Петров	29600.00

14. Реляционная алгебра A. Базовые операции подробно с примерами.

Идеи Кодда были переработаны несколько лет тому назад Дейтом и Дарвеном и была предложены новая алгебра A (притом этот алгебра в математическом смысле).

Небольшое повторение. Пусть r — отношение, A — имя атрибута отношения r, T — имя соответствующего типа (т. е. типа или домена атрибута A), v — значение типа T. Тогда:

заголовком Hr отношения r называется множество атрибутов, т.е. упорядоченных пар вида <A, T>. По определению никакие два атрибута в этом множестве не могут содержать одно и то же имя атрибута A;

кортеж tr, соответствующий заголовку Hr, — это множество упорядоченных триплетов вида <A, T, v>, по одному такому триплету для каждого атрибута в Hr;

тело Br отношения r — это множество кортежей tr. Заметим, что (в общем случае) могут существовать такие кортежи tr, которые соответствуют Hr, но не входят в Br.

Заметим, что заголовок — это множество (упорядоченных пар вида <A, T>), тело — это множество (кортежей tr), и кортеж — это множество (упорядоченных триплетов вида <A, T, v>). Элемент заголовка — это атрибут (т. е. упорядоченная пара вида <A,T>); элемент тела — это кортеж; элемент кортежа — это упорядоченный триплет вида <A, T, v>. Любое подмножество заголовка — это заголовок, любое подмножество тела — это тело, и любое подмножество кортежа — это кортеж.

Операции указываем в угловых скобках, чтобы не путать с операциями алгебры логики. Во всех формальных спецификациях exists обозначает квантор существования; exists tr означает «существует такой tr, что».

1) Реляционное дополнение. Пусть s обозначает результат операции <NOT> r. Тогда:

Hs = Hr (заголовок результата совпадает с заголовком операнда);

Bs = {ts : exists tr (tr $\notin$ Br and ts = tr) } (в тело результата входят все кортежи, соответствующие заголовку и не входящие в тело операнда).

Чтобы привести пример использования операции <NOT>, предположим, что в состав домена ДОПУСТИМЫЕ_НОМЕРА_ПРОЕКТОВ, на котором определен атрибут ПРО_НОМ отношения НОМЕРА_ПРОЕКТОВ с рисунка слева, входит всего пять значений {1, 2, 3, 4, 5}. Тогда результат операции <NOT> НОМЕРА_ПРОЕКТОВ будет таким, как показано на рисунке справа.

НОМЕРА_ПРОЕКТОВ

ПРО_НОМ
1
2

<NOT> НОМЕРА_ПРОЕКТОВ

ПРО_НОМ
3
4
5

2) Удаление атрибута. Пусть s обозначает результат операции r <REMOVE> A. Для обеспечения возможности выполнения операции требуется, чтобы существовал некоторый тип (или домен) T такой, что <A, T> $\in$ Hr (т. е. в состав заголовка отношения r должен входить атрибут A). Тогда:

Hs = Hr minus {<A, T>}, т. е. заголовок результата получается из заголовка операнда изъятием атрибута A;

Bs = {ts : exists tr exists v (tr ∈ Br and v ∈ T and <A,T,v> ∈ tr and ts = tr minus {<A,T,v>})}, т. е. в тело результата входят все кортежи операнда, из которых удалено значение атрибута A.

Фактически, берем любую таблицу (отношение), и удаляем один столбец.

3) Переименование. Пусть s обозначает результат операции r <RENAME> (A, B). Для обеспечения возможности выполнения операции требуется, чтобы существовал некоторый тип T, такой, что <A, T> ∈Hr, и чтобы не существовал такой тип T, что <B, T> ∈ Hr. (Другими словами, в схеме отношения r должен присутствовать атрибут A и не должен присутствовать атрибут B.) Тогда:

Hs = (Hr minus {<A, T>}) union {<B, T>}, т. е. в схеме результата B заменяет A;

Bs = {ts : exists tr exists v (tr ∈ Br and v ∈ T and <A, T, v> ∈ tr and ts= (tr minus {<A, T, v>}) union {<B, T, v>})}, т. е. в кортежах тела результата имя значений атрибута A меняется на B.

Фактически, берем таблицу, меняем название столбца, получаем результат.

4) Реляционная конъюнкция. Пусть s обозначает результат операции r1 <AND> r2. Для обеспечения возможности выполнения операции требуется, чтобы если <A, T1>∈Hr1 и <A, T2>∈Hr2, то T1=T2. Другими словами, если в двух отношениях-операндах имеются одноименные атрибуты, то они должны быть определены на одном и том же типе (домене). Тогда:

Hs = Hr1 union Hr2, т. е. заголовок результата получается путем объединения заголовков отношений-операндов, как в операциях TIMES и JOIN из предыдущей лекции;

Bs = { ts : exists tr1 exists tr2 ((tr1∈Br1 and tr2∈Br2) and ts = tr1 union tr2)}; обратите внимание на то, что кортеж результата определяется как объединение кортежей операндов; поэтому:

если схемы отношений-операндов имеют непустое пересечение, то операция <AND> работает как естественное соединение;

если пересечение схем операндов пусто, то <AND> работает как расширенное декартово произведение;

если схемы отношений полностью совпадают, то результатом операции является пересечение двух отношений-операндов.

Заголовок rs является объединением заголовков r1 и r2. Тело s включает каждый кортеж, соответствующий заголовку s и являющийся надмножеством некоторого кортежа из тела r1 и некоторого кортежа из тела r2. Смотрите лучше пример =)

5) Реляционная дизъюнкция. Пусть s обозначает результат операции r1 <OR> r2. Для обеспечения возможности выполнения операции требуется, чтобы если <A, T1>∈Hr1 и <A, T2>∈Hr2, то должно быть T1 = T2 (одноименные атрибуты должны быть определены на одном и том же типе). Тогда:

Hs = Hr1 union Hr2 (из схемы результата удаляются атрибуты-дубликаты);

Bs = { ts : exists tr1 exists tr2 ((tr1∈Br1 or tr2∈Br2) and ts = tr1 union tr2)}; очевидно, что при этом:

если у операндов нет общих атрибутов, то в тело результирующего отношения входят все такие кортежи ts, которые являются объединением кортежей tr1 итr2, соответствующих заголовкам отношений-операндов, и хотя бы один из этих кортежей принадлежит телу одного из операндов;

если у операндов имеются общие атрибуты, то в тело результирующего отношения входят все такие кортежи ts, которые являются объединением кортежей tr1 и tr2, соответствующих

заголовкам отношений-операндов, если хотя бы один из этих кортежей принадлежит телу одного из операндов, и значения общих атрибутов tr1 и tr2 совпадают;

если же схемы отношений-операндов совпадают, то тело отношения-результата является объединением тел операндов.

Заголовок s есть объединение заголовков r1 и r2. Тело s состоит из всех кортежей, соответствующих заголовку s и являющихся надмножеством либо некоторого кортежа из тела r1, либо некоторого кортежа из тела r2. Смотрите лучше пример =)

15.Полнота алгебры A. Определение операций алгебры Кодда через алгебру A.

Более подробно – на стр. 83-92.

Покажем, что Алгебра А является полной, т. е. на основе введенных операций выражаются все операции алгебры Кодда, рассмотренной в предыдущей лекции.

К настоящему моменту в состав базовых операций Алгебры А входят операция <REMOVE> в качестве аналога операции PROJECT, а также операция переименования атрибутов <RENAME>. UNION является частным случаем операции <OR>, TIMES, INTERSECT и NATURAL JOIN – частные случаи операции <AND>. Нам осталось показать, что через операции Алгебры А выражаются операции взятия разности MINUS, ограничения (WHERE), соединения общего вида (JOIN) и реляционного деления (DIVIDE BY).

MINUS

r1 MINUS r2 = r1 <AND> <NOT> r2.

WHERE

Для простоты будем считать, что множества значений доменов в БД ограничено значениями, содержащимися в теле отношения. Рассмотрим ограничения с простыми условиями вида(имя отношения – REL):

a comp_op const(=) Для выражения условий равенства в терминах алгебры а заводится вспомогательное отношение(CONST_REL), содержащее необходимые атрибуты и кортежи. Потом просто берется REL <AND> CONST_REL(эквивалентно REL WHERE a = const)

a comp_op const(>) Опять строим вспомогательное отношение, содержащее необходимые нам данные(они считаются ручками, да) и снова
делаем REL <AND> CONST_REL(эквивалентно REL WHERE a > const)

a comp_op const(!=) собственно, все то же самое…

a comp_op b(=) Для проверки этого ограничения(пример – СЛУ_НОМЕР = РУК_НОМЕР) строится следующая конструкция: <REMOVE>’ом удаляются все «лишние» атрибуты заголовка, затем переименовываются оставшийся атрибут(он должен быть из одного домена со сравниваемым атрибутом), чтобы совпадали имена у проверяемых значений и берется <AND> построенной и исходной таблицы

a comp_op b(!=, >, <,…) Аналогично – используется техника работы со вспомогательными таблицами, удалением ненужных атрибутов и переименованием нужных. Ну и <AND>, куда ж без него…

JOIN

Взятие расширенного декартова произведения TIMES является частным случаем операции <AND>, ограничение построено, значит можно выразить JOIN.

