

# Zusammenfassung DDM

Jurij Maïkoff

2019-06-11

## Inhaltsverzeichnis

<b>1 Sie können verteilte Datenbank systeme entlang der Dimension Heterogenität, Autonomie und Verteilung klassifizieren</b>	<b>3</b>
<b>2 Sie kennen die 12 Regeln für verteilte Datenbanksysteme von Chris Date</b>	<b>3</b>
<b>3 Sie können den Begriff Transparenz in verteilten Datenbanken erklären.</b>	<b>3</b>
<b>4 Sie können mit mindestens 2 verschiedenen Methoden Ortstransparenz mit einer verteilten Oracle Datenbank realisieren.</b>	<b>3</b>
<b>5 Sie können das Entwurfsproblem für verteilte Datenbanken erläutern und kennen 2 Entwurfsstrategien.</b>	<b>4</b>
<b>6 Sie können eine primäre horizontale Fragmentierung (PHF) durchführen</b>	<b>5</b>
6.1 Simple predicate p . . . . .	5
6.2 Minterm predicate M(P) . . . . .	5
6.3 PHF - 1. Schritt . . . . .	5
6.4 PHF - 2. Schritt . . . . .	5
6.5 Abgeleitete horizontale Fragmentierung (DHF) . . . . .	6
<b>7 Sie können eine vertikale Fragmentierung durchführen.</b>	<b>7</b>
<b>8 Sie kennen die Korrektheitsregeln für eine Fragmentierung und können sie auf ein Beispiel anwenden.</b>	<b>7</b>
<b>9 Sie können die verschiedenen Phasen einer verteilten Anfrageverarbeitung beschreiben.</b>	<b>8</b>
9.1 Zerlegung . . . . .	8
9.2 Lokalisierung . . . . .	8
9.3 Globale Optimierung . . . . .	9
9.4 Lokale Optimierung . . . . .	9
<b>10 Sie können eine globale Anfrage in eine lokalisierte und reduzierte Anfrage überführen.</b>	<b>10</b>
<b>11 Sie verstehen den Begriff Collocated Inline View und können ihn anhand eines Beispiels erklären.</b>	<b>10</b>
<b>12 Sie kennen den Semijoin und können anhand eines Beispiels erklären, wie damit die Performance eines Joins in einer verteilten Datenbank verbessert werden kann.</b>	<b>11</b>
<b>13 Sie kennen die Aspekte der Transaktionsverarbeitung in verteilten Datenbanksystemen.</b>	<b>12</b>
<b>14 Sie verstehen die Erweiterung des Begriffs Serialisierbarkeit in einem verteilten Datenbanksystem</b>	<b>12</b>
<b>15 Sie können 3 verschiedene Varianten der Realisierung des 2-Phasen-Sperrprotokolls in verteilten Datenbanksystemen erklären.</b>	<b>12</b>
15.1 Zentral . . . . .	13
15.2 Primary . . . . .	13
15.3 Verteilt . . . . .	14
<b>16 Sie können das Problem der Erkennung von verteilten Deadlocks beschreiben.</b>	<b>14</b>

<b>17 Sie kennen die Komponenten zur Sicherstellung von Atomicity und Durability verteilter Transaktionen.</b>	<b>15</b>
17.1 Komponenten . . . . .	15
<b>18 Sie können das 2-Phasen-Commit Protokoll beschreiben und kennen 3 verschiedene Kommunikationsvarianten.</b>	<b>15</b>
<b>19 Sie können die 2 Hauptprobleme des 2PC Protokolls erläutern.</b>	<b>17</b>
<b>20 Sie kennen die Vor- und Nachteile von replizierten Daten.</b>	<b>17</b>
<b>21 Sie kennen verschiedenen Konsistenzmodelle für die Replikation.</b>	<b>18</b>
21.1 Strong Consistency . . . . .	18
21.2 Weak Consistency . . . . .	18
21.3 Client-Centric Consistency . . . . .	18
<b>22 Sie können die verschiedenen Update Propagation Strategien beschreiben.</b>	<b>18</b>
22.1 Eager / Lazy Replication . . . . .	18
22.2 Master / Group Replication . . . . .	19
22.3 Eager Master (Synchronous Primary Copy) Replication . . . . .	19
22.4 Eager Group (Synchronous Update Everywhere) Replication . . . . .	20
22.5 Lazy Master (Asynchronous Primary Copy) . . . . .	21
22.6 Lazy Group (Asynchronous Update Everywhere) Replication . . . . .	22
<b>23 Sie können erläutern, wie in Oracle 12c Replikation mit Materialized Views realisiert wird und welcher Replikations Strategie dies entspricht.</b>	<b>23</b>
<b>24 Sie kennen die Kategorisierung der NoSQL Systeme mit den typischen Vertretern.</b>	<b>24</b>
<b>25 Sie können das CAP-Theorem erläutern.</b>	<b>24</b>
<b>26 Sie kennen das Map/Reduce Verfahren und können dafür typische Anwendungen programmieren.</b>	<b>24</b>
<b>27 Sie kennen die Modellierungsprinzipien für Cassandra und können diese anwenden.</b>	<b>25</b>
27.1 Komplexeres Beispiel: RDBMS to Cassandra . . . . .	28
<b>28 Sie können mit CQL Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.</b>	<b>29</b>
28.1 5 Regeln für Query Model . . . . .	29
28.2 Chebotko Diagramme . . . . .	30
<b>29 Sie können Datenmodelle für MongoDB entwerfen und kennen die verschiedenen Darstellungsmöglichkeiten von Beziehungen.</b>	<b>30</b>
29.1 Darstellungsmöglichkeiten . . . . .	31
29.1.1 Embedded . . . . .	31
29.1.2 Referenced . . . . .	31
29.2 Einfaches Beispiel anhand eines Blogs . . . . .	32
<b>30 Sie können mit der Mongo Shell Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.</b>	<b>33</b>
30.1 DB erstellen . . . . .	33
30.2 Querying . . . . .	34
30.2.1 AND . . . . .	34
30.2.2 OR . . . . .	34
30.2.3 Kombination AND und OR . . . . .	35
<b>31 Sie kennen das Graphdatenmodell von Neo4j.</b>	<b>35</b>
<b>32 Sie können mit der Sprache Cypher Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.</b>	<b>35</b>
<b>33 Sie können das Datenmodell des Resource Description Frameworks anhand eines Beispiels erläutern.</b>	<b>35</b>

# 1 Sie können verteilte Datenbank systeme entlang der Dimension Heterogenität, Autonomie und Verteilung klassifizieren

- **Heterogenität:** Hardware, Netzwerkprotokolle, Datenverwaltung, Datenmodell, Abfragesprache, Transaktionsverwaltung
  - Eine Datenbank und viele Instanzen der selben Applikation die darauf zugreifen -> Homogen (Wikipedia)
  - Eine oder mehrere Datenbanken und viele verschiedene Applikation die darauf zugreifen -> Heterogen (Wikipedia)
    - \* z.B. Fachapplikationen welche vielfältige Daten verwalten
  - 2 Ausprägungen: homogen, heterogen
- **Verteilung:** betrifft die Verteilung der Daten
  - 3 Ausprägungen: zentral, client/server, verteilt
- **Autonomie:** betrifft die Verteilung der Steuerung
  - Bezeichnet den Grad, zu dem verschiedene miteinander verbundene DBMS unabhängig voneinander operieren können (Wikipedia).
  - 3 Ausprägungen: stark integriert, halbautonom, isoliert

# 2 Sie kennen die 12 Regeln für verteilte Datenbanksysteme von Chris Date

1. Lokale Autonomie
2. Unabhängigkeit von zentralen Systemfunktionen
3. Hohe Verfügbarkeit
4. Ortstransparenz
5. Fragmentierungstransparenz
6. Replikationstransparenz
7. Verteilte Anfragebearbeitung
8. Verteilte Transaktionsverarbeitung
9. Hardware Unabhängigkeit
10. Betriebssystem Unabhängigkeit
11. Netzwerkunabhängigkeit
12. Datenbanksystem Unabhängigkeit

# 3 Sie können den Begriff Transparenz in verteilten Datenbanken erklären.

- **Ortstransparenz** (Positionstransparenz) Der Ort, an dem sich ein Dienst oder eine Ressource befindet ist dem Benutzer nicht bekannt. Der Zugriff erfolgt über einen bestimmten Namen, der allerdings keine Ortsinformationen enthält.
- **Zugriffstransparenz** Der Zugriff auf die Ressource erfolgt immer auf die gleiche Art und Weise, egal ob diese sich lokal oder entfernt im Netz befindet.

# 4 Sie können mit mindestens 2 verschiedenen Methoden Ortstransparenz mit einer verteilten Oracle Datenbank realisieren.

- **Replikationstransparenz** Aus Performancegründen kann es mehrere Kopien derselben Ressource geben. Das System sorgt für die transparente Replikation der darin vorgenommenen Änderungen.
- **Fragmentierungstransparenz** Die Teilbestandteile einer Ressource können an verschiedenen Orten gespeichert sein.

— *Ortstransparenz*

— *Wird benötigt, dass bei select Statement nicht immer der ganze Link*

— *angezeigt werden muss. So muss der Benutzer nicht wissen wo genau die Daten*

— *liegen.*

**CREATE OR REPLACE VIEW** filme

**AS SELECT \* FROM** filme@ganymed.sirius.fhnw.ch;

**DROP VIEW** filme;

— *Namenstransparenz*

**CREATE SYNONYM** filme FOR filme@ganymed.sirius.fhnw.ch;

— *Link zu anderem Datenbankserver*

```
CREATE DATABASE LINK ganymed.sirius.fhnw.ch
CONNECT TO ddm61 IDENTIFIED BY ddm61
USING 'ganymed';
```

## 5 Sie können das Entwurfsproblem für verteilte Datenbanken erläutern und kennen 2 Entwurfsstrategien.

- Entscheid über die Platzierung von Daten auf den Knoten eines Computernetzwerks
- beeinflusst die Performance der DDB und der Anwendungen
- lokaler Zugriff ist günstiger als Zugriff auf entfernte Knoten
- Analyse:
  - welche Anwendungen (Queries)
  - auf welchen Knoten
  - benötigen welche Daten
  - mit welcher Häufigkeit
- Resultat:
  - Menge von Fragmenten (Ausschnitte der Daten)
  - zugeteilt auf verschiedene Knoten
- Es gibt verschiedene Strategien zum Design eines Schemas (Uni Frankfurt)
  - **Top-down**
    - \* Anwendungsanforderungen -> 1. Verfeinerungstufe -> 2. Verfeinerungstufe -> Finale Verfeinerungstufe
    - \* Mit jeder Iteration kommen mehr Details zum Schema dazu.
    - \* Am Anfang sehr Abstrakt gegen Schluss immer konkreter
  - **Bottom-up**
    - \* Man beginnt mit elementaren Konzepten und den Details
    - \* Erstellen von elementaren Konzepten -> Sammlung elementarer Konzepte -> Zusammenführen elementarer Konzepte -> Endgültiges Schema

### Top-down Entwurf

- beim Entwurf „from scratch“
- in homogenen Systemen
- nachgelagert an den konzeptionellen Entwurf

### Bottom-up Entwurf

- Multidatenbank Anwendungen
- Datenbanken schon auf verschieden Knoten vorhanden
- Problem der Datenintegration, Schemaintegration
- Web Services

Abbildung 1: Entwurfsproblem - Lösung

## 6 Sie können eine primäre horizontale Fragmentierung (PHF) durchführen

<b>BIKES</b>				
BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

<b>BIKES1</b>				
BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

<b>BIKES2</b>				
BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3

Abbildung 2: Horizontale Fragmentierung

### 6.1 Simple predicate p

Vergleich von einem Attribut mit einem Wert

- bname = 'Siena', preis < 2000

Sind bool'sche Kombinationen von simple Predicates

### 6.2 Minterm predicate M(P)

Verknüpfen aller simple predicates aus P mit AND und NOT

- bname = 'Siena', AND NOT (preis < 2000)

Mit den Minterms müssen alle Daten abgedeckt werden.

