

Базы данных

ФН12

Реляционная модель данных

Лекция 6

МГТУ им. Н.Э.Баумана. ФН12

# 12 правил Кодда

1. Явное представление данных (The Information Rule).
2. Гарантированный доступ к данным (Guaranteed Access Rule).
3. Полная обработка неизвестных значений (Systematic Treatment of Null Values).
4. Доступ к словарю данных в терминах реляционной модели (Dynamic On-Line Catalog Based on the Relational Model).
5. Полнота подмножества языка (Comprehensive Data Sublanguage Rule).
6. Возможность модификации представлений (View Updating Rule).
7. Наличие высокоуровневых операций управления данными (High-Level Insert, Update, and Delete).
8. Физическая независимость данных (Physical Data Independence).
9. Логическая независимость данных (Logical Data Independence).
10. Независимость контроля целостности (Integrity Independence).
11. Дистрибутивная независимость (Distribution Independence).
12. Согласование языковых уровней (Non-Subversion Rule).

# Общая характеристика

Кристофер Дейт развил теорию Кодда применительно к прикладным задачам проектирования реляционных баз данных.

Согласно трактовке Дейта, *реляционная модель* состоит из трех частей, описывающих разные аспекты *реляционного подхода*:

- 1.структурная часть;
- 2.манипуляционная часть;
- 3.целостная часть.

(К. Дейт. Введение в системы баз данных. 8-е изд., М.; СПб.: Вильямс.– 2005. An Introduction to Database Systems by Christopher J. Date.)

# Общая характеристика

**В структурной части** модели фиксируется, что единственной родовой структурой данных, используемой в реляционных БД, является нормализованное *n*-арное отношение.

**В манипуляционной части** модели определяются две группы языков, имеющие в качестве своей математической основы теоретические языки запросов:

- реляционная алгебра;
- реляционное исчисление.

**В целостной части** реляционной модели данных фиксируются два базовых требования целостности, которые должны поддерживаться в любой реляционной СУБД

(целостность сущности и целостность по ссылкам ).

# Целостность сущности (entity integrity)

**Требование целостности сущности** : у любой переменной отношения должен существовать первичный ключ, и никакое значение первичного ключа в кортежах не должно содержать неопределенных значений NULL.

## Целостность по ссылкам (referential integrity).

Любая база данных содержит несколько отношений.

Между отношениями должны быть установлены связи.

Наличие связей между отношениями является основным свойством любой реляционной базы данных.

Связи в реляционной БД устанавливаются с помощью использования внешних ключей.

## «Неопределенное значение».

Неопределенное значение не принадлежит никакому типу данных.

### Операции с *NULL*

*a* – это значение некоторого типа данных или *NULL*;

*op* – бинарная «арифметическая» операция для данных этого типа;

*Comp\_op* – операция сравнения значений этого типа.

- *a op NULL = NULL*
- *NULL op a = NULL*
- *a Comp\_op NULL = unknown*
- *NULL Comp\_op a = unknown*

**unknown** обладает следующими свойствами:

- *NOT unknown = unknown*
- *true AND unknown = unknown*
- *true OR unknown = true*
- *false AND unknown = false*
- *false OR unknown = unknown*

Пусть отношение **A** содержит поля **a, b, c, d**, из которых поле **a** — первичный ключ. Отношение **B** содержит поля **e, f, g, h**. В поле **g** содержится значение поля **a** одной из записей отношения **A**. В таком случае поле **g** и называется **внешним ключом**. Это поле организует связь между двумя отношениями.

отношение A				отношение B			
<i>a</i>	<i>b</i>	<i>c</i>	<i>d</i>	<i>e</i>	<i>f</i>	<i>g</i>	<i>h</i>
a1	b1	c1	d1	e1	f1	a1	h1
a2	b2	c2	d2	e2	f2	a2	h2
				e3	f3	a1	h3

Таблица 6.1

Ссылочная целостность для двух отношений **A** и **B** имеет место при выполнении условия: для каждого кортежа отношения **B** существует соответствующий кортеж в отношении **A**, то есть кортеж, у которого ( $B.g_i = A.a_i$  или  $B.g_i = NULL$ ).

Три подхода, поддерживающих *целостность по ссылкам* при удалении данных.

1. **Запрет.** Удаление *кортежа*, на который имеются ссылки, производить запрещается. При попытке удаления *кортежа* операция блокируется и возвращается ошибка.
2. **Обнуление внешних ключей.** При удалении *кортежа*, на который имеются ссылки, во всех *ссылающихся кортежах* значение *внешнего ключа* автоматически становится полностью *неопределенным (NULL)*.
3. **Каскадное удаление.** При удалении *кортежа* из *отношения*, на которое ведет ссылка, из *ссылающегося отношения* автоматически удаляются все *ссылающиеся кортежи*. Если хотя бы для одной из *ссылающихся записей* это невозможно, то удаление запрещается.