Вот алгоритм в общем случае:

выполнить над одним из отношений одну или несколько операций <RENAME>, чтобы избавиться от общих имен атрибутов;

выполнить над полученными отношениями операцию <AND>, производящую расширенное декартово произведение;

и для полученного отношения выполнить одну или несколько операций <AND> с отношениями-константами(так строится WHERE), чтобы должным образом ограничить его.

DIVIDE BY

Пусть имеются отношения r1{A, B} и r2{B}.

r1 DIVIDE BY r2 совпадает с результатом выражения (r1 PROJECT
A) MINUS (((r2 TIMES (r1 PROJECT A)) MINUS r1) PROJECT A) в терминах операций реляционной алгебры Кодда.

Тогда

r1 DIVIDE BY r2 =(r1 <REMOVE> B) <AND> <NOT> (((r2 <AND> (r1 <REMOVE> B)) <AND> <NOT> r1) <REMOVE> B) в терминах операций Алгебры А.

16. Реляционная алгебра А. Перечислить базовые операции. Избыточность алгебры А. Сокращение набора операций алгебры А.

Более подробно – вопрос 10 + стр. 92-95.

Базовые операции:

Реляционное дополнение <NOT>

Удаление атрибута r <REMOVE> A

Операция переименования r <RENAME> (A, B)

Операция реляционной конъюнкции r1 <AND> r2

Операция реляционной дизъюнкции r1 <OR> r2

Избыточность алгебры А:

1) Для операций алгебры А <AND>, <OR>, <NOT> справедливы те же тождества, что и в классической булевой логике. Это проверяется по определению:

A AND B = NOT (NOT A OR NOT B)

A OR B = NOT (NOT A AND NOT B)

Мало того, для операций алгебры А существуют аналоги штриха Шеффера и стрелки Пирса:

<sh> (r1, r2) = <NOT> r1 <OR> <NOT> r2

<pi> (r1, r2) = <NOT> r1 <AND> <NOT> r2

Поэтому можно свести набор операций Алгебры А к трем операциям: <sh> (или <pi>), <RENAME> и <REMOVE>.

2) Избыточность операции переименования

Для иллюстрации воспользуемся отношением СЛУЖАЩИЕ из рис. ниже. Пусть нам нужен результат операции СЛУЖАЩИЕ <RENAME> (ПРО_НОМ, НОМЕР_ПРОЕКТА) (мы предполагаем, что множество значений домена атрибута ПРО_НОМ ограничено значениями, представленными в теле отношения СЛУЖАЩИЕ). Возьмем бинарное отношение ПРО_НОМ_НОМЕР_ПРОЕКТА , где каждый из кортежей содержит два одинаковых значения номера проекта и в тело отношения входят все значения домена атрибута ПРО_НОМ. Тогда, как показано на рис. , вычисление выражения (СЛУЖАЩИЕ <AND> ПРО_НОМ_НОМЕР_ПРОЕКТА) <REMOVE> (ПРО_НОМ) приводит к желаемому результату.

ПРО_НОМ_НОМЕР_ПРОЕКТА

ПРО_НОМ	НОМЕР_ПРОЕКТА
1	1
2	2

СЛУЖАЩИЕ <AND> **ПРО_НОМ_НОМЕР_ПРОЕКТА**

СЛУ_НОМЕР	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП	ПРО_НОМ	НОМЕР_ПРОЕКТА
2934	Иванов	22400.00	1	1
2935	Петров	29600.00	1	1
2936	Сидоров	18000.00	1	1
2937	Федоров	20000.00	1	1
2938	Иванова	22000.00	1	1
2934	Иванов	22400.00	2	2
2935	Петров	29600.00	2	2
2939	Сидоренко	18000.00	2	2
2940	Федоренко	20000.00	2	2
2941	Иваненко	22000.00	2	2

(**СЛУЖАЩИЕ** <AND> **ПРО_НОМ-НОМЕР_ПРОЕКТА**) <REMOVE> (ПРО_НОМ)

СЛУ_НОМЕР	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП	НОМЕР_ПРОЕКТА
2934	Иванов	22400.00	1
2935	Петров	29600.00	1
2936	Сидоров	18000.00	1
2937	Федоров	20000.00	1
2938	Иванова	22000.00	1
2934	Иванов	22400.00	2
2935	Петров	29600.00	2
2939	Сидоренко	18000.00	2
2940	Федоренко	20000.00	2
2941	Иваненко	22000.00	2

Тем самым, можно сократить набор операций Алгебры А до двух операций: <sh> (или <pi>) и <REMOVE>

17.Реляционное исчисление: исчисление кортежей и доменов. Сравнение механизмов реляционной алгебры и реляционного исчисления на примере формулирования запроса.

Сравнение механизмов реляционной алгебры и реляционного исчисления

Реляционное исчисление является прикладной ветвью формального механизма исчисления предикатов первого порядка. В основе исчисления лежит понятие переменной с определенной для нее областью допустимых значений и понятие правильно построенной формулы, опирающейся на переменные, предикаты и кванторы.

Приведем пример. Предположим, что мы работаем с базой данных, которая состоит из отношений

СЛУЖАЩИЕ {СЛУ_НОМ, СЛУ_ИМЯ, СЛУ_ЗАРП, ПРО_НОМ}

и

ПРОЕКТЫ {ПРО_НОМ, ПРОЕКТ_РУК, ПРО_ЗАРП}

В отношении ПРОЕКТЫ атрибут ПРОЕКТ_РУК содержит имена служащих, являющихся руководителями проектов, а атрибут ПРО_ЗАРП – среднее значение зарплаты, получаемой участниками проекта. Мы хотим узнать имена и номера служащих, которые являются руководителями проектов со средней заработной платой, превышающей 18000 руб.

Если бы для формулировки такого запроса использовалась реляционная алгебра, то мы получили бы, например, следующее алгебраическое выражение:

(СЛУЖАЩИЕ JOIN ПРОЕКТЫ

WHERE

(СЛУ_ИМЯ = ПРОЕКТ_РУК AND ПРО_ЗАРП > 18000.00))

PROJECT (СЛУ_ИМЯ, СЛУ_НОМ)

Это выражение можно было бы прочитать, например, следующим образом:

1) Выполнить эквисоединение отношений СЛУЖАЩИЕ и ПРОЕКТЫ по условию

СЛУ_ИМЯ = ПРОЕКТ_РУК;

2) Ограничить полученное отношение по условию ПРО_ЗАРП > 18000.00;

спроецировать результат предыдущей операции на атрибут СЛУ_ИМЯ, СЛУ_НОМ.

Мы четко сформулировали последовательность шагов выполнения запроса, каждый из которых соответствует одной реляционной операции.

Если же сформулировать тот же запрос с использованием реляционного исчисления то мы получили бы два определения переменных:

RANGE СЛУЖАЩИЙ IS СЛУЖАЩИЕ и

RANGE ПРОЕКТ IS ПРОЕКТЫ

и выражение

СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_ИМЯ, СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_НОМ WHERE EXISTS (СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_ИМЯ = ПРОЕКТ.ПРОЕКТ_РУК AND ПРОЕКТ.ПРО_ЗАРП > 18000.00).

Это выражение можно было бы прочитать, например, следующим образом: выдать значения СЛУ_ИМЯ и СЛУ_НОМ для каждого кортежа служащих такого, что существует кортеж проектов со значением ПРОЕКТ_РУК, совпадающим со значением СЛУ_НОМ этого кортежа служащих, и значением ПРО_ЗАРП, большим 18000.00.

Во второй формулировке мы указали лишь характеристики результирующего отношения, но ничего не сказали о способе его формирования. В этом случае система сама должна решить, какие операции и в каком порядке нужно выполнить над отношениями СЛУЖАЩИЕ и ПРОЕКТЫ. Обычно говорят, что алгебраическая формулировка является процедурной, т. е. задающей последовательность действий для выполнения запроса, а логическая — описательной (или декларативной), поскольку она всего лишь описывает свойства желаемого результата.