- Minterm selectivity: sel( $m_i$ )
  - Anzahl Tupel die mit dem Minterm  $m_i$  ausgewählt werden
- Access Frequency acc( $m_i$ )
  - Häufigkeit der Anwendung auf Daten mit dem Minterm  $m_i$  zugreifen

### 6.3 PHF - 1. Schritt

Finden einer Menge von simple predicates die Vollständig und Minimal sind:

- **Vollständigkeit** → Eine Menge von simple predicates ist vollständig genau dann, wenn auf jedes Tupel im gleichen Fragment von allen Anwendungen mit der gleichen Häufigkeit zugegriffen wird
- **Minimalität** → Wird durch ein simple predicate ein Fragment weiter aufgeteilt, dann muss es mindestens eine Anwendung geben, die auf diese Fragmente verschieden zugreift. Ein simple predicate soll also relevant sein für die Bestimmung einer Fragmentierung. Sind alle simple predicate eine Menge P relevant, dann ist P minimal

### 6.4 PHF - 2. Schritt

- **Anwendung 1**

- Erfragt Namen und Bestand von Bikes nach Typ: City (4/Woche), Trekking (3/Woche), Mountain (2/Woche), Road (1/Woche)

```
SELECT bname, bestand
FROM bike s
WHERE typ = ?
```

- Simple predicates:
  - p1: Typ = 'Road'
  - p2: Typ = 'Mountain'
  - p3: Typ = 'Trekking'
  - p4: Typ = 'City'
- **Anwendung 2**
  - Verwaltet Bikes mit Preis kleiner 2000 (3/Woche), die restlichen Bikes (1/Woche):

```
SELECT * FROM bike s WHERE preis?
```

- Simple predicates:
  - p5: Preis < 2000
  - p6: Preis >= 2000

Aus diesen 6 simple predicates könnten  $2^6 = 64$  minterm predicates gebildet werden. Nur die sinnvollen verwenden, diese definieren dann die Fragmente:

- BIKES1: Typ = 'Road' AND Preis < 2000 (BIKES)
- BIKES2: Typ = 'Road' AND Preis >= 2000 (BIKES)
- BIKES3: Typ = 'Mountain' AND Preis < 2000 (BIKES)
- BIKES4: Typ = 'Mountain' AND Preis >= 2000 (BIKES)
- BIKES5: Typ = 'Trekking' AND Preis < 2000 (BIKES)
- BIKES6: Typ = 'Trekking' AND Preis >= 2000 (BIKES)
- BIKES7: Typ = 'City' AND Preis < 2000 (BIKES)
- BIKES8: Typ = 'City' AND Preis >= 2000 (BIKES)

## 6.5 Abgeleitete horizontale Fragmentierung (DHF)

Eine horizontale Fragmentierung die von einer anderen Abhängig ist. Dabei wird geschaut, dass Daten die zusammen verwendet werden, auf dem selben Knoten liegen.

## 7 Sie können eine vertikale Fragmentierung durchführen.

<b>BIKES</b>				
BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

<b>SELECT bnr, bname, preis</b>				
<b>FROM bikes</b>				

<b>BIKES1</b>		
BNr	BName	Preis
B5	MCD03	4490.00
B4	Siena	2390.00
B2	City Cross	2190.00
B3	Valiant	1090.00
B1	Luxor	980.00
B6	Atlanta	890.00
B7	Striker	890.00

<b>SELECT bnr, typ, bestand</b>				
<b>FROM bikes</b>				

<b>BIKES2</b>		
BNr	Typ	Bestand
B5	Road	2
B4	Mountain	4
B2	Trekking	3
B3	Trekking	7
B1	City	10
B6	Trekking	8
B7	Mountain	7

Abbildung 3: Vertikale Fragmentierung

Man muss auswerten welche Queries ausgeführt werden, auf welche Attribute, auf welchen Knoten und wie häufig. Um dann entscheiden zu können, welche Attribute werden häufig zusammen verwendet und sollten deshalb zum gleichen Fragment gehören

Für diese Folien siehe Anhang.

## 8 Sie kennen die Korrektheitsregeln für eine Fragmentierung und können sie auf ein Beispiel anwenden.

- **vollständigkeit**
  - wenn  $R$  zerlegt wird in  $R_1, R_2, \dots, R_n$ , dann muss jedes Datenelement aus  $R$  in einem  $R_i$  enthalten sein.
- **rekonstruierbar**
  - wenn  $R$  zerlegt wird in  $R_1, R_2, \dots, R_n$ , dann muss es relationale Operatoren geben, so dass  $R$  wiederhergestellt werden kann.
- **disjunkt**
  - wenn  $R$  horizontal zerlegt wird in  $R_1, R_2, \dots, R_n$ , dann müssen die Fragmente paarweise disjunkt sein.
  - wenn  $R$  vertikal zerlegt wird in  $R_1, R_2, \dots, R_n$ , dann müssen die Fragmente bezogen auf die nichtprimen Attribute paarweise disjunkt sein.

## 9 Sie können die verschiedenen Phasen einer verteilten Anfrageverarbeitung beschreiben.

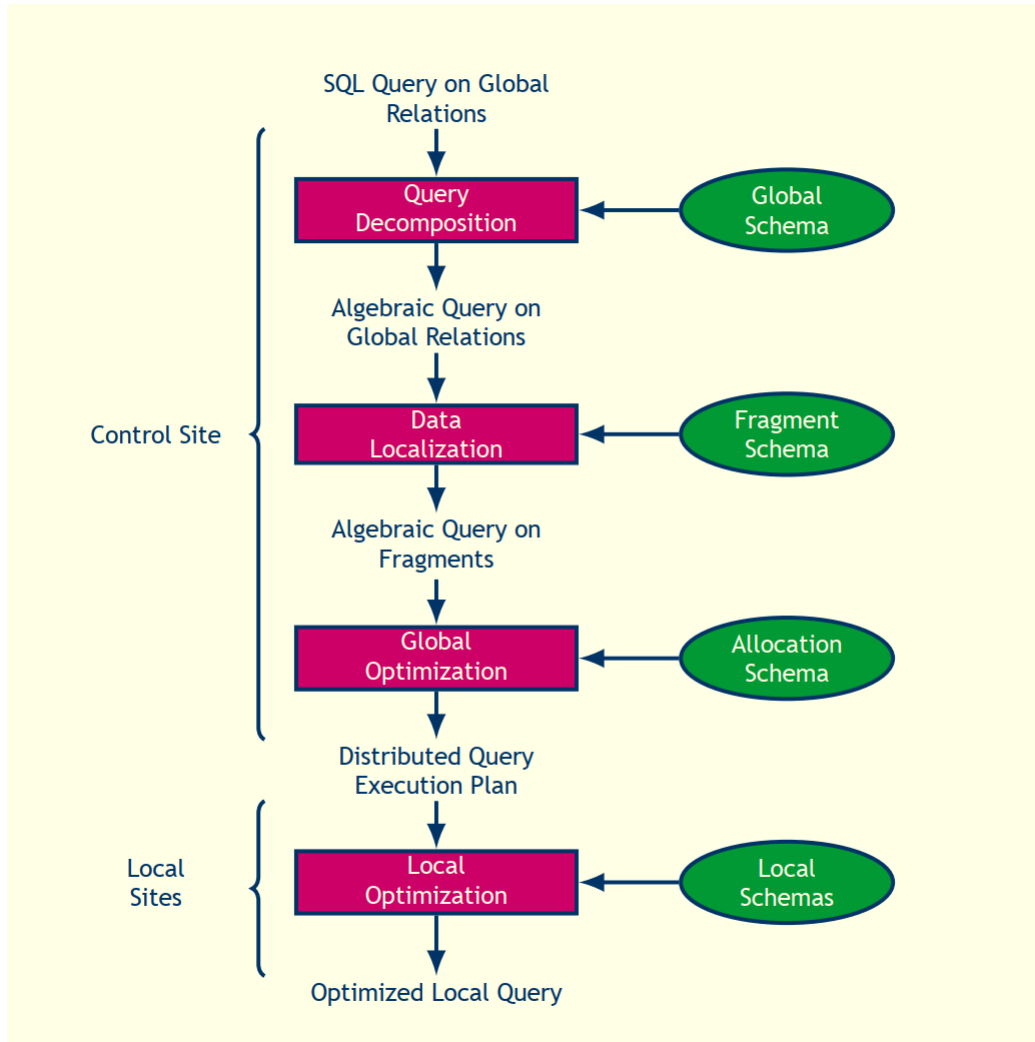


Abbildung 4: Phasen der Anfragebearbeitung

### 9.1 Zerlegung

SQL Query zerlegen und umformen in relationale Algebra unter Verwendung des globalen Schemas:

- Normalisierung (Bedingung in WHERE Klausel)
- Analyse, um inkorrekte Queries zurückzuweisen
  - Analyse nach Typ
  - Analyse nach Semantik
- Vereinfachung, Redundanz beseitigen
- Umformen in optimalen Ausdruck der relationalen Algebra

### 9.2 Lokalisierung

- verwenden des Fragmentierungsschema
- Verteilte Anfrage mit globalen Relationen abbilden in Anfragen mit Fragmenten
  - Ersetzen der globalen Relation mit den Fragmenten
  - U für horizontale Fragmentierung
  - (kravatten-symbol) für vertikale Fragmentierung
- Optimieren der lokalisierten Anfrage durch Reduktion
  - Reduktion mit Selektion
  - Reduktion mit Join



### 9.3 Globale Optimierung

Finde den besten globalen Ausführungsplan:

- Kostenfunktion minimieren
- verteilte Join Verarbeitung
  - Bushy versus Left Deep (Linear) Tree
  - Welche Relation wohin transferieren
  - Vollständig oder nach Bedarf transferieren
- Einsatz des SemiJoins
  - Übertragungskosten sparen aber mehr lokale Verarbeitung
- Join Methoden
  - Nested Loop versus Hash Join versus ...

### 9.4 Lokale Optimierung

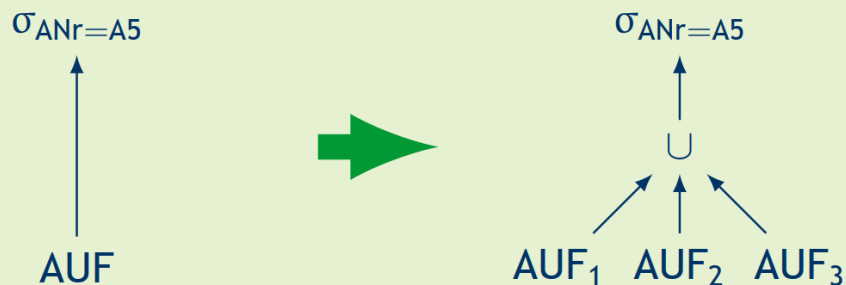
Aus der globalen Optimierung steht der beste globale Ausführungsplan zur Verfügung Jeder Knoten muss für sich - den besten Zugriffspfad bestimmen - Optimierungstechniken verwenden wie in zentralisierten Systemen

- 10 Sie können eine globale Anfrage in eine lokalisierte und reduzierte Anfrage überführen.