# Отношение «Адрес»

# «Улица»

# Отношение

Key	Name	house	apartam	street	Key	pref	name
1	Жилин	23	12	11	11	улица	Бауманская
2	Зотов	34	3	NULL	13	переулок	Уланский
3	Иванов	13	14	13	15	улица	Полянка
4	Корин	24	9	15	31	Улица	Сретенка
5	Костин	45	6	31	56	проспект	Мичуринский
6	Петров	1	31	56	67	переулок	Лавров
7	Силин	23	24	31	68	улица	2 <sup>ая</sup> Бауманская
8	Сомов	34	8	25	69	проспект	Андропова
9	Ясин	71	7	67	70	переулок	Костянский

Таблица 6.5

Нарушение ссылочной целостности  
Ссылка никуда не ведет

# Поддержание ссылочной целостности в БД

## Причины нарушений

- 1. Некорректная работа прикладного программного обеспечения.** Программа может совершать ошибки следующих видов:
  - 1) Неполная запись объектов.**
  - 2) Некорректная правка ссылки.**
  - 3) Правка первичного ключа без каскадного обновления.**
  - 4) Удаление записи без каскадного обновления.**
- 2. Сбои в работе системного программного обеспечения и оборудования.**

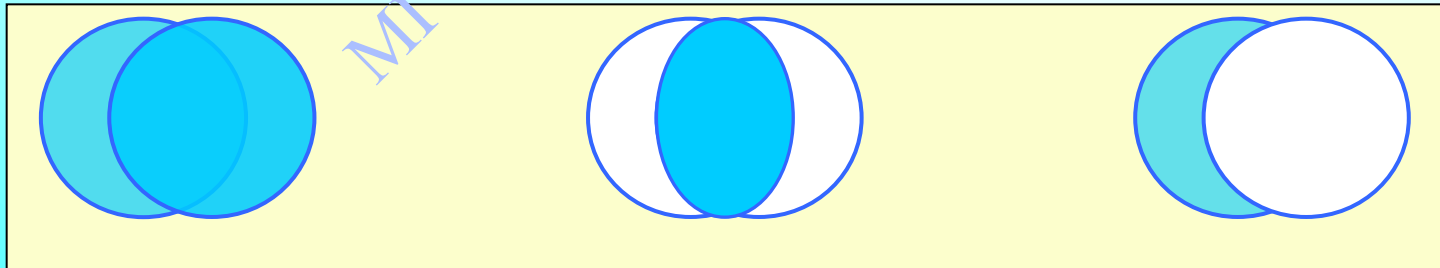
# Манипуляционная часть РМД

## Реляционная алгебра

### Краткий обзор операций.

- объединение множеств  $A$  и  $B$        $A \cup B = \{x: x \in A \vee x \in B\}$
- пересечение множеств  $A$  и  $B$        $A \cap B = \{x: x \in A \wedge x \in B\}$
- разность множеств  $A \setminus B$        $A \setminus B = \{x: x \in A \wedge x \notin B\}$
- Множество *всех* кортежей длины  $n$  на множествах  $A_1, \dots, A_n$  называют **прямым (декартовым) произведением множеств**  $A_1, \dots, A_n$

$$A_1 \times \dots \times A_n = \{(a_1, \dots, a_n) : a_1 \in A_1, \dots, a_n \in A_n\}$$



**Рис. 6.2.** Иллюстрация результатов операций

<b>Студенты, изучающие дополнительно английский язык</b>		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1232	Алексеев А. А.	И-12
1233	Борисов Б. Б.	И-12
1234	Васькин В.В.	И-12
1235	Гришин Г. Г.	У-11
<b>Студенты, изучающие дополнительно немецкий язык</b>		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1232	Алексеев А. А.	И-12
1235	Гришин Г. Г.	У-11
1237	Иванов И.В.	И-13
1240	Степанов А. С.	К-14

Таблица 6.5  
отношение 1

Таблица 6.6  
отношение 2

Отношения, имеющие одинаковые заголовки, называют совместимыми по типу.

## Объединение

Операцию **объединение** можно применять только к совместимым по типу отношениям.

Синтаксис : A UNION B

Студенты_ английский язык UNION Студенты_ немецкий язык		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1232	Алексеев А. А.	И-12
1233	Борисов Б. Б.	И-12
1234	Васькин В.В.	И-12
1235	Гришин Г. Г.	У-11
1237	Иванов И.В.	И-13
1240	Степанов А. С.	К-14

Таблица 6.7 «Студенты изучающие дополнительно английский или немецкий языки.»

# Пересечение

Операцию **пересечение** можно применять только к совместимым по типу отношениям.

Синтаксис:

A INTERSECT B

Студенты_ английский язык INTERSECT Студенты_ немецкий язык		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1232	Алексеев А. А.	И-12
1235	Гришин Г. Г.	У-11

Таблица 6.8 «Студенты изучающие дополнительно и английский и немецкий языки».

# Разность

Операцию разности можно применять только к совместимым по типу отношениям.

Синтаксис:

$A \text{ MINUS } B$

Студенты_ английский язык MINUS Студенты_ немецкий язык		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1233	Борисов Б. Б.	И-12
1234	Васькин В.В.	И-12

Таблица 6.9 «Студенты изучающие дополнительно только английский язык»

## Произведение (декартово произведение).

Декартово произведение отношений можно применять к отношениям заголовки которых не содержат одноименных атрибутов, принадлежащих одному домену.