Исчисление кортежей и доменов

В зависимости от того, что является областью определения переменной, различают исчисление кортежей и исчисление доменов. В исчислении кортежей областями определения переменных являются тела отношений базы данных, т. е. допустимым значением каждой переменной является кортеж тела некоторого отношения. В исчислении доменов областями определения переменных являются домены, на которых определены атрибуты отношений базы данных, т. е. допустимым значением каждой переменной является значение некоторого домена.

18. Исчисление кортежей. Кортежная переменная. Правильно построенная формула. Пример. Способ реализации.

Более подробно –стр. 99-103

Исчисление кортежей. Кортежная переменная.

В исчислении кортежей областями определения переменных являются тела отношений базы данных, т. е. допустимым значением каждой переменной является кортеж тела некоторого отношения.

Для определения кортежной переменной используется оператор RANGE. Например, для того чтобы определить переменную СЛУЖАЩИЙ, областью определения которой является отношение СЛУЖАЩИЕ, нужно употребить конструкцию

RANGE СЛУЖАЩИЙ IS СЛУЖАЩИЕ

И этого определения следует, что в любой момент времени переменная СЛУЖАЩИЙ представляет некоторый кортеж отношения СЛУЖАЩИЕ. При использовании кортежных переменных в формулах можно ссылаться на значение атрибута переменной. Например, для того, чтобы

сослаться на значение атрибута СЛУ_ИМЯ переменной СЛУЖАЩИЙ, нужно употребить конструкцию СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_ИМЯ.

Правильно построенные формулы

Правильно построенная формула (Well-Formed Formula, WFF) служит для выражения условий, накладываемых на кортежные переменные.

Основой WFF являются простые условия, представляющие собой операции сравнения скалярных значений (значений атрибутов переменных или литерально заданных констант) - например, конструкции

СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_НОМ = 2934

СЛУЖАЩИЙ.СЛУ_НОМ = ПРОЕКТ.ПРОЕКТ_РУК

По определению, простое сравнение является WFF, а WFF, заключенная в круглые скобки, представляет собой простое сравнение.

Также если form – WFF, а comp – простое сравнение, то NOT form, comp AND form, comp OR form и IF comp THEN form являются WFF.

Способ реализации

Рассмотрим способ реализации системы, которая сможет по заданной WFF при существующем состоянии базы данных произвести результат: в некотором порядке просмотреть область определения переменной и к каждому очередному кортежу применить условие. Результатом будет то множество кортежей, для которых при вычислении условия производится значение true. Если в WFF используется две переменных, для каждого фиксированного значения первой рассматриваются возможные значения второй. И так далее для любого количества переменных.

Заметим, что описанный выше способ реализации, который приводит к получению области истинности рассмотренной формулы, в действительности является наиболее общим (и зачастую неоптимальным) способом выполнения операций соединения (он называется методом вложенных циклов – nested loops join).

19.Исчисление кортежей. Кванторы, свободные и связанные переменные. Целевые списки. Выражения реляционного исчисления.

Для определения кортежной переменной используется оператор RANGE. Например, для того чтобы определить переменную СЛУЖАЩИЙ, **областью определения** которой является отношение СЛУЖАЩИЕ, нужно употребить конструкцию

RANGE СЛУЖАЩИЙ IS СЛУЖАЩИЕ

Кванторы, свободные и связанные переменные

При построении WFF допускается использование **кванторов** существования (**EXISTS**) и всеобщности (**FORALL**). Если form – это WFF, в которой участвует переменная var, то конструкции **EXISTS** var (form) и **FORALL** var (form) представляют собой WFF. По определению, формула **EXISTS** var (form) принимает значение true в том и только в том случае, если в **области определения** переменной var найдется хотя бы одно значение (кортеж), для которого WFF form принимает значение true. Формула **FORALL** var (form) принимает значение true, если для всех значений переменной var из ее области определения WFF form принимает значение true.

Все переменные, входящие в WFF, при построении которой не использовались кванторы, являются **свободными**. Фактически, это означает, что если для какого-то набора значений свободных кортежных переменных при вычислении WFF получено значение true, то эти значения кортежных переменных могут входить в результирующее отношение. Если же имя переменной использовано сразу после квантора при построении WFF вида EXISTS var (form) или FORALL var (form), то в этой WFF и во всех WFF, построенных с ее участием, var - это **связанная** переменная. На самом деле, правильнее говорить не о свободных и связанных переменных, а о свободных и связанных вхождениях переменных.

Целевые списки

Итак, WFF обеспечивают средства формулировки условия выборки из отношений БД. Чтобы можно было использовать исчисление для реальной работы с БД, требуется еще один компонент, который определяет набор и имена атрибутов результирующего отношения. Этот компонент называется **целевым списком** (target list).

Целевой список строится из целевых элементов, каждый из которых может иметь следующий вид:

- var.attr, где var – имя свободной переменной соответствующей WFF, а attr – имя атрибута отношения, на котором определена переменная var;
- var, что эквивалентно наличию подсписка var.attr1, var.attr2, ..., var.attrn, где {attr1, attr2, ..., attrn} включает имена всех атрибутов определяющего отношения;
- new_name = var.attr; new_name – новое имя соответствующего атрибута результирующего отношения.

Последний вариант требуется в тех случаях, когда в WFF используется несколько свободных переменных с одинаковой областью определения.

Выражением реляционного исчисления кортежей называется конструкция вида **target_list WHERE wff**. **Значением выражения является отношение, тело которого определяется WFF, а набор атрибутов и их имена - целевым списком.**

20. Исчисление доменов. Основные отличия от исчисления кортежей.

В исчислении доменов областью определения переменных являются не отношения, а домены.

Основным формальным отличием исчисления доменов от исчисления кортежей является наличие **дополнительного множества предикатов**, позволяющих выражать так называемые условия членства. Если R – это n-арное отношение с атрибутами a1, a2, ..., an, то условие членства имеет вид R (ai1 : vi1, ai2 : vi2, ..., aim : vim) (m <= n), где vij – это либо литерально задаваемая константа, либо имя доменной переменной. **Условие членства принимает значение true в том и только в том случае, если в отношении R существует кортеж, содержащий указанные значения (v_ij) указанных атрибутов (a_ij).** Если vij – константа, то на атрибут aij накладывается жесткое условие, не зависящее от текущих значений доменных переменных; если же vij – имя доменной переменной, то условие членства может принимать разные значения при разных значениях этой переменной.

Примеры. WFF исчисления доменов
СЛУЖАЩИЕ (СЛУ_НОМ:2934, СЛУ_ИМЯ:'Иванов',
СЛУ_ЗАРП:22400.00, ПРО_НОМ:1)

примет значение true в том и только в том случае, когда в теле отношения СЛУЖАЩИЕ содержится кортеж <2934, 'Иванов', 22400.00, 1>. Соответствующие значения доменных переменных образуют область истинности этой WFF.

WFF
СЛУЖАЩИЕ (СЛУ_НОМ:2934, СЛУ_ИМЯ:'Иванов',
СЛУ_ЗАРП:22400.00, ПРО_НОМ:ПРО_НОМ)

будет принимать значение true для всех комбинаций явно заданных значений и допустимых значений переменной ПРО_НОМ, которые соответствуют кортежам, входящим в тело отношения СЛУЖАЩИЕ

Во всех остальных отношениях формулы и выражения исчисления доменов выглядят похожими на формулы и выражения исчисления кортежей. В частности, формулы могут включать кванторы, и различаются свободные и связанные вхождения доменных переменных.

21.Классический подход к проектированию баз данных на основе нормализации. Нормальная форма. Общие свойства нормальных форм. Полный список нормальных форм. Нормализация в OLAP и OLTP системах.

Будем считать, что проблема проектирования реляционной базы данных состоит в обоснованном принятии решений о том, из каких отношений должна состоять БД и какие атрибуты должны быть у этих отношений. Будем приближать схемы отношений к хорошему состоянию путем нормализации – приведения к виду, обладающему определенными хорошими свойствами, в несколько шагов.

В теории реляционных баз данных обычно выделяется следующая последовательность нормальных форм:

- первая нормальная форма (1NF) — **смотри вопрос 6**;
- вторая нормальная форма (2NF);
- третья нормальная форма (3NF);
- нормальная форма Бойса-Кодда (BCNF);
- четвертая нормальная форма (4NF);
- пятая нормальная форма, или нормальная форма проекции-соединения (5NF или PJ/NF).

Основные свойства нормальных форм состоят в следующем:

- каждая следующая нормальная форма в некотором смысле лучше предыдущей нормальной формы;
- при переходе к следующей нормальной форме свойства предыдущих нормальных форм сохраняются.

Слабо нормализованные модели данных – формы 1НФ или 2НФ. Сильно нормализованные – 3НФ и далее.