## Reduktion mit Selektion für PHF

- Schritt 1: globaler Query Baum erstellen
- Schritt 2: globale Relation mit Fragmenten ersetzen

### Beispiel



- Schritt 3: Reduktion

$ANr = A5$  widerspricht  $ANr \leq A3$  (Fragment  $AUF_1$ ) und  $ANr > A6$  (Fragment  $AUF_3$ )

### Beispiel



- 11 Sie verstehen den Begriff Collocated Inline View und können ihn anhand eines Beispiels erklären.

- Ziel ist es, auf einen entfernten Knoten so wenig wie möglich zuzugreifen und nur die nötigen Daten zu verlangen. Mit Hilfe der Collocated Inline Views wird dafür gesorgt, dass auf einen entfernten Knoten nur einmal zugegriffen wird.
  - Collocated: Zwei oder mehr Tabellen sind auf dem gleichen Knoten
  - Inline View: Ein Subquery anstelle einer Tabelle in der FROM-Klausel

- Collocated Inline View: Das sind Inline Views, die nur auf Tabellen einer einzigen Datenbank zugreifen

12 Sie kennen den Semijoin und können anhand eines Beispiels erklären, wie damit die Performance eines Joins in einer verteilten Datenbank verbessert werden kann.

## Definition (SemiJoin)

$X$  sei das gemeinsame Attribut von  $R$  und  $S$ ,  $\text{Attr}(R)$  bezeichnet alle Attribute von  $R$

$$R \triangleright S = \pi_{\text{Attr}(R)}(R \bowtie S)$$

$$R \triangleright S = R \bowtie (\pi_X(S))$$

In SQL:

```
SELECT *  
FROM r  
WHERE EXISTS  
  (SELECT 1  
   FROM s  
   WHERE r.x = s.x)
```

## weitere Eigenschaften

- $R \triangleright S \neq S \triangleright R$

Folgende Alternativen stehen zur Wahl, je nach Kosten

- $R \bowtie S = (R \triangleright S) \bowtie S$

- $R \bowtie S = R \bowtie (S \triangleright R)$

- $R \bowtie S = (R \triangleright S) \bowtie (S \triangleright R)$

## SemiJoin vermindert die zu übertragenden Relationen

sei  $R$  auf Knoten 1,  $S$  auf Knoten 2 und  $\text{size}(R) < \text{size}(S)$

- regulärer Join
  - $R$  nach Knoten 2
  - Knoten 2 berechnet  $R \bowtie S$
- SemiJoin ( $R \triangleright S$ )  $\bowtie S$ 
  - Knoten 2 berechnet  $S' = \pi_X(S)$
  - $S'$  nach Knoten 1
  - Knoten 1 berechnet  $R' = R \bowtie S'$  (dh.  $R \triangleright S$ )
  - $R'$  nach Knoten 2
  - Knoten 2 berechnet  $R' \bowtie S$

### 13 Sie kennen die Aspekte der Transaktionsverarbeitung in verteilten Datenbanksystemen.

- Transaktionsstruktur (Transaktionsmodell)
  - flache Transaktion, verschachtelte Transaktion
- Konsistenzerhaltung der Datenbank
- Zuverlässigkeitsprotokolle
  - Unteilbarkeit, Dauerhaftigkeit
  - lokale Wiederherstellung
  - globale Commit Protokolle
- Nebenläufigkeitskontrolle
  - Ausführung nebenläufiger Transaktionen (Korrektheit?)
  - Konsistenzerhaltung zwischen Transaktionen, Isolation
- Kontrolle der Replikate
  - Kontrolle der gegenseitigen Konsistenz von Replikaten
  - One-Copy Equivalence, ROWA

### 14 Sie verstehen die Erweiterung des Begriffs Serialisierbarkeit in einem verteilten Datenbanksystem

In Transaktionssystemen existiert ein Ausführungsplan für die parallele Ausführung mehrerer Transaktionen. Der Plan wird auch Historie genannt und gibt an, in welcher Reihenfolge die einzelnen Operationen der Transaktion ausgeführt werden. Als serialisierbar wird eine Historie bezeichnet, wenn sie zum selben Ergebnis führt wie eine nacheinander (seriell) ausgeführte Historie über dieselben Transaktionen.

Für Serialisierbarkeit des globalen Ablaufplans sind zwei Bedingungen nötig: - Jeder lokale Ablaufplan muss serialisierbar sein - Zwei Konflikt Operationen müssen in der gleichen Reihenfolge auftreten in allen lokalen Ablaufplänen, in denen sie zusammen auftreten

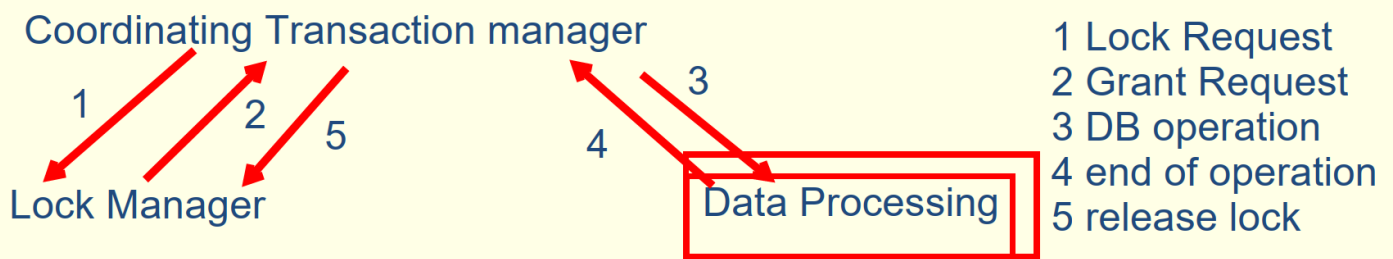
### 15 Sie können 3 verschiedene Varianten der Realisierung des 2-Phasen-Sperrprotokolls in verteilten Datenbanksystemen erklären.

- 2-Phasen-Sperrprotokoll

- Erste Phase -> Locks für Tabellen, Spalten, ... holen
- Zweite Phase -> Locks wieder freigeben
- Dazwischen wird die gewünschte Operation durchgeführt
- Es gibt Lese- und Schreib Locks
  - \* Bei einem Schreiblock ist anderen Transaktionen **nicht** erlaubt Objekte lesend zu verwenden.
- basierend auf 2 Phasen Sperrprotokoll
  - zentrales (primary site) 2PL
  - Primary Copy 2PL
  - verteiltes 2PL
- häufig mit Snapshot Verfahren
  - Read Consistency bei Oracle
  - verwenden der SCN als Timestamp
  - SCN Synchronisieren bei verteilten DBS

## 15.1 Zentral

### zentrales 2PL



- einzelner Knoten verwaltet alle Sperrinformation
- ein Lock Manager für das gesamte DDBMS
- jede Sperre muss beim zentralen Lock Manager verlangt werden
- einfach zu realisieren
- Flaschenhals, weniger zuverlässig  
liegt beim lock manager

Abbildung 5: zentrales 2PL

## 15.2 Primary

- Lock Manager auf einigen Knoten verteilt jeder Lock Manager verantwortlich für die Sperren einer Menge von Daten
- bei Replikaten wird eine Kopie als Primary Copy bestimmt, die anderen sind slave copies
- Schreibsperre nur auf Primary Copy
- nach Änderung der Primary Copy, Änderungen zu den slaves bringen
- komplexeres Deadlock Handling
- weniger Kommunikation, bessere Performance

### 15.3 Verteilt



Abbildung 6: Verteiltes 2PL

## 16 Sie können das Problem der Erkennung von verteilten Deadlocks beschreiben.

- Transaktionen sind in einem Deadlock, wenn sie blockiert sind und es bleiben, bis das System eingreift
- Deadlocks treten in 2PL auf zur Vermeidung nicht serialisierbarer Ablaufpläne
- um einen Deadlock aufzulösen, muss eine Transaktion abgebrochen werden
- in einem Wait For Graph (WFG) können Deadlocks erkannt werden
  - WFG ist gerichteter Graph und stellt die Erwartung auf Beziehung
  - zwischen Transaktionen dar
  - Transaktionen sind die Knoten im WFG
  - Kante  $T_i \rightarrow T_j$  im WFG bedeutet,  $T_i$  wartet auf die Freigabe einer
  - Sperre von  $T_j$
  - Zyklen im WFG zeigen Deadlocks
- Ansatz: automatisch Deadlocks erkennen und eine betroffene Transaktion abbrechen
- bevorzugter Ansatz
  - höhere Ressourcen Nutzung
  - einfache Verfahren
- Timeout: Transaktion, die zu lange blockiert ist, abbrechen
  - einfach zu realisieren
  - bricht Transaktionen unnötigerweise ab
  - Deadlocks können lange bestehen

## 17 Sie kennen die Komponenten zur Sicherstellung von Atomicity und Durability verteilter Transaktionen.

- Jeder Knoten kann
  - lokaler Teil der Transaktion zuverlässig verarbeiten
  - nach Bedarf lokales Commit durchführen
  - nach Bedarf lokales Rollback durchführen
  - nach Bedarf lokales Recovery durchführen
- Übergeordnete Protokolle müssen sich mit der Koordination der beteiligten Knoten befassen
  - Start der Transaktion beim Ursprungsknoten verarbeiten
  - Read und Write an den Zielknoten verarbeiten
  - spezielle Vorkehrungen bei Replikation
  - Abort, Commit und Recover spezifisch für DDB

### 17.1 Komponenten

- unterscheiden in
  - Coordinator Process beim Ursprungsknoten, steuert die Ausführung
  - Participant Process bei den anderen Knoten, die an der Transaktion beteiligt sind
- verschiedene Protokolle (Reliability Protocols)
  - Commit Protocols
  - Termination Protocols
  - Recovery Protocols

## 18 Sie können das 2-Phasen-Commit Protokoll beschreiben und kennen 3 verschiedene Kommunikationsvarianten.

### Phase 1: Wahlphase

Der Koordinator fragt alle Teilnehmer, ob sie bereit sind für ein Commit: **Prepare**.

Jeder Teilnehmer teilt dem Koordinator seine Entscheidung mit: **Vote-Commit** oder **Vote-Abort**.