Результатом декартова произведения отношения  $A$  с заголовком  $(A_1, A_2, \dots, A_m)$  и отношения  $B$  с заголовком  $(B_1, B_2, \dots, B_n)$  является отношение заголовков которого  $(A_1, A_2, \dots, A_m, B_1, B_2, \dots, B_n)$ , является соединением (конкатенацией) заголовка  $(A_1, A_2, \dots, A_m)$  отношения  $A$  и заголовка  $(B_1, B_2, \dots, B_n)$  отношения  $B$ , а тело состоит из кортежей  $(a_1, a_2, \dots, a_m, b_1, b_2, \dots, b_n)$  где  $(a_1, a_2, \dots, a_m) \in A, (b_1, b_2, \dots, b_n) \in B$ .

Синтаксис:

$A \text{ TIMES } B$

## 2. Специальные реляционные операции:

### Ограничение отношения (RESTRICT).

Эта операция является унарной.

Синтаксис:

A WHERE *p*

*p* представляет собой логическое выражение, в которое входят атрибуты отношения *A*, и может иметь значение ЛОЖЬ или ИСТИНА.

Студенты изучающие дополнительно английский язык, WHERE Группа= И-12		
Номер л.д.	ФИО	Группа
1232	Алексеев А. А.	И-12
1233	Борисов Б. Б.	И-12
1234	Васькин В.В.	И-12

Таблица 6.10 «Студенты группы И-12, изучающие дополнительно английский язык»

# Проекция

Синтаксис:

[PROJECT] A[X, Y, ..., Z]

ФИО
Алексеев А. А.
Борисов Б. Б.
Васькин В.В.

МГТУ им. П.Э.Баумана. ФН12

Таблица 6.11 «ФИО студентов изучающие дополнительно английский язык»

## Соединение

### Общая операция соединения, эквисоединение и естественное

- Синтаксис:
- 1)  $(A \text{ TIMES } B) \text{ WHERE } A_k \text{ Comp } B_k$
  - 2)  $(A \text{ TIMES } B) \text{ WHERE } A_k = B_k$
  - 3)  $(A \text{ NATURAL JOIN } B)$

Отношение  $A(a,b,c)$ , и отношение  $B(a,f)$ .

$(A \text{ JOIN } B)$  - соединение отношений  $A$  и  $B$  по совпадению значения атрибута  $a$

СОЕДИНЕНИЕ A NATURAL JOIN B								
Отношение A			Отношение B		Отношение A JOIN B			
a	b	c	a	f	a	b	c	f
a1	b1	c1	a1	f1	a1	b1	c1	f1
a2	b2	c2	a2	f2	a2	b2	c2	f2
a3	b3	c3	a3	f3	a3	b3	c3	f3
a4	b4	c4	a4	f4	a4	b4	c4	f4

Таблица 6.12

## Деление.

Результат деления отношения  $A$  с заголовком  $(X_1, X_2, \dots, X_n, Y_1, Y_2, \dots, Y_m)$  на отношение  $B$  с заголовком  $(Y_1, Y_2, \dots, Y_m)$  есть отношение с заголовком  $(X_1, X_2, \dots, X_n)$ , тело которого состоит из множества кортежей  $(x_1, x_2, \dots, x_n)$ , таких, что для всех кортежей  $(y_1, y_2, \dots, y_m)$  из  $B$  в отношении  $A$  найдется кортеж  $(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_m)$ .

Синтаксис:  $A \text{ DIVIDEBY } B$

ДЕЛЕНИЕ $A \text{ DIVIDEBY } B$					
Отношение $A$					Отношение $A \text{ DIVIDEBY } B$
<b>a</b>	<b>b</b>	<b>c</b>	Отношение $B$		
<i>a1</i>	<i>b1</i>	<i>c1</i>	<b>b</b>	<b>c</b>	
<i>a2</i>	<i>b1</i>	<i>c1</i>	<i>b1</i>	<i>c1</i>	
<i>a3</i>	<i>b1</i>	<i>c2</i>			
<i>a4</i>	<i>b2</i>	<i>c1</i>			

Таблица 6.13

## RENAME.

Синтаксис:

$R$  RENAME  $Atr_1, Atr_2, \dots$  AS  $NewAtr_1, NewAtr_2, \dots$

где

$R$  — отношение

$Atr_1, Atr_2, \dots$  — исходные имена атрибутов

$NewAtr_1, NewAtr_2, \dots$  — новые имена атрибутов

**RENAME** – девятая операция реляционной алгебры, дополняющая "начальную" алгебру Кодда.

## Приоритеты операций

RENAME > RESTRICT = PROJECT > TIMES = JOIN = INTERSECT =  
DIVIDE BY > UNION = MINUS

операция	приоритет
RENAME	4
RESTRICT	3
PROJECT	3
TIMES	2
JOIN	2
INTERSECT	2
DIVIDE BY	2
UNION	1
MINUS	1

таблица 6.14