OLTP и **OLAP**-системы

Можно выделить некоторые классы систем, для которых больше подходят сильно или слабо нормализованные модели данных.
Сильно нормализованные модели данных хорошо подходят для так называемых **OLTP**-приложений (On-Line Transaction Processing (**OLTP**)- оперативная обработка транзакций). Типичными примерами **OLTP**-приложений являются системы складского учета, системы заказов билетов, банковские системы, выполняющие операции по переводу денег, и т.п. Основная функция подобных систем заключается в выполнении большого количества коротких транзакций. Сами транзакции выглядят относительно просто, например, "снять сумму денег со счета A, добавить эту сумму на счет B". Проблема заключается в том, что, во-первых, транзакций очень много, во-вторых, выполняются они одновременно (к системе может быть подключено несколько тысяч одновременно работающих пользователей), в-третьих, при возникновении ошибки, транзакция должна целиком откатиться и вернуть систему к состоянию, которое было до начала транзакции (не должно быть ситуации, когда деньги сняты со счета A, но не поступили на счет B). Практически все запросы к базе данных в OLTP-приложениях состоят из команд вставки, обновления, удаления. Запросы на выборку в основном предназначены для предоставления пользователям возможности выбора из различных справочников. Большая часть запросов, таким образом, известна заранее еще на этапе проектирования системы. Таким образом, критическим для **OLTP**-приложений является скорость и надежность выполнения коротких операций обновления данных. Чем выше уровень нормализации данных в **OLTP**-приложении, тем оно, как правило, быстрее и надежнее.

Другим типом приложений являются так называемые **OLAP**-приложения (On-Line Analitical Processing (**OLAP**) - оперативная аналитическая обработка данных). Это обобщенный термин, характеризующий принципы построения систем поддержки принятия решений (Decision Support System - DSS), хранилищ данных (Data Warehouse), систем интеллектуального анализа данных (Data Mining). Такие системы предназначены для нахождения зависимостей между данными (например, можно попытаться определить, как связан объем продаж товаров с характеристиками потенциальных покупателей), для проведения анализа "что если…". OLAP-приложения оперируют с большими массивами данных, уже накопленными в OLTP-приложениях, взятыми их электронных таблиц или из других источников данных. Такие системы характеризуются следующими признаками:

- Добавление в систему новых данных происходит относительно редко крупными блоками (например, раз в квартал загружаются данные по итогам квартальных продаж из **OLTP**-приложения).
- Данные, добавленные в систему, обычно никогда не удаляются.
- Перед загрузкой данные проходят различные процедуры "очистки", связанные с тем, что в одну систему могут поступать данные из многих источников, имеющих различные форматы представления для одних и тех же понятий, данные могут быть некорректны, ошибочны.
- Запросы к системе являются нерегламентированными и, как правило, достаточно сложными. Очень часто новый запрос формулируется аналитиком для уточнения результата, полученного в результате предыдущего запроса.
- Скорость выполнения запросов важна, но не критична.

Возвращаясь к проблеме нормализации данных, можно сказать, что в системах OLAP, использующих реляционную модель данных, данные целесообразно хранить в виде слабо нормализованных отношений, содержащих заранее вычисленные основные итоговые данные. Большая избыточность и связанные с ней проблемы тут не страшны, т.к. обновление происходит только в момент загрузки новой порции данных. При этом происходит как добавление новых данных, так и пересчет итогов.

22. Функциональная зависимость. Пример отношения и его функциональных зависимостей. Связь функциональных зависимостей и ограничений целостности. Тривиальная FD. Транзитивная FD.

Пусть задана **переменная отношения** R, и X и Y являются произвольными подмножествами заголовка R («составными» атрибутами).

В значении переменной отношения R атрибут Y **функционально зависит (**Functional Dependency – FD) от атрибута X в том и только в том случае, если каждому значению X соответствует в точности одно значение Y. В этом случае говорят также, что атрибут X функционально определяет атрибут Y (X является детерминантом (определителем) для Y, а Y является зависимым от X). Будем обозначать это как R.X –> R.Y. В общем случае X, Y – составные.

Пример:

СЛУ_НОМ	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП	ПРО_НОМ	ПРОЕКТ_РУК
2934	Иванов	22400.00	1	Иванов
2935	Петров	29600.00	1	Иванов
2936	Сидоров	18000.00	1	Иванов
2937	Федоров	20000.00	1	Иванов
2938	Иванова	22000.00	1	Иванов
2939	Сидоренко	18400.00	2	Иваненко
2940	Федоренко	20400.00	2	Иваненко
2941	Иваненко	22600.00	2	Иваненко

СЛУ_НОМ -> СЛУ_ИМЯ
СЛУ_НОМ -> СЛУ_ЗАРП
СЛУ_НОМ -> ПРО_НОМ
СЛУ_НОМ -> ПРОЕКТ_РУК
ПРО_НОМ –> ПРОЕКТ_РУК

Все вышеперечисленные FD - **инварианты**, или **ограничения целостности** этой переменной отношения. Это значит, что FD порождаются не случайными явлениями в данной переменной, а знаниями из предметной области и выполняются всегда, **даже при изменении отношения** (например, если A — ключ отношения, то для любого B из заголовка этого отношения выполнена функциональная зависимость FD: A->B). Но бывают FD, не являющиеся инвариантами.

Например,

СЛУ_ИМЯ –> СЛУ_НОМ

тоже FD, но является таковой только потому, что нет совпадающих имен, иначе бы не выполнялось. Это не ограничение целостности.

FD A –> B называется **тривиальной**, если A содержит B. Очевидно, что любая тривиальная FD всегда выполняется.

FD A –> C называется **транзитивной**, если существует такой атрибут B, что имеются функциональные зависимости A –> B и B –> C и отсутствует функциональная зависимость C –> A.

.

23. Замыкание множества функциональных зависимостей. Аксиомы Армстронга (с доказательством). Расширенный набор правил вывода Дейта (с выводом).

Замыканием множества FD S является множество FD S+, включающее все FD, логически выводимые из FD множества S. Пример: (CN) -> (CName, CZarplata) => CN->CName и CN->CZarplata

Подход к решению проблемы поиска замыкания S+ множества FD S впервые предложил Вильям Армстронг. Им был предложен **набор правил вывода** новых FD из существующих (эти правила обычно называют **аксиомами Армстронга**, хотя справедливость правил доказывается на основе определения FD).

- если B содержится в A, то A –> B (**рефлексивность**);
- если A–> B, то AC –> BC (**пополнение**);

- если A –> B и B –> C, то A –> C (**транзитивность**).

Истинность **первой аксиомы** Армстронга следует из того, что при B содержится в A FD A->B является тривиальной.

Справедливость **второй аксиомы** докажем от противного. Предположим, что FD AC->BC не соблюдается. Это означает, что в некотором допустимом теле отношения найдутся два кортежа t1 и t2, такие, что t1 {AC} = t2 {AC} (a), но t1 {BC} <> t2 {BC} (b) (здесь t {A} обозначает проекцию кортежа t на множество атрибутов A). По аксиоме рефлексивности из равенства (a) следует, что t1 {A} = t2 {A}. Поскольку имеется FD A->B, должно соблюдаться равенство t1 {B} = t2 {B}. Тогда из неравенства (b) следует, что t1 {C} <> t2 {C}, что противоречит наличию тривиальной FD AC->C. Следовательно, предположение об отсутствии FD ACBC не является верным, и справедливость второй аксиомы доказана.

Аналогично докажем истинность **третьей аксиомы** Армстронга. Предположим, что FD A->C не соблюдается. Это означает, что в некотором допустимом теле отношения найдутся два кортежа t1 и t2, такие, что t1 {A} = t2 {A}, но t1 {C} <> t2 {C}. Но из наличия FD AB следует, что t1 {B} = t2 {B}, а потому из наличия FD B->C следует, что t1 {C} = t2 {C}. Следовательно, предположение об отсутствии FD A->C не является верным, и справедливость третьей аксиомы доказана.

Можно доказать, что система правил вывода Армстронга **полна и совершенна** (sound and complete) в том смысле, что для данного множества FD S любая FD, потенциально выводимая из S, может быть выведена на основе аксиом Армстронга, и применение этих аксиом не может привести к выводу лишней FD. Тем не менее**, Дейт** по практическим соображениям предложил расширить базовый набор правил вывода еще **пятью правилами**:

- A –> A (самодетерминированность) – прямо следует из правила (1);
- если A –> BC, то A –> B и A –> C (декомпозиция) – из правила (1) следует, что BC –> B; по правилу (3) A –> B; аналогично, из BC –> C и правила (3) следует A –> C;
- если A –> B и A –> C, то A –> BC (объединение) – из правила (2) следует, что A –> AB и AB –> BC; из правила (3) следует, что A –> BC;
- если A –> B и C –> D, то AC –> BD (композиция) – из правила (2) следует, что AC –> BC и BC –> BD; из правила (3) следует, что AC –> BD;
- если A –> BC и B –> D, то A –> BCD (накопление) – из правила (2) следует, что BC –> BCD; из правила (3) следует, что A –> BCD.