### Phase 2: Entscheidungsphase

Der Koordinator trifft endgültige Entscheidung:

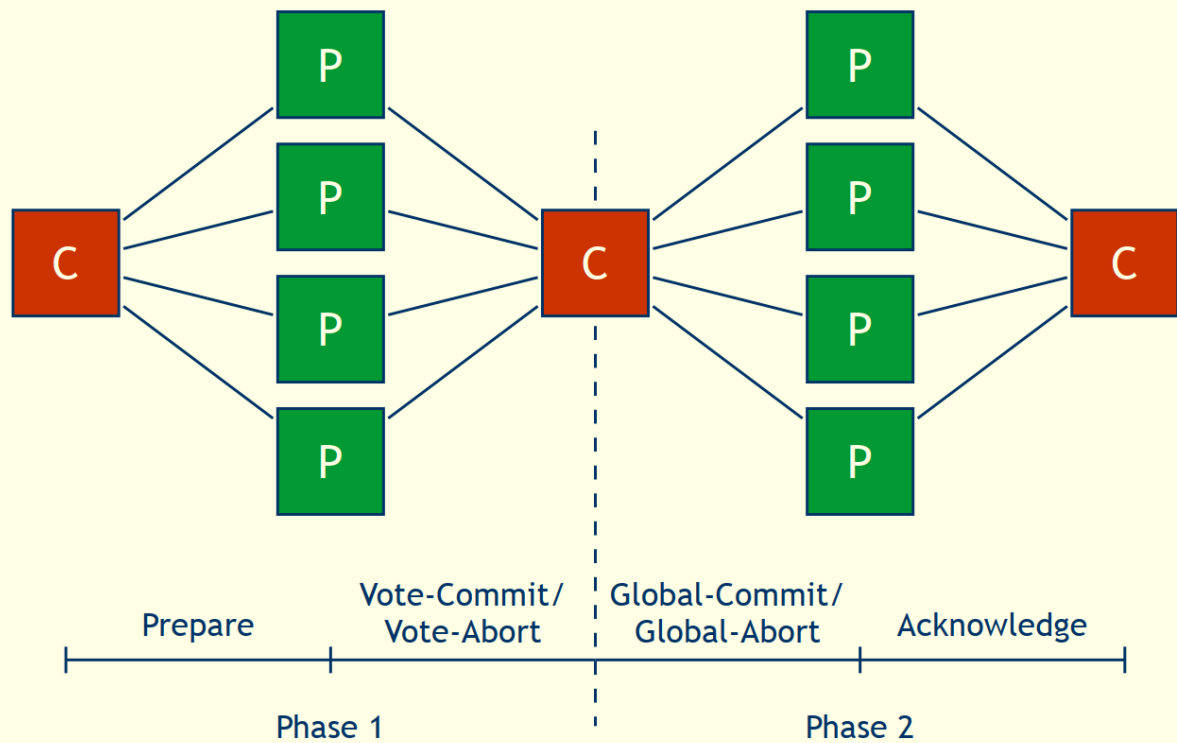
Commit: Falls alle Teilnehmer bereit zum Commit

Abort: In allen anderen Fällen

und teilt sie den Teilnehmern mit: **Global-Commit** oder **Global-Abort**.

Diese müssen sich entsprechend verhalten und bestätigen: **Acknowledge**.

Abbildung 7: 2 Phasen Commit Protokoll



Keine Kommunikation zwischen Teilnehmer!

Abbildung 8: Zentrales 2 Phasen Commit rprotokoll

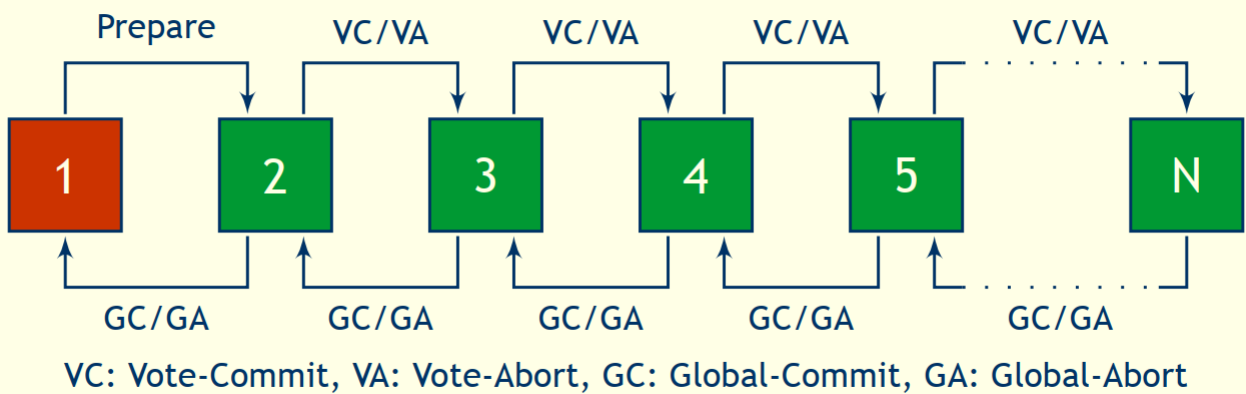


Abbildung 9: Lineares 2 Phasen Commit protokoll



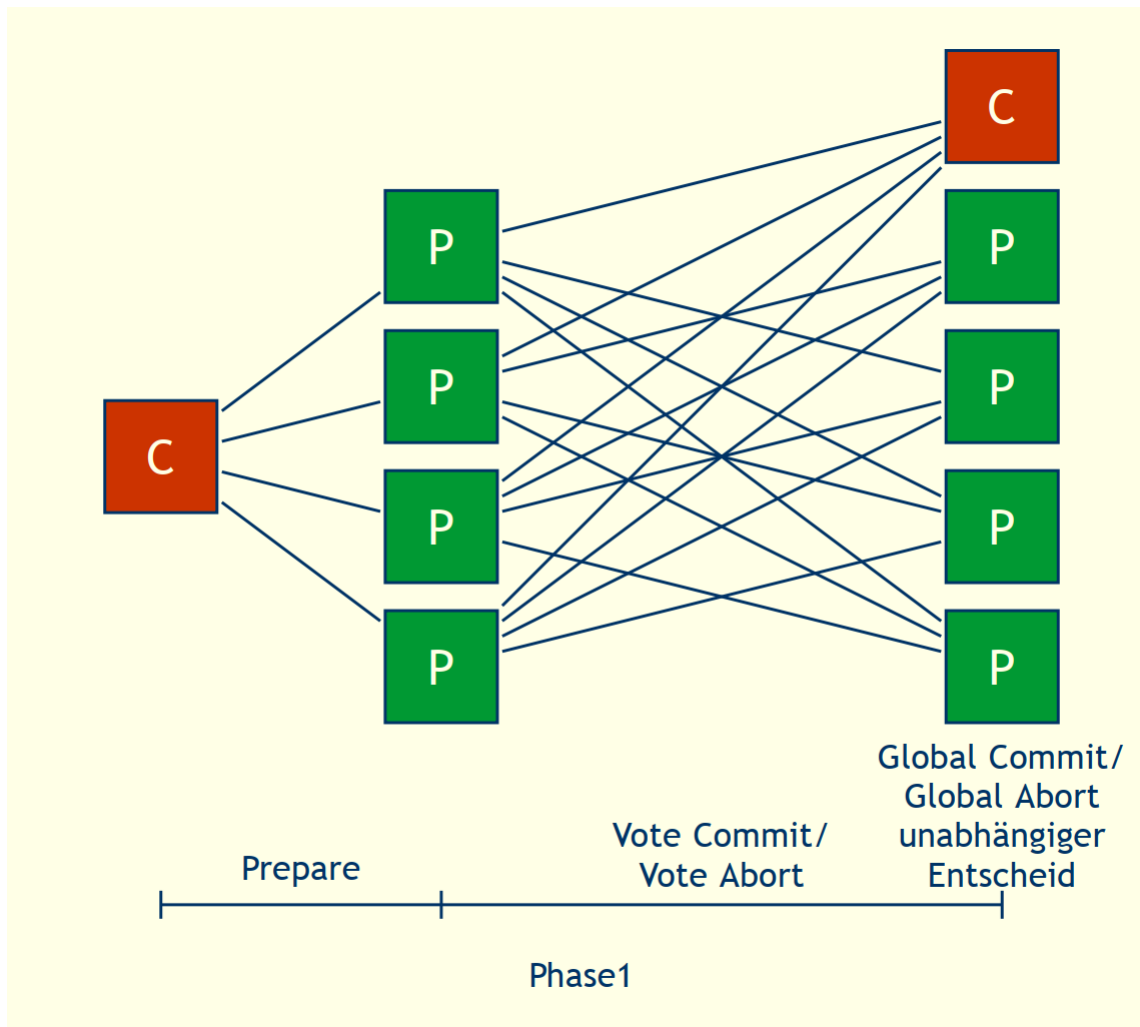


Abbildung 10: Verteilt 2 Phasen Commit protokoll

## 19 Sie können die 2 Hauptprobleme des 2PC Protokolls erläutern.

- Blockierend
  - Im Zustand READY muss Teilnehmer auf Entscheid des Koordinators warten.
  - Fällt Koordinator aus, ist Teilnehmer blockiert.
  - Damit wird Verfügbarkeit reduziert.
- Unabhängiges Recovery nicht möglich
  - Recovery eines Teilnehmers nach Ausfall im Zustand READY kann nicht unabhängig erfolgen.
  - Verfügbarkeit des Koordinators oder eines Teilnehmers, der die Rolle des Koordinators übernimmt ist nötig.

## 20 Sie kennen die Vor- und Nachteile von replizierten Daten.

- Gründe für Replikation
  - Zuverlässigkeit
    - \* vermeidet single points of failure
  - Performance
    - \* vermeidet Kommunikationskosten (lokaler Zugriff)
  - Skalierbarkeit
    - \* unterstützt Wachstum des Systems
  - Anforderungen durch Anwendungen
    - \* Spezifikation
- Probleme mit Replikation
  - Transparenz der Replikation

- \* Abbilden logischer Zugriff in physische Zugriffe auf Kopien
- Fragen der Konsistenz
  - \* Konsistenzkriterien
  - \* Synchronisierung der Kopien

## 21 Sie kennen verschiedenen Konsistenzmodelle für die Replikation.

### 21.1 Strong Consistency

One-Copy Equivalence - gegenseitige Konsistenz wenn alle Kopien identische Werte haben - Wirkung einer Transaktion auf replizierte Daten ist die gleiche, wie wenn sie auf einer einzelnen Datenmenge operierte.

One-Copy Serializability - Wirkung von Transaktionen auf replizierte Daten ist die gleiche, wie wenn sie eine nach der anderen auf einer einzelnen Datenmenge operierten. - Histories sind äquivalent zu einer seriellen Ausführung auf nicht replizierten Daten

### 21.2 Weak Consistency

- Abgeschwächte Formen der Konsistenz
- Eventual Consistency: Konsistenz wird letztendlich (später) erreicht
- Wenn weitere Updates ausbleiben, konvergieren die Replikate zu identischen Kopien.
- Nur die Ausbreitung der Updates muss garantiert sein
- Kein Problem, solange die Nutzer immer auf das gleiche Replikat zugreifen.
  - Übergang zu Client-Centric Consistency
  - Garantiert einem einzelnen Nutzer konsistenten Zugriff auf Daten

### 21.3 Client-Centric Consistency

- **Monotonic Reads (gleichbleibend)**
  - Liest ein Prozess Datenelement x, dann gibt jedes nachfolgende Lesen von x durch diesen Prozess denselben oder neueren Wert zurück
- **Monotonic Writes**
  - Schreiboperation auf Datenelement x ist abgeschlossen, bevor derselbe Prozess nachfolgende Schreiboperationen auf x ausführt (Serialisierung des Schreibens)
- **Read your Writes**
  - Die Wirkung von Schreiboperation auf Datenelement x wird immer in nachfolgenden Leseoperationen auf x durch denselben Prozesse gesehen
- **Writes follow Reads**
  - Schreiboperationen auf Datenelement x, die auf ein Lesen durch denselben Prozess folgen, überschreiben immer denselben oder neueren Wert von x

## 22 Sie können die verschiedenen Update Propagation Strategien beschreiben.

- Zeitpunkt der Update Propagation
  - Eager (Synchronous)
  - Lazy (Asynchronous)
- Ort des Updates
  - Primary Copy (Master)
  - Update everywhere (Group)