24.Замыкание множества атрибутов на множестве FD. Алгоритм построения. Пример. Польза. Суперключ отношения, его связь с замыканием и FD.

Пусть заданы отношение R, множество Z атрибутов этого отношения (подмножество заголовка R, или составной атрибут R) и некоторое множество FD S, выполняемых для R. **Тогда замыканием Z над S** называется наибольшее множество **Z+** таких атрибутов Y отношения R, что FD Z –> Y входит в S+.

Алгоритм вычисления Z+

```
K := 0; Z[0] := Z;
DO
   K := K+1;
   Z[K] := Z[K-1];
   FOR EACH FD A→B IN S DO
      IF A⊆Z[K] THEN Z[K] := (Z[K] UNION B) END DO;
UNTIL Z[K] = Z[K-1];
Z+ := Z[K];
```

Пусть для примера имеется отношение с заголовком {A, B, C, D, E, F} и заданным множеством FD S = {A –> D, AB –> E, BF –> E, CD –> F, E –> C}. Пусть требуется найти {AE}+ над S.

На первом проходе тела цикла DO Z[1] равно AE. В теле цикла FOR EACH будут найдены FD A –> D и E –> C, и в конце цикла Z[1] станет равным ACDE. На втором проходе тела цикла DO при Z[2], равном ACDE, в теле цикла FOR EACH будет найдена FD CD –> F, и в конце цикла Z[2] станет равным ACDEF. Следующий проход тела цикла DO не изменит Z[3], и Z+ ({AE}+) будет равно ACDEF.

Алгоритм построения замыкания множества атрибутов Z над заданным множеством FD S помогает легко установить, входит ли заданная FD Z –> B в замыкание S+. Очевидно, что необходимым и достаточным условием для этого является вхождение составного атрибута B в замыкание Z.

Суперключом отношения R называется любое подмножество K заголовка R, включающее, по меньшей мере, хотя бы один возможный ключ R.

Одно из следствий этого определения состоит в том, что подмножество K заголовка отношения R является суперключом тогда и только тогда, когда для любого атрибута A (возможно, составного) заголовка отношения R выполняется FD K –> A. В терминах замыкания множества атрибутов K является суперключом тогда и только тогда, когда K+ совпадает с заголовком R.

25 .Покрытие множества FD, эквивалентные покрытия, минимальное множество FD. Примеры. Алгоритм построения минимального эквивалентного множества. Минимальное покрытие множества функциональных зависимостей.

Множество FD S2 называется **покрытием** множества FD S1, если любая FD, выводимая из S1, выводится также из S2.

Легко заметить, что S2 является покрытием S1 тогда и только тогда, когда S1+ принадлежит S2+.

Два множества FD S1 и S2 называются **эквивалентными**, если каждое из них является покрытием другого, т. е. S1+ = S2+.

Множество FD S называется **минимальным** в том и только в том случае, когда удовлетворяет следующим свойствам:

- правая часть любой FD из S является множеством из одного атрибута (простым атрибутом);
- детерминант каждой FD из S обладает свойством минимальности; это означает, что удаление любого атрибута из детерминанта приводит к изменению замыкания S+, т. е. порождению множества FD, не эквивалентного S;
- удаление любой FD из S приводит к изменению S+, т. е. порождению множества FD, не эквивалентного S.

Пример:

Рассмотрим отношение СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ {СЛУ_НОМ, СЛУ_ИМЯ, СЛУ_ЗАРП, ПРО_НОМ, ПРОЕКТ_РУК}. Если считать, что единственным возможным ключом этого отношения является атрибут СЛУ_НОМ, то множество FD {СЛУ_НОМ->СЛУ_ИМЯ,
СЛУ_НОМ->СЛУ_ЗАРП,
СЛУ_НОМ->ПРО_НОМ,
СЛУ_НОМ->ПРОЕКТ_РУК} будет минимальным.

С другой стороны, множество FD
{СЛУ_НОМ->(СЛУ_ИМЯ, СЛУ_ЗАРП),
СЛУ_НОМ->СЛУ_ИМЯ,
СЛУ_НОМ->СЛУ_ЗАРП,
СЛУ_НОМ->ПРО_НОМ,
СЛУ_НОМ->ПРОЕКТ_РУК} не является минимальными.

Для любого множества FD S существует (и даже может быть построено) эквивалентное ему минимальное множество S.

Алгоритм построения минимального эквивалентного подмножества:

Приведем общую схему построения S- по заданному множеству FD S:

1) Декомпозиция: если A-> BC, то A->B и A->C , получили новое множество S1.
2) Удаление атрибутов из левой части без изменения замыкания: для каждой FD из S1, детерминант D {D1, D2, …, Dn} которой содержит более одного атрибута, будем пытаться удалять атрибуты Di, получая множество FD S2. Если после удаления атрибута Di S2 эквивалентно S1, то этот атрибут удаляется, и пробуется следующий атрибут. Получили S3.
3) Удаление FD не меняющих S. Для каждой FD f из множества S3 будем проверять эквивалентность множеств S3 и S3 MINUS {f}. Если эти множества эквивалентны, удалим f из множества S3, и в заключение получим множество S4, которое минимально и эквивалентно исходному множеству FD S.

Минимальным покрытием множества FD S называется любое минимальное множество FD S1, эквивалентное S.

26.Корректные и некорректные декомпозиции отношений. Теорема Хита (с доказательством). Минимально зависимые атрибуты.

Считаются правильными такие декомпозиции отношения, которые обратимы, т. е. имеется возможность собрать исходное отношение из декомпозированных отношений без потери информации. Такие декомпозиции называются **декомпозициями без потерь**.

СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ

СЛУ_НОМЕР	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП	ПРО_НОМ	ПРОЕКТ_РУК
2934	Иванов	22000.00	1	Иванов
2941	Иваненко	22000.00	2	Иваненко

Декомпозиция (1). Отношения **СЛУЖ** и **СЛУ_ПРО**

СЛУ_НОМ	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП
2934	Иванов	22000.00
2941	Иваненко	22000.00

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	ПРОЕКТ_РУК
2934	1	Иванов
2941	2	Иваненко

Декомпозиция (2). Отношения **СЛУЖ** и **ЗАРП_ПРО**

СЛУ_НОМ	СЛУ_ИМЯ	СЛУ_ЗАРП
2934	Иванов	22000.00
2941	Иваненко	22000.00

СЛУ_ЗАРП	ПРО_НОМ	ПРОЕКТ_РУК
22000.00	1	Иванов
22000.00	2	Иваненко

Рис. 7.3 Две возможные декомпозиции отношения СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ

Анализ рис. 7.3 показывает, что в случае декомпозиции (1) мы не потеряли информацию о служащих. Вторая декомпозиция не дает возможности получить данные о проекте служащего, поскольку Иванов и Иваненко получают одинаковую зарплату, следовательно, эта декомпозиция приводит к потере информации. Что же привело к тому, что одна декомпозиция является декомпозицией без потерь, а вторая – нет?

Схема этого отношения, естественно (поскольку соединение – естественное), совпадает со схемой отношения СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ, но в теле появились лишние кортежи, наличие которых и приводит к утрате исходной информации. Интуитивно понятно, что это происходит потому, что в отношении ЗАРП_ПРО отсутствуют функциональные зависимости СЛУ_ЗАРП->ПРО_НОМ и СЛУ_ЗАРП->ПРОЕКТ_РУК, но точнее причину потери информации в данном случае мы объясним несколько позже. Корректность же декомпозиции 1 следует из теоремы Хита:

Теорема Хита. Пусть задано отношение r {A, B, C} (A, B и C, в общем случае, являются составными атрибутами) и выполняется FD AB. Тогда r = (r PROJECT {A, B}) NATURAL JOIN (r PROJECT {A, C}).

СЛУЖАЩИЕ_ОТДЕЛЫ_ПРОЕКТЫ

СЛУ_НОМ	СЛУ_ОТД	ПРО_НОМ
2934	630	1
2941	631	1
2934	630	2
2941	631	2

Декомпозиция.
Отношения СЛУЖ_ОТДЕЛЫ и СЛУЖ_ПРОЕКТЫ

СЛУ_НОМ	СЛУ_ОТД
2934	630
2941	631

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ
2934	1
2941	1
2934	2
2941	2

Рис. 7.4. Результат естественного соединения отношений СЛУЖ и ЗАРП_ПРО

Доказательство.

Прежде всего, докажем, что в теле результата естественного соединения (обозначим этот результат через r1) содержатся все кортежи тела отношения r. Действительно, пусть кортеж {a, b, c} принадлежит r. Тогда по определению операции взятия проекции {a, b} принадлежит (r PROJECT {A, B}) и {a, c} принадлежит (r PROJECT {A, C}). Следовательно, {a, b, c} принадлежит r1. Теперь докажем, что в теле результата естественного соединения нет лишних кортежей, т. е. что если кортеж {a, b, c} принадлежит r1, то {a, b, c} принадлежит r. Если {a, b, c}- принадлежит r1, то существуют {a, b}, принадлежащее (r PROJECT {A, B}), и {a, c} , принадлежащее (r PROJECT {A, C}). Последнее условие может выполняться в том и только в том случае, когда существует кортеж {a, b*, c}= r. Но поскольку выполняется FD AB, то b = b* и, следовательно, {a, b, c} = {a, b*, c}.
Конец доказательства.

Атрибут B минимально зависит от атрибута A, если выполняется минимальная слева FD AB.

27.Минимальные функциональные зависимости. Аномалии, возникающие из-за наличия неминимальных FD. Пример декомпозиции, решающей проблему. 2НФ.

Атрибут B минимально зависит от атрибута A, если выполняется минимальная слева FD AB.

Аномалии обновления, возникающие из-за наличия неминимальных FD

Во множество FD отношения СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ_ЗАДАНИЯ входит много FD, в которых детерминантом является не возможный ключ отношения (соответствующие стрелки в диаграмме начинаются не с {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ}, т. е. некоторые функциональные зависимости атрибутов от возможного ключа не являются минимальными). Это приводит к так называемым аномалиям обновления. Под **аномалиями обновления** понимаются трудности, с которыми приходится сталкиваться при выполнении операций добавления кортежей в отношение (INSERT), удаления кортежей (DELETE) и модификации кортежей (UPDATE). Обсудим сначала аномалии обновления, вызываемые наличием FD
СЛУ_НОМ->СЛУ_УРОВ (эти аномалии связаны с избыточностью хранения значений атрибутов СЛУ_УРОВ и СЛУ_ЗАРП в каждом кортеже, описывающем задание служащего в некотором проекте).

1) **Добавление кортежей**. Мы не можем дополнить отношение СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ_ЗАДАНИЯ данными о служащем, который в данное время еще не участвует ни в одном проекте (ПРО_НОМ является частью первичного ключа и не может содержать неопределенных значений). Между тем часто бывает, что сначала служащего принимают на работу, устанавливают его разряд и размер зарплаты, а лишь потом назначают для него проект.
2) **Удаление кортежей**. Мы не можем сохранить в отношении СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ_ЗАДАНИЯ данные о служащем, завершившем участие в своем последнем проекте (по той причине, что значение атрибута ПРО_НОМ для этого служащего становится неопределенным). Между тем характерна ситуация, когда между проектами возникают перерывы, не приводящие к увольнению служащих.
3) **Модификация кортежей**. Чтобы изменить разряд служащего, мы будем вынуждены модифицировать все кортежи с соответствующим значением атрибута СЛУ_НОМ. В противном случае будет нарушена естественная FD СЛУ_НОМ->СЛУ_УРОВ (у одного служащего имеется только один разряд).

Возможная декомпозиция

Для преодоления этих трудностей можно произвести декомпозицию переменной отношения СЛУЖАЩИЕ_ПРОЕКТЫ_ЗАДАНИЯ на две переменных отношений – СЛУЖ {СЛУ_НОМ, СЛУ_УРОВ, СЛУ_ЗАРП} и СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}. На основании теоремы Хита эта декомпозиция является декомпозицией без потерь, поскольку в исходном отношении имелась FD {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ}->СЛУ_ЗАДАН.

На рис. 8.3 показаны диаграммы множеств FD этих отношений, а на рис. 8.4 – их значения.

Рис. 8.3. Диаграммы FD в переменных отношений СЛУЖ и СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН

Теперь мы можем легко справиться с операциями обновления.

Добавление кортежей. Чтобы сохранить данные о принятом на работу служащем, который еще не участвует ни в каком проекте, достаточно добавить соответствующий кортеж в отношение СЛУЖ.

Удаление кортежей. Если кто-то из служащих прекращает работу над проектом, достаточно удалить соответствующий кортеж из отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН. При увольнении служащего нужно удалить кортежи с соответствующим значением атрибута СЛУ_НОМ из отношений СЛУЖ и СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН.

Модификация кортежей. Если у служащего меняется разряд (и, следовательно, размер зарплаты), достаточно модифицировать один кортеж в отношении СЛУЖ.

Значение переменной отношения СЛУЖ

СЛУ_НОМ	СЛУ_УРОВ	СЛУ_ЗАРП
2934	2	22400.00
2935	3	29600.00
2936	1	20000.00
2937	1	20000.00

Значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	A
2935	1	B
2936	1	C
2937	1	D
2934	2	D
2935	2	C
2936	2	B
937	2	A

Рис. 8.4. Значения переменных отношений

Переменная отношения находится во **второй нормальной форме (2NF)** тогда, и только тогда, когда она находится в первой нормальной форме, и каждый неключевой атрибут минимально функционально зависит от первичного ключа.

28.Транзитивные функциональные зависимости. Аномалии, возникающие из-за наличия транзитивных FD. Пример декомпозиции, решающей проблему. 3НФ.

Аномалии обновлений, возникающие из-за наличия транзитивных функциональных зависимостей:

Функциональные зависимости переменной отношения СЛУЖ по-прежнему порождают некоторые аномалии обновления. Они вызываются наличием транзитивной FD СЛУ_НОМ->СЛУ_ЗАРП (через FD СЛУ_НОМ->СЛУ_УРОВ и СЛУ_УРОВ->СЛУ_ЗАРП). Эти аномалии связаны с избыточностью хранения значения атрибута СЛУ_ЗАРП в каждом кортеже, характеризующем служащих с одним и тем же разрядом.

1) **Добавление кортежей**. Невозможно сохранить данные о новом разряде (и соответствующем ему размере зарплаты), пока не появится служащий с новым разрядом. (Первичный ключ не может содержать неопределенные значения.)
2) **Удаление кортежей**. При увольнении последнего служащего с данным разрядом мы утратим информацию о наличии такого разряда и соответствующем размере зарплаты.
3) **Модификация кортежей**. При изменении размера зарплаты, соответствующей некоторому разряду, мы будем вынуждены изменить значение атрибута СЛУ_ЗАРП в кортежах всех служащих, которым назначен этот разряд (иначе не будет выполняться FD СЛУ_УРОВ->СЛУ_ЗАРП).

Возможная декомпозиция

Для преодоления этих трудностей произведем декомпозицию переменной отношения СЛУЖ на две переменных отношений – СЛУЖ1 {СЛУ_НОМ, СЛУ_УРОВ} и УРОВ {СЛУ_УРОВ, СЛУ_ЗАРП}. По теореме Хита, это снова декомпозиция без потерь по причине наличия, например, FD СЛУ_НОМ->СЛУ_УРОВ.

На рис. 8.5 показаны диаграммы FD этих переменных отношений, а на рис. 8.6 – их возможные значения.

Рис. 8.5. Диаграммы FD в отношениях СЛУЖ1 и УРОВ

Как видно из рис. 8.6, это преобразование обратимо, т. е. любое допустимое значение исходной переменной отношения СЛУЖ является естественным соединением значений отношений СЛУЖ1 и УРОВ. Также можно заметить, что мы избавились от трудностей при выполнении операций обновления.

Добавление кортежей. Чтобы сохранить данные о новом разряде, достаточно добавить соответствующий кортеж к отношению УРОВ.

Удаление кортежей. При увольнении последнего служащего, обладающего данным разрядом, удаляется соответствующий кортеж из отношения СЛУЖ1, и данные о разряде сохраняются в отношении УРОВ.

Модификация кортежей. При изменении размера зарплаты, соответствующей некоторому разряду, изменяется значение атрибута СЛУ_ЗАРП ровно в одном кортеже отношения УРОВ.

Значение переменной отношения **СЛУЖ1**

СЛУ_НОМ	СЛУ_УРОВ
2934	2
2935	3
2936	1
2937	1

Значение переменной отношения **УРОВ**

СЛУ_УРОВ	СЛУ_ЗАРП
2	22400.00
3	29600.00
1	20000.00

Рис. 8.6. Тела отношений СЛУЖ1 и УРОВ

Переменная отношения находится в **третьей нормальной форме (3NF)** в том и только в том случае, когда она находится во второй нормальной форме, и каждый неключевой атрибут нетранзитивно функционально зависит от первичного ключа.