### 22.1 Eager / Lazy Replication

- **Eager (Synchronous) Replication**
  - Jede Änderung wird sofort zu allen Kopien übertragen
  - Übertragung der Änderungen erfolgt innerhalb der Grenzen der Transaktion.
  - ACID Eigenschaften gelten für alle Kopien
- **Lazy (Asynchronous) Replication**
  - Zuerst werden die lokalen Kopien geändert. Anschliessend werden die Änderungen zu allen anderen Kopien übertragen (push/pull).
  - Während der Übertragung sind Kopien inkonsistent

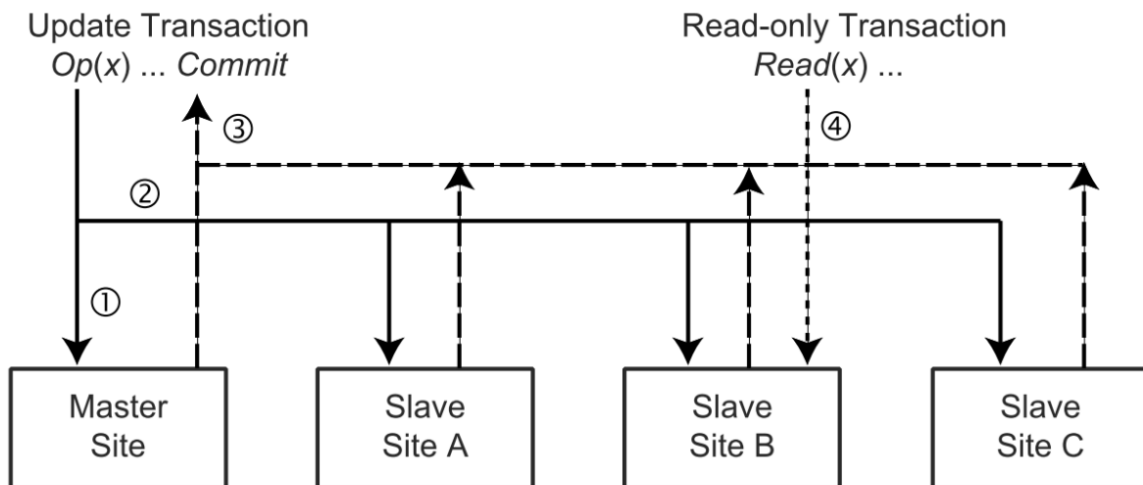
- Zeitraum der Inkonsistenz kann in Abhängigkeit der Anwendung angepasst werden

## 22.2 Master / Group Replication

- **Master (Primary Copy) Replication**
  - Es gibt eine einzige Kopie, auf der Änderungen ausgeführt werden können (Master)
  - Alle anderen Kopien (Slaves) übernehmen die Änderungen vom Master
  - für verschiedene Datenelemente können verschiedene Knoten Master sein
- **Group (Update everywhere) Replication**
  - Änderungen können auf jeder Kopie ausgeführt werden.
  - D.h. jeder Knoten, der eine Kopie besitzt, kann auf ihr Änderungen ausführen.

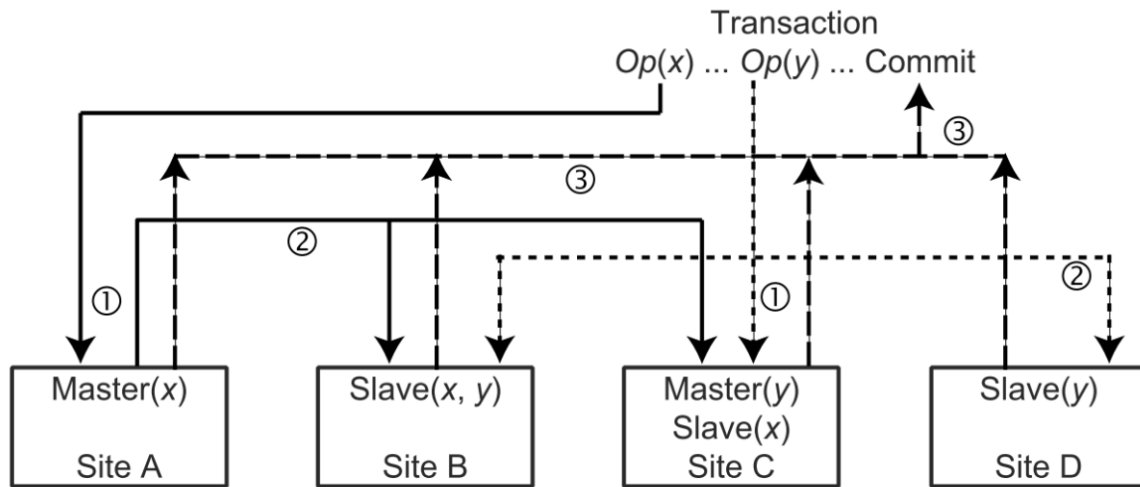
## 22.3 Eager Master (Synchronous Primary Copy) Replication

- **Primary Copy**
  - Read: lokales Lesen (eigene Kopie), Resultat zurückgeben
  - Write: lokales Schreiben, Write an alle Slaves weiterleiten (in FIFO Reihenfolge oder mit Timestamps), Kontrolle sofort dem Nutzer zurückgeben
  - Commit: verwende 2PC als Koordinator
  - Abort: lokales Abort, Slaves informieren
- **Slave**
  - Read: lokales Lesen (eigene Kopie), Resultat zurückgeben
  - Write von Master: ausführen der Writes in richtiger Reihenfolge (FIFO oder Timestamp)
  - Write von Client: zurückweisen oder an Master weiterleiten
  - ist Teilnehmer am 2PC der Transaktionen vom Master



**Fig. 13.1** Eager Single Master Replication Protocol Actions. (1) A *Write* is applied on the master copy; (2) *Write* is then propagated to the other replicas; (3) Updates become permanent at commit time; (4) Read-only transaction's *Read* goes to any slave copy.

Abbildung 11: Eager Master



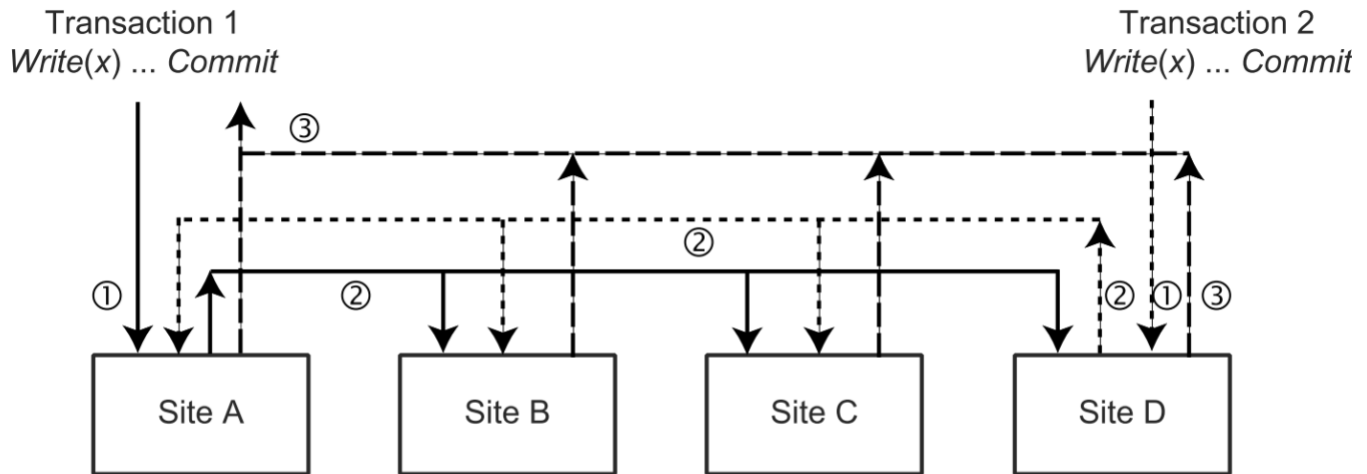
**Fig. 13.2** Eager Primary Copy Replication Protocol Actions. (1) Operations (*Read* or *Write*) for each data item are routed to that data item's master and a *Write* is first applied at the master; (2) *Write* is then propagated to the other replicas; (3) Updates become permanent at commit time.

Abbildung 12: Eager Master

- **Vorteile**
  - Änderungen müssen nicht koordiniert werden
  - Keine Inkonsistenzen
- **Nachteile**
  - Längste Antwortzeit
  - Nur bei wenigen Updates sinnvoll (Master ist Flaschenhals)
  - Lokale Kopien sind beinahe nutzlos
  - selten eingesetzt

## 22.4 Eager Group (Synchronous Update Everywhere) Replication

- Read One Write All (ROWA)
  - jeder Knoten verwendet 2 Phasen Sperrprotokoll
  - Leseoperationen werden lokal durchgeführt
  - Schreiboperationen werden auf allen Knoten ausgeführt mithilfe eines verteilten Sperrprotokolls



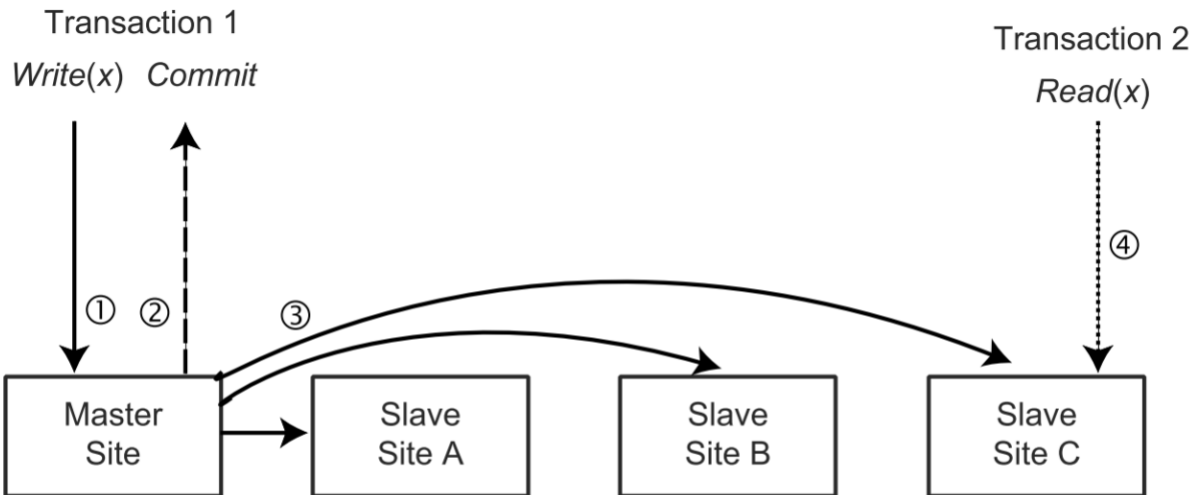
**Fig. 13.3** Eager Distributed Replication Protocol Actions. (1) Two *Write* operations are applied on two local replicas of the same data item; (2) The *Write* operations are independently propagated to the other replicas; (3) Updates become permanent at commit time (shown only for Transaction 1).