29.Независимые проекции отношений. Теорема Риссанена (без доказательства). Атомарные отношения.

Необходимые и достаточные условия независимости проекций отношения обеспечивает **теорема Риссанена**:

Проекции r1 и r2 отношения r являются независимыми тогда и только тогда, когда:

- каждая FD в отношении r логически следует из FD в r1 и r2;
- общие атрибуты r1 и r2 образуют возможный ключ хотя бы для одного из этих отношений.

Атомарным отношением называется отношение, которое невозможно декомпозировать на независимые проекции.

30.Перекрывающиеся возможные ключи, аномалии обновления, возникающие из-за их наличия. Нормальная форма Бойса-Кодда.

Рассмотрим случай, когда у отношения имеется несколько возможных ключей, и некоторые из этих возможных ключей «перекрываются», т. е. содержат общие атрибуты.

Аномалии обновлений, связанные с наличием перекрывающихся возможных ключей

Например, пусть имеется переменная отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1 {СЛУ_НОМ, СЛУ_ИМЯ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН} с множеством FD, показанным на рис. 8.7.

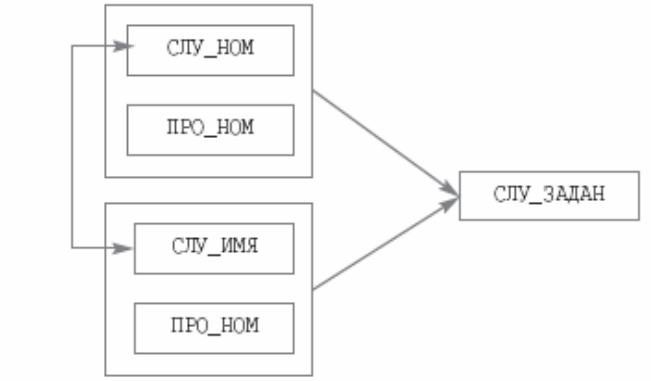


Рис. 8.7. Диаграмма FD отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1

В отношении СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1 служащие уникально идентифицируются как по номерам удостоверений, так и по именам. Следовательно, существуют FD СЛУ_НОМ->СЛУ_ИМЯ и СЛУ_ИМЯ->СЛУ_НОМ. Но один служащий может участвовать в нескольких проектах, поэтому возможными ключами являются {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ} и {СЛУ_ИМЯ, ПРО_НОМ}. На рис. 8.8 показано возможное значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1.

СЛУ_НОМ	СЛУ_ИМЯ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	Иванов	1	A
2941	Иваненко	2	B
2934	Иванов	2	B
2941	Иваненко	1	A

Очевидно, что, хотя в отношении СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1 все FD неключевых атрибутов от возможных ключей являются минимальными и транзитивные FD отсутствуют, этому отношению свойственны аномалии обновления. Например, в случае изменения имени служащего требуется обновить атрибут СЛУ_ИМЯ во всех кортежах отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1, соответствующих данному служащему. Иначе будет нарушена FD СЛУ_НОМ->СЛУ_ИМЯ, и база данных окажется в несогласованном состоянии.

Нормальная форма Бойса-Кодда

Причиной отмеченных аномалий является то, что в требованиях 2NF и 3NF не требовалась минимальная функциональная зависимость от первичного ключа атрибутов, являющихся компонентами других возможных ключей. Проблему решает нормальная форма, которую исторически принято называть нормальной формой Бойса-Кодда и которая является уточнением 3NF в случае наличия нескольких перекрывающихся возможных ключей. Переменная отношения находится в нормальной форме Бойса-Кодда (BCNF) в том и только в том случае, когда любая выполняемая для этой переменной отношения нетривиальная и минимальная FD имеет в качестве детерминанта некоторый возможный ключ данного отношения.

Переменная отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1 может быть приведена к BCNF путем одной из двух декомпозиций:

1) СЛУЖ_НОМ_ИМЯ {СЛУ_НОМ, СЛУ_ИМЯ} и
СЛУЖ_НОМ_ПРО_ЗАДАН {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}

2) СЛУЖ_НОМ_ИМЯ {СЛУ_НОМ, СЛУ_ИМЯ} и
СЛУЖ_ИМЯ_ПРО_ЗАДАН {СЛУ_ИМЯ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН} (FD и значения результирующих переменных отношений выглядят аналогично). Очевидно, что каждая из декомпозиций устраняет трудности, связанные с обновлением отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН1.

31.Многозначные зависимости. Двойственность многозначной зависимости. Лемма Фейджина. Теорема Фейджина (с доказательством).

В переменной отношения R с атрибутами A, B, C (в общем случае, составными) имеется **многозначная зависимость** B от A (AB) в том и только в том случае, когда множество значений

атрибута B, соответствующее паре значений атрибутов A и C, зависит от значения A и не зависит от значения C.

Многозначные зависимости обладают интересным свойством **«двойственности»,** которое демонстрирует следующая лемма.

Лемма Фейджина

Если в отношении R {A, B, C} выполняется MVD AB, то выполняется MVD AC. (Записывается как A->>B|C).

Доказательство леммы. Пусть <a,b,c'> принадлежит r и <a,b',c> принадлежит r. Из того, что A->>B следует, что <a,b',c>=<a,b,c> принадлежит r, следовательно, c от b не зависит, но зависит от a. По определению A->>C.

Доказано.

Таким образом, MVD AB и AC всегда составляют пару. Поэтому обычно их представляют вместе в форме A->> B | C.

FD является частным случаем MVD, когда множество значений зависимого атрибута обязательно состоит из одного элемента. Таким образом, если выполняется FD AB, то выполняется и MVD AB

Теорема Фейджина

r PROJECT (AB) NJ r PROJECT (AC) = r тогда и только тогда, когда A->>B|C. (то есть отношение декомпозируется без потерь)

Докажем достаточность условия теоремы.

Пусть <a,b,c'> и <a,b',c> принадлежат r. Следовательно, <a,b> принадлежит r1 <a,c> принадлежит r2. Следовательно, <a,b,c> принадлежит r1 NJ r2. Значит, <a,b,c> принадлежит r. По определению A->>B|C.

Доказательство необходимости условия теоремы.

1) Предположим, что <a,b,c> принадлежит r , следовательно, <a,b> принадлежит r1 <a,c> принадлежит r2. Следовательно, <a,b,c> принадлежит r1 NJ r2.
2) Из того, что <a,b,c> принадлежит r1 NJ r2, следует, что <a,b> принадлежит r1 <a,c> принадлежит r2. Значит, существуют такие <a,b,c'> и <a,b',c>, принадлежащие r, что <a,b,c> также принадлежит r (т.к. существует многозначная зависимость A->>B|C)

Конец доказательства.

Теорема Фейджина обеспечивает основу для декомпозиции отношений, удаляющей «аномальные» многозначные зависимости, с приведением отношений в четвертую нормальную форму.

(прим. Доказательства леммы и теоремы взяты из лекций Маши)

32. Многозначные зависимости. Аномалии, возникающие из-за наличия MVD. Пример декомпозиции, решающей проблему (на чем основывается). 4НФ. Нетривиальная и тривиальная многозначные зависимости.

В переменной отношения R с атрибутами A, B, C (в общем случае, составными) имеется **многозначная зависимость** B от A (AB) в том и только в том случае, когда множество значений атрибута B, соответствующее паре значений атрибутов A и C, зависит от значения A и не зависит от значения C.

Чтобы перейти к вопросам дальнейшей нормализации, рассмотрим еще одну возможную (четвертую) интерпретацию переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН. Предположим, что каждый служащий может участвовать в нескольких проектах, но в каждом проекте, в котором он участвует, им должны выполняться одни и те же задания. Возможное значение четвертого варианта переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН показано на рис. 9.1.

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	A
2934	1	B
2934	2	A
2934	2	B
....	....	....
2941	1	A
2941	1	D

Рис. 9.1. Возможное значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН (четвертый вариант)

Аномалии обновлений при наличии многозначных зависимостей и возможная декомпозиция

В новом варианте переменной отношения единственным возможным ключом является заголовок отношения {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}. Кортеж {сн, пн, сз} входит в тело отношения в том и только в том случае, когда служащий с номером сн выполняет в проекте пн задание сз. Поскольку для каждого служащего указываются все проекты, в которых он участвует, и все задания, которые он должен выполнять в этих проектах, для каждого допустимого значения переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН должно выполняться следующее ограничение (В_СПЗ обозначает тело отношения):

$$\text{IF } (\{сн, пн_1, сз_1\} \in B_{спз} \text{ AND } \{сн, пн_2, сз_2\} \in B_{спз})$$

$$\text{THEN } (\{сн, пн_1, сз_2\} \in B_{спз} \text{ AND } \{сн, пн_2, сз_1\} \in B_{спз})$$

Наличие такого ограничения (как мы скоро увидим, это ограничение порождается наличием многозначной зависимости) приводит к тому, что при работе с отношением СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН проявляются аномалии обновления.