Abbildung 13: Eager Group

- **Vorteile**
  - Keine Inkonsistenzen
  - elegante Lösung (symmetrisch)
- **Nachteile**
  - Vielzahl von Nachrichten
  - Antwortzeiten der Transaktionen sind sehr lang
  - beschränkte Skalierbarkeit (Deadlock Wahrscheinlichkeit wächst mit Anzahl Knoten)

## 22.5 Lazy Master (Asynchronous Primary Copy)

- **Primary Copy**
  - Read: lokales Lesen (eigene Kopie), Resultat zurückgeben
  - Write: lokales Schreiben Kontrolle dem Nutzer zurückgeben
  - Commit, Abort: Transaktion lokal beenden
  - Irgendwann nach dem Commit: an alle Knoten die Änderungen in einer einzigen Nachricht übermitteln (FIFO oder Timestamp Reihenfolge)
- **Slave**
  - Read: lokales Lesen (eigene Kopie), Resultat zurückgeben
  - Nachricht von Master: Änderungen in richtiger Reihenfolge (FIFO oder Timestamp) anwenden
  - Write von Client: zurückweisen oder an Master weiterleiten
  - Commit, Abort: nur für lokale Read-only Transaktionen



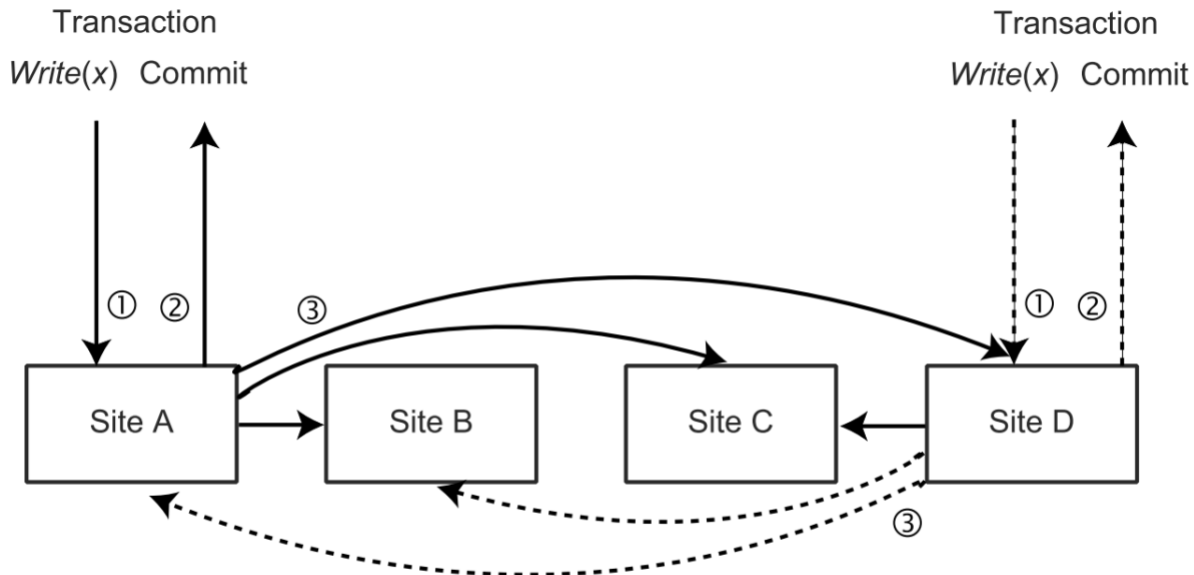
**Fig. 13.4** Lazy Single Master Replication Protocol Actions. (1) Update is applied on the local replica; (2) Transaction commit makes the updates permanent at the master; (3) Update is propagated to the other replicas in refresh transactions; (4) Transaction 2 reads from local copy.

Abbildung 14: Lazy Master

- **Vorteile**
  - Keine Koordination nötig
  - kurze Antwortzeiten (Transaktionen sind lokal)
- **Nachteile**
  - lokale Kopien sind nicht aktuell
  - Inkonsistenzen (verschiedene Knoten haben unterschiedliche Werte für das gleiche Datenelement)

## 22.6 Lazy Group (Asynchronous Update Everywhere) Replication

- jeder Knoten
  - Read: lokales Lesen (eigene Kopie), Resultat zurückgeben
  - Write: lokales Schreiben Kontrolle dem Nutzer zurückgeben
  - Commit, Abort: Transaktion lokal beenden
  - Irgendwann nach dem Commit: an alle Knoten die Änderungen in einer einzigen Nachricht übermitteln (FIFO oder Timestamp Reihenfolge)
- Nachricht von anderem Knoten:
  - Erkennen von Konflikten
  - Änderungen anwenden
  - Reconciliation (Abgleichen)



**Fig. 13.6** Lazy Distributed Replication Protocol Actions. (1) Two updates are applied on two local replicas; (2) Transaction commit makes the updates permanent; (3) The updates are independently propagated to the other replicas.

Abbildung 15: Lazy Group

- **Vorteile**
  - Keine Koordination nötig
  - kürzeste Antwortzeiten
- **Nachteile**
  - Inkonsistenzen
  - Änderungen könne verloren gehen (Abgleich)

23 Sie können erläutern, wie in Oracle 12c Replikation mit Materialized Views realisiert wird und welcher Replikations Strategie dies entspricht.

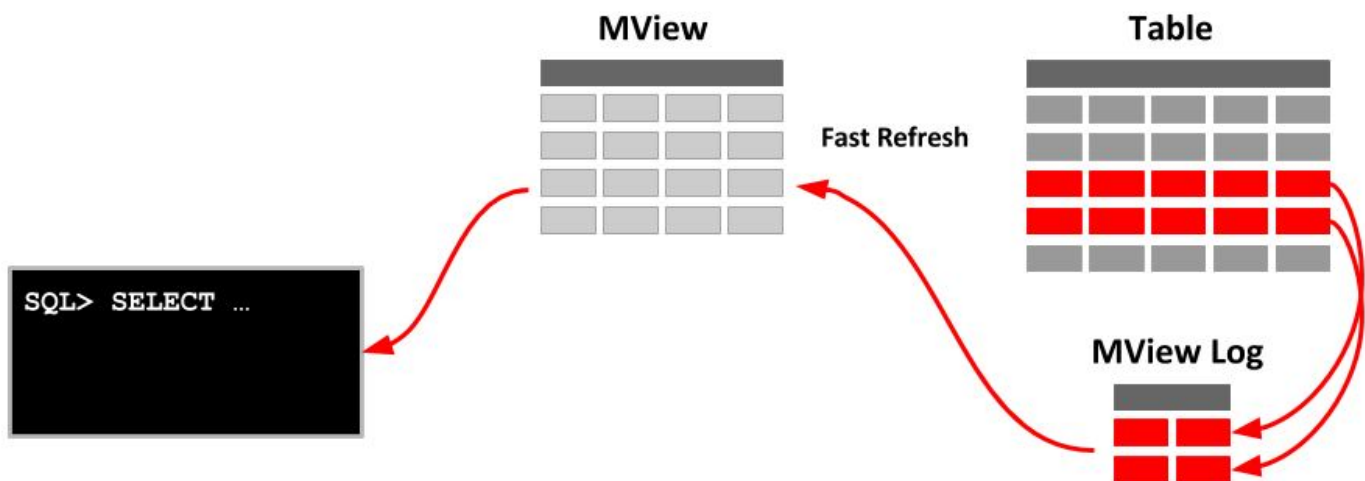


Abbildung 16: Materialized View

## 24 Sie kennen die Kategorisierung der NoSQL Systeme mit den typischen Vertretern.

Kategorie	Beispiele
Dokumentenorientiert	Apache Jackrabbit, MongoDB, OrientDB ...
Graphdatenbanken	Neo4j, OrientDB, ...
Key-Value-Datenbanken	Google BigTable, Amazon Dynamo, memcached, ...
Spaltenorientierte Datenbanken	Apache Cassandra, Google BigTable

## 25 Sie können das CAP-Theorem erläutern.

Eine verteilte Datenbank kann von den 3 Eigenschaften Consistency, Availability und Partition Tolerance immer nur 2 verwirklichen

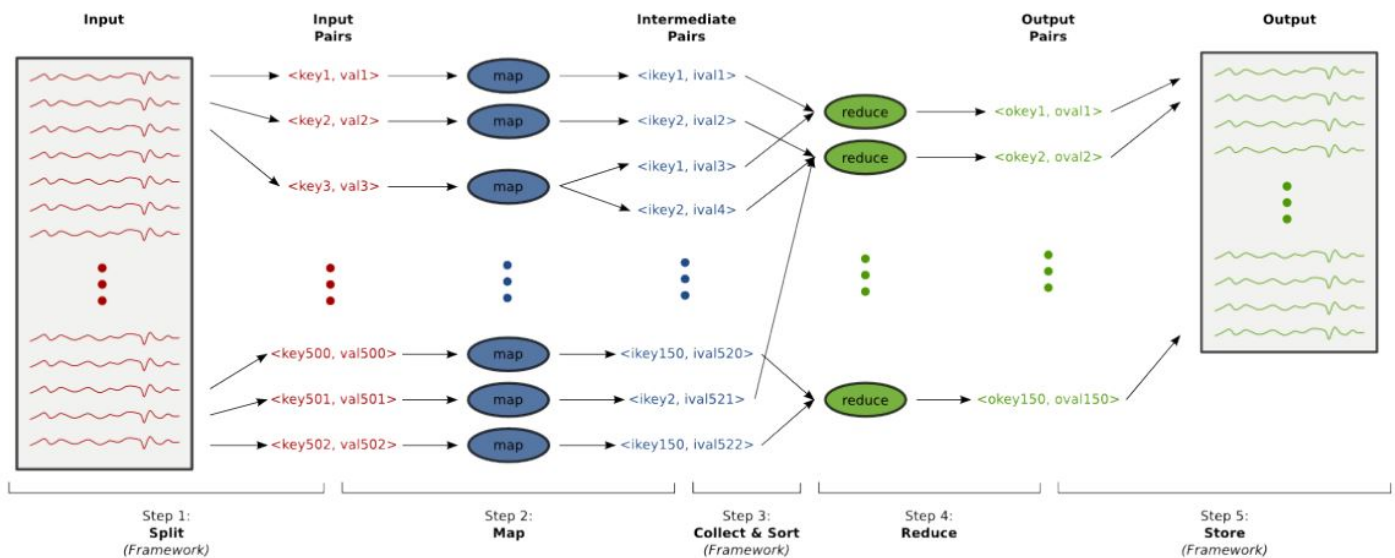
## 26 Sie kennen das Map/Reduce Verfahren und können dafür typische Anwendungen programmieren.

Hier geht es um das Hadoop-Framework.

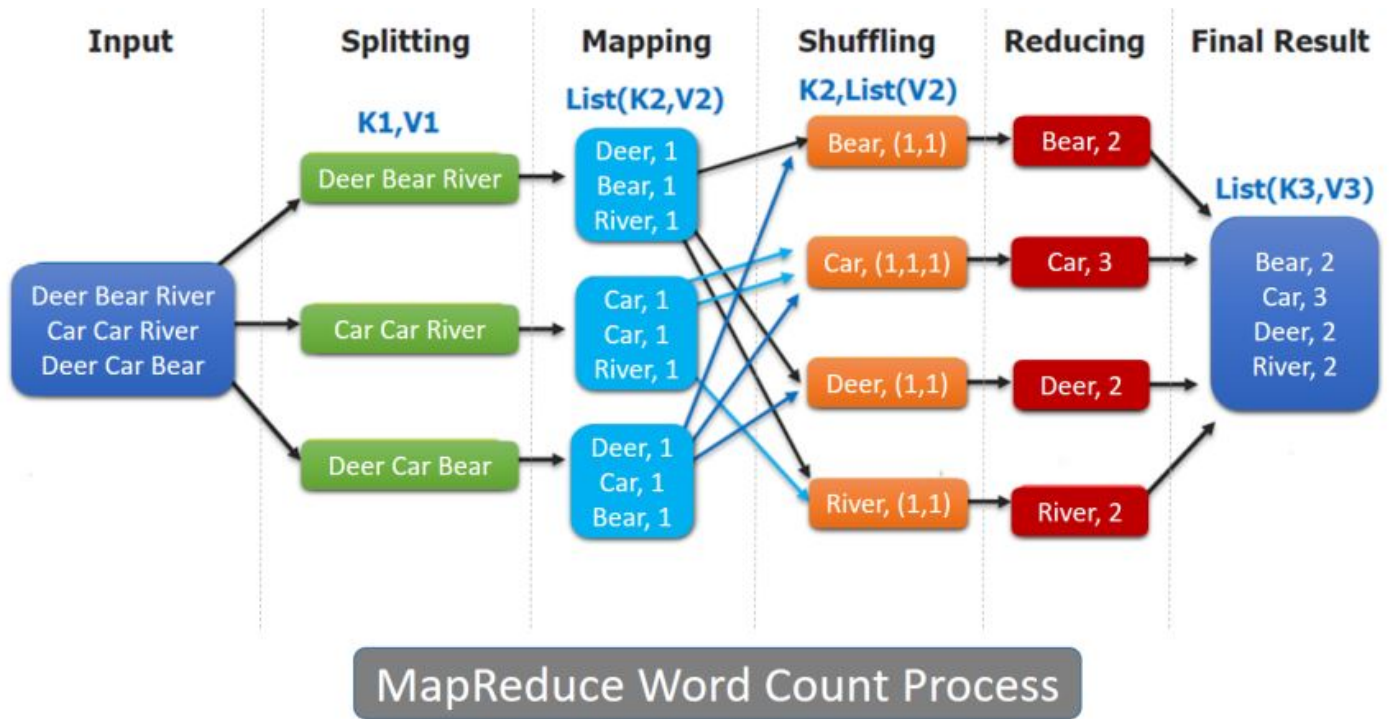
map:  $(K1, V1) \longrightarrow \text{list}(K2, V2)$

reduce:  $(K2, \text{list}(V2)) \longrightarrow \text{list}(K3, V3)$

Der Output der Map-Funktion ist der Input für Reduce. Diese Typen müssen also übereinstimmen.







```

public static class MyMapper extends Mapper<LongWritable, Text, LongWritable, Text>{
    private Text word = new Text();

    @Override
    public void map(LongWritable key, Text value, Context context) throws IOException, InterruptedException {
        String line = value.toString();
        StringTokenizer tokenizer = new StringTokenizer(line);
        while (tokenizer.hasMoreTokens()) {
            word.set(tokenizer.nextToken());
            context.write(word, 1);
        }
    }
}

public static class Reduce extends Reducer<Text, IntWritable, Text, IntWritable> {

    @Override
    public void reduce(Text key, Iterable<IntWritable> values, Context context)
        throws IOException, InterruptedException {
        int sum = 0;
        for (IntWritable val : values) {
            sum += val.get();
        }
        context.write(key, new IntWritable(sum));
    }
}

```

## 27 Sie kennen die Modellierungsprinzipien für Cassandra und können diese anwenden.

1. Know your Data
  - Wie sind die Zusammenhänge zwischen den Daten?
2. Know your Queries
  - Nach was wird gesucht? Es dürfen nur Primary Keys für Queries verwendet werden!

### 3. Data nesting

- Daten sind nicht mehr Tables, sondern in Nested Maps angeordnet. Erste Map mit Row Keys, wobei jeder Row key wieder eine Map ist.

### 4. Data Duplication

- Es kommt fast unweigerlich zu Duplikaten. Die Daten werden nicht normalisiert gespeichert

Nicht mehr Relationales Datenmodell, verwendet nicht Tables im klassischen Sinn.

Relational Model	Cassandra
Database	Keyspace
Table	Column Family (CF)
Primary Key	Row Key
Column name	Column name key
Column value	Column value

But don't use this analogy while designing Cassandra column families. Instead, think of the Cassandra column family as a map of a map: an outer map keyed by a row key, and an inner map keyed by a column key. Both maps are sorted.

- The terms "Column Name" and "Column Key" are used interchangeably. Similarly, "Super Column Name" and "Super Column Key" are used interchangeably.
- The following layout represents a row in a Column Family (CF):

Row key1	Column Key1	Column Key2	Column Key3	...
	Column Value1	Column Value2	Column Value3	
⋮				

- The following layout represents a row in a Super Column Family (SCF):

Row key1	Super Column key1			Super Column key2			...
	Subcolumn Key1	Subcolumn Key2	...	Subcolumn Key3	Subcolumn Key4	...	
	Column Value1	Column Value2		Column Value3	Column Value4		
⋮							

- The following layout represents a row in a Column Family with composite columns. Parts of a composite column are separated by '|'. Note that this is just a representation convention; Cassandra's built-in composite type encodes differently, not using '|'. (BTW, this post doesn't require you to have detailed knowledge of super columns and composite columns.)

Row key1	Column Key1   Column Key2   ...	Column Key3   Column Key4   ...	Column Key5   Column Key6   ...	...
	Column Value1	Column Value2	Column Value3	
⋮				

Abbildung 17: Cassandra Model

Da keine Joins und Group By möglich sind, können die gewünschten Daten nicht immer mit einem einzigen Query abgefragt werden. Es kann durchaus zu Redundanzen kommen, was aber nicht weiter schlimm ist.

Beispiel von Relational zu einem Cassandra Model:

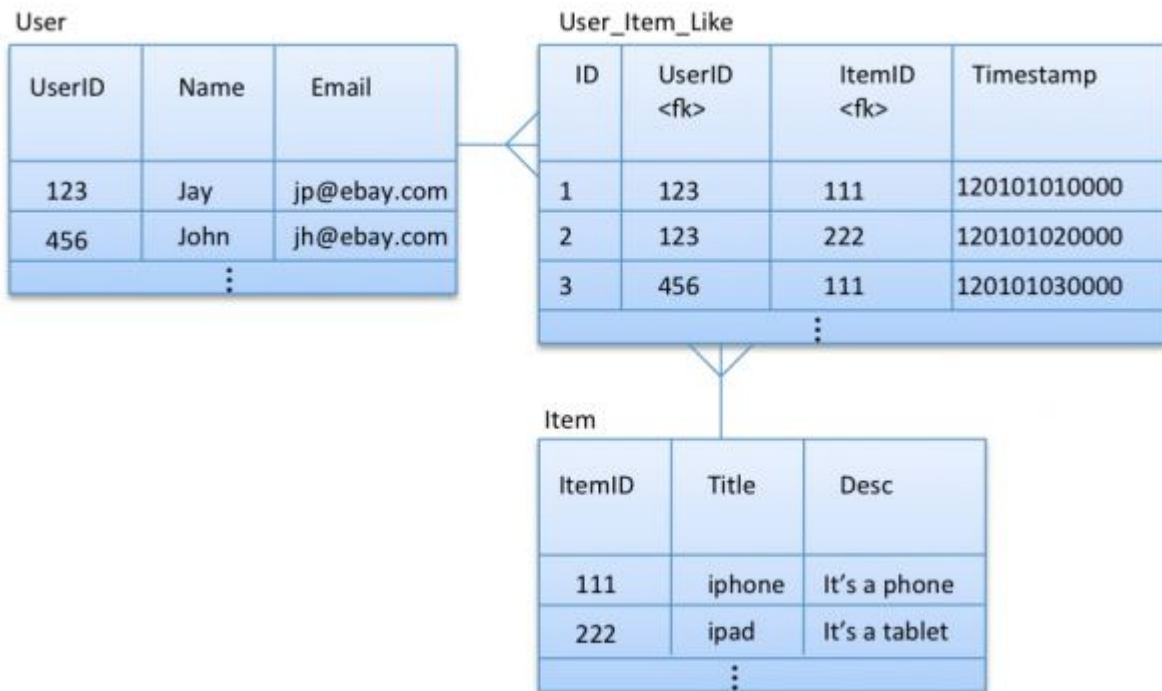


Abbildung 18: Relational

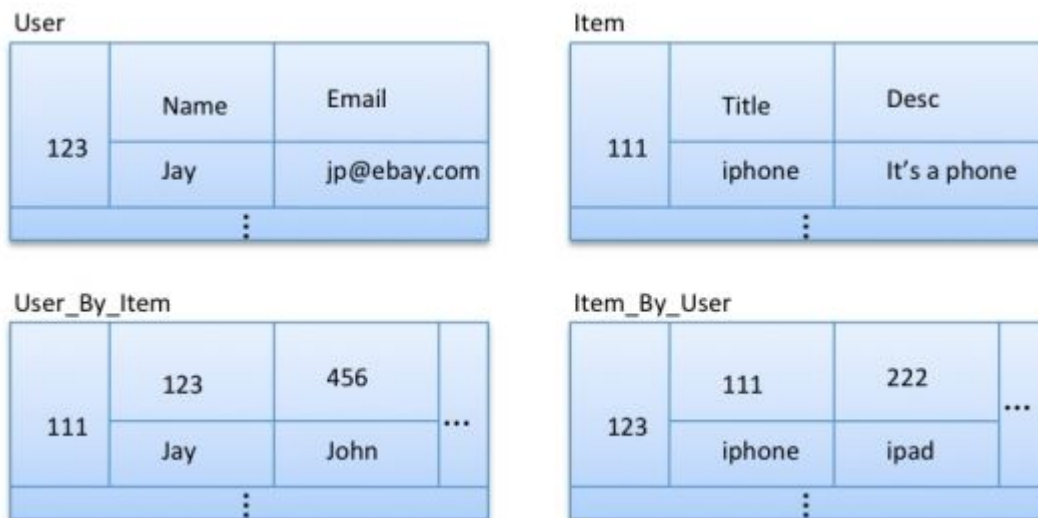


Abbildung 19: Cassandra

Beim Modelieren einer Datenbank muss klar sein, wie die Queries aussehen.

```
CREATE KEYSPACE music;
use music;

Create Table MusicPlaylist
(
    SongId int ,
```

```

SongName text ,
Year int ,
Singer text ,
Primary key ((SongId , Year) , SongName)
);

```

— Simple Column Family

```

Create table Course_Student
(
    Course_name text primary key ,
    Student_name text ,
    student_rollno int
);

```

SongID und Year bilden den Partition Key, Clustering nach SongName. Für jedes Jahr (Year) wird eine neue Partition erstellt.