1) **Добавление кортежа**. Если уже участвующий в проектах служащий присоединяется к новому проекту, то к телу значения переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН требуется добавить столько кортежей, сколько заданий выполняет этот служащий.
2) **Удаление кортежей.** Если служащий прекращает участие в проектах, то отсутствует возможность сохранить данные о заданиях, которые он может выполнять.
3) **Модификация кортежей.** При изменении одного из заданий служащего необходимо изменить значение атрибута СЛУ_ЗАДАН в стольких кортежах, в скольких проектах участвует служащий.

Трудности, связанные с обновлением переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН, решаются путем его декомпозиции на две переменных отношений: СЛУЖ_ПРО_НОМ {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ} и СЛУЖ_ЗАДАНИЕ {СЛУ_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}. Значения этих переменных отношений, соответствующие значению переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН с рис. 9.1, показаны на рис. 9.2.

Легко видеть, что декомпозиция, представленная на рис. 9.2, является декомпозицией без потерь и что эта декомпозиция решает перечисленные выше проблемы с обновлением переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН.

Значение переменной отношения **СЛУЖ_ПРО_НОМ**

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ
2934	1
2934	2
....	....
2941	1

Значение переменной отношения **СЛУЖ_ЗАДАНИЕ**

СЛУ_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	A
2934	B
....	....
2941	A
2941	D

Рис. 9.2. Значения переменных отношений СЛУЖ_ПРО_НОМ и СЛУЖ_ЗАДАНИЕ

Добавление кортежа. Если некоторый уже участвующий в проектах служащий присоединяется к новому проекту, то к телу значения переменной отношения СЛУЖ_ПРО_НОМ требуется добавить один кортеж, соответствующий новому проекту.

Удаление кортежей. Если служащий прекращает участие в проектах, то данные о заданиях, которые он может выполнять, остаются в отношении СЛУЖ_ЗАДАНИЕ.

Модификация кортежей. При изменении одного из заданий служащего необходимо изменить значение атрибута СЛУ_ЗАДАН в одном кортеже отношения СЛУЖ_ЗАДАНИЕ.

Переменная отношения r находится в **четвертой нормальной форме (4NF)** в том и только в том случае, когда она находится в BCNF, и все MVD r являются FD с детерминантами – возможными ключами отношения r (нет многозначных зависимостей).

33.N-декомпозируемые отношения. Пример декомпозиции. Зависимость проекции/соединения.

В переменной отношения R с атрибутами (возможно, составными) A и B MVD AB называется **тривиальной**, если либо AB, либо A UNION B совпадает с заголовком отношения R.

Нетривиальная многозначная зависимость: существует многозначная зависимость A->>B|C, но нет функциональных зависимостей A->B и A->C.

Тривиальная MVD всегда удовлетворяется. При AB она вырождается в тривиальную FD. В случае A UNION B = HR требования многозначной зависимости соблюдаются очевидным образом.

Отношение называется **n-декомпозируемым**, есть его можно декомпозировать на n частей.

Для **примера** n-декомпозируемого отношения при n > 2 рассмотрим пятый вариант переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН, в которой имеется единственно возможный ключ {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН} и отсутствуют нетривиальные MVD. Пример значения переменной отношения приведен на рис. 9.3.

Возможное значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН (пятый вариант)

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	A
2934	1	B
2934	2	A
2941	1	A

Значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_НОМ = (СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН PROJECT {СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ})

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ
2934	1
2934	2
2941	1

Значение переменной отношения СЛУЖ_ЗАДАНИЕ = (СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН PROJECT (ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН))

ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
1	A
1	B
2	A

Значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_НОМ = (СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН PROJECT (СЛУ_НОМ, СЛУ_ЗАДАН))

СЛУ_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	A
2934	B
2941	A

Результат естественного соединения значений СЛУЖ_ПРО_НОМ NATURAL JOIN ПРО_НОМ_ЗАДАН

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН	
2934	1	A	
2934	1	B	
2934	2	A	
2941	1	A	
2941	1	B	← Лишний кортеж

Рис. 9.3. Возможное значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН (пятый вариант), результаты проекций и результат частичного естественного соединения

Как показано на рис. 9.3, результат естественного соединения проекций СЛУЖ_ПРО_НОМ и ПРО_НОМ_ЗАДАН почти совпадает с телом исходного отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН, но в нем присутствует один лишний кортеж, который исчезнет после выполнения заключительного естественного соединения с проекцией СЛУЖ_ЗАДАНИЕ. Читателям предлагается убедиться, что исходное отношение будет восстановлено при любом порядке естественного соединения трех проекций.

Зависимость проекции/соединения

Если служащий с номером сн участвует в проекте пн, и в проекте пн выполняется задание сз, и служащий с номером сн выполняет задание сз, то служащий с номером сн выполняет задание сз в проекте пн.

В общем виде такое ограничение называется зависимостью **проекции/соединения**.

Формальное определение:

Пусть задана переменная отношения R, и A, B, …, Z являются произвольными подмножествами заголовка R (составными, перекрывающимися атрибутами). В переменной отношения R **удовлетворяется зависимость проекции/соединения** (Project-Join Dependency –

PJD) *(A, B, …, Z) тогда и только тогда, когда любое допустимое значение r переменной отношения R можно получить путем естественного соединения проекций этого значения на атрибуты A, B, …, Z.

34.Аномалии, возникающие из-за наличия зависимости проекции/соединения. Пример декомпозиции, решающий проблему. 5НФ.

В переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН выполняется PJD *({СЛУ_НОМ, ПРО_НОМ}, {ПРО_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}, {СЛУ_НОМ, СЛУ_ЗАДАН}). Наличие такой PJD обеспечивает возможность декомпозиции отношения на три проекции, но возникает вопрос, зачем это нужно? Чем плохо исходное отношение СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН? Ответ обычный: этому отношению свойственны аномалии обновления. Для примера предположим, что значением СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН является отношение, показанное на рис. 9.4.

1) **Добавление кортежей.** Если к ТСП31 (рис. 9.4) добавляется кортеж <2941, 1, A>, то должен быть добавлен и кортеж <2934, 1, A>. Действительно, в теле отношения появятся кортежи <2934, 1, B>, <2941, 1, A> и <2934, 2, A>. Ограничение целостности требует включения и кортежа <2934, 1, A>. Интересно, что добавление кортежа <2934, 1, A> не нарушает ограничение целостности и, тем самым, не требует добавления кортежа <2941, 1, A>.

Возможное значение переменной отношения СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН (ТСП31)

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	B
2934	2	A

Результат добавления к ТСП31 кортежа <2941, 1, A> (ТСП32)

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	B
2934	2	A
2941	1	A
2934	1	A

Рис. 9.4. Иллюстрации аномалий обновления в отношении СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН при наличии зависимости соединения

2) **Удаление кортежа.** Если из ТСП32 удаляется кортеж <2934, 1, A>, то должен быть удален и кортеж <2941, 1, A>, поскольку в соответствии с ограничением целостности наличие второго кортежа означает наличие первого. Интересно, что удаление кортежа <2941, 1, A> не нарушает ограничения целостности и не требует дополнительных удалений.

Устранение аномалий обновления в 3-декомпозиции

Результат декомпозиции переменной отношения **СЛУЖ_ПРО_ЗАДАН** с телом значения ТСП31

СЛУЖ_ПРО_НОМ

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ
2934	1
2934	2

СЛУЖ_ЗАДАНИЕ

СЛУ_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	B
2934	A

ПРО_НОМ_ЗАДАН

ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
1	B
2	A

Добавление данных о служащем с номером 2941, выполняющем задание A в проекте 1

СЛУЖ_ПРО_НОМ

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ
2934	1
2934	2
2941	1

СЛУЖ_ЗАДАНИЕ

СЛУ_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	B
2934	A
2941	A

ПРО_НОМ_ЗАДАН

ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
1	B
2	A
1	A

Результат естественного соединения отношений после добавления данных

СЛУ_НОМ	ПРО_НОМ	СЛУ_ЗАДАН
2934	1	B
2934	2	A
2941	1	A
2934	1	A