## 27.1 Komplexeres Beispiel: RDBMS to Cassandra

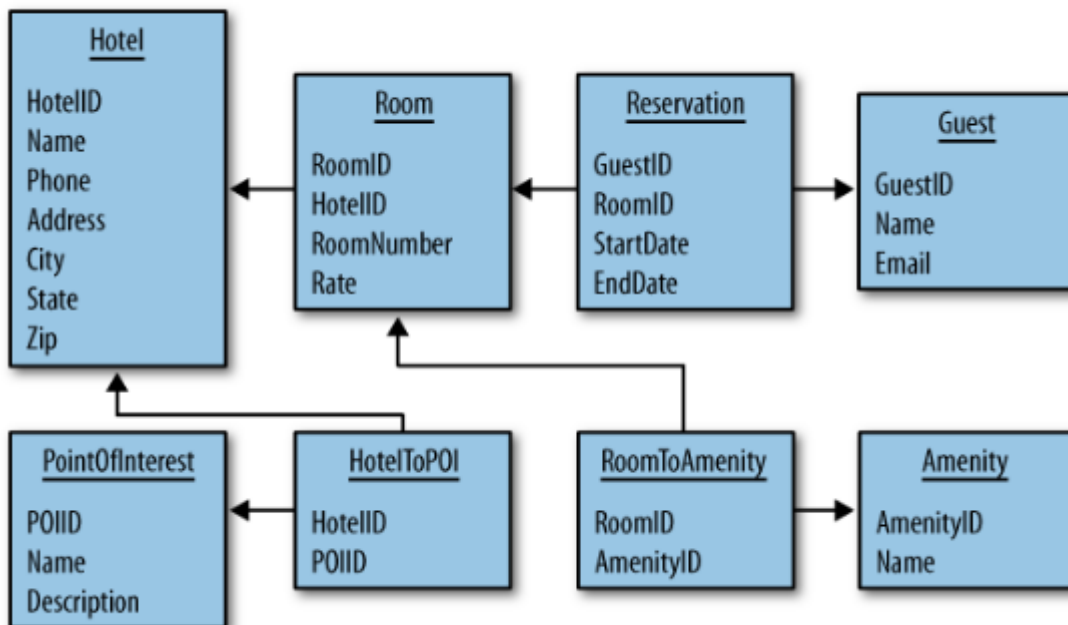


Abbildung 20: RDBMS

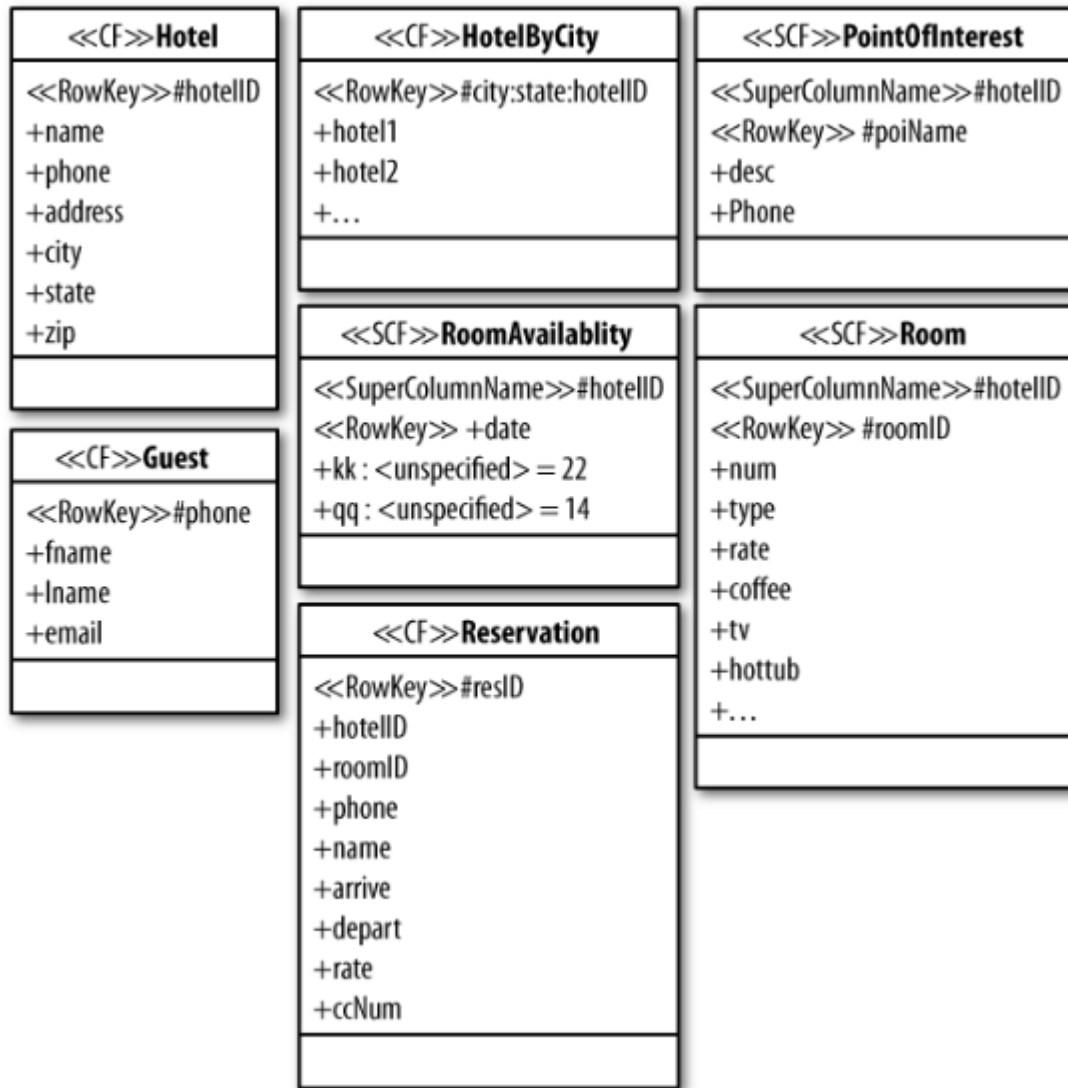


Abbildung 21: RDBMS

«CF» ist eine Column-Family «SCF» ist eine Super-Column-Family

## 28 Sie können mit CQL Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.

### 28.1 5 Regeln für Query Model

1. Only primary key columns may be used in a query predicate.
2. All partition key columns must be restricted by values (i.e. equality search).
3. All, some, or none of the clustering key columns can be used in a query predicate.
4. If a clustering key column is used in a query predicate, then all clustering key columns that precede this clustering column in the primary key definition must also be used in the predicate.
5. If a clustering key column is restricted by range (i.e. inequality search) in a query predicate, then all clustering key columns that precede this clustering column in the primary key definition must be restricted by values and no other clustering column can be used in the predicate.

```
use music; — music ist der Namespace
Select * from MusicPlaylist where year = 2000 and SongId = 1000;
```

## 28.2 Chebotko Diagramme

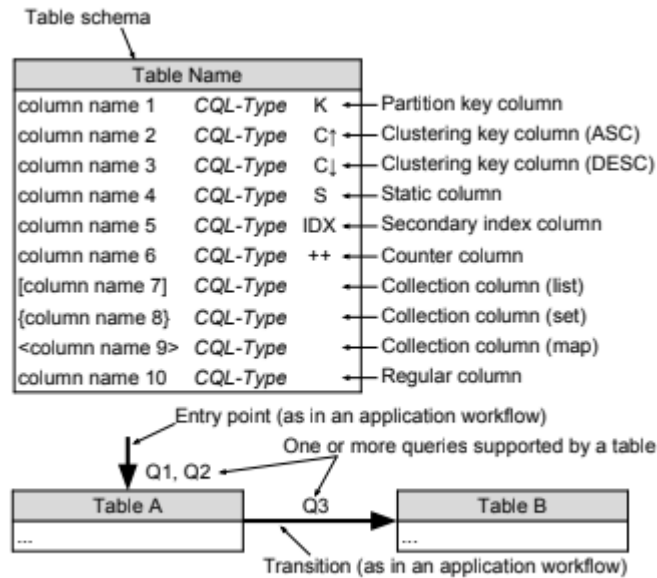


Fig. 6: The notation of Chebotko Diagrams.

Abbildung 22: Chebotko Notation

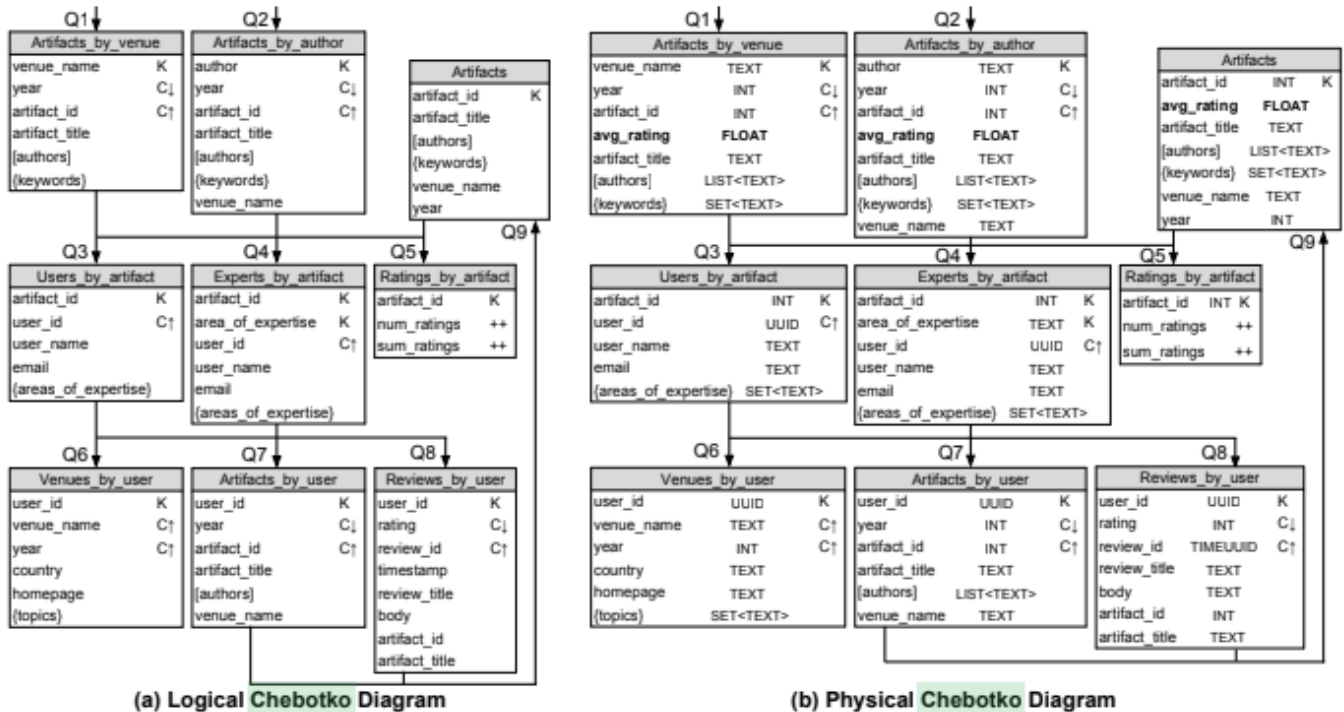


Fig. 7: Chebotko Diagrams for the digital library use case.

Abbildung 23: Chebotko Diagram

29 Sie können Datenmodelle für MongoDB entwerfen und kennen die verschiedenen Darstellungsmöglichkeiten von Beziehungen.

Relational Model	MongoDB
Database	Database
Table	Collection
Tuple / Row	Document
Primary Key	Primary Key (Default: Key_id, wird von mongoDB selbst generiert)
Column	Field
Table Join	Embedded Documents

- Beim Entwerfen der Datenbank soll man sich an den Queries orientieren.
- Wenn verschiedene Objekte zusammen abgefragt werden, sollen diese auch in ein Dokument geschrieben werden.
- Joins beim Schreiben, nicht beim Read machen
- Duplizieren von Daten ist in Ordnung, Diskspace ist billiger als Compute Time.

## 29.1 Darstellungsmöglichkeiten

### 29.1.1 Embedded

Im Dokument wird ein weiteres Dokument definiert

```
{
  "_id": ObjectId("52ffc33cd85242f436000001"),
  "contact": "987654321",
  "dob": "01-01-1991",
  "name": "Tom Benzamin",
  "address": [
    {
      "building": "22 A, Indiana Apt",
      "pincode": 123456,
      "city": "Los Angeles",
      "state": "California"
    },
    {
      "building": "170 A, Acropolis Apt",
      "pincode": 456789,
      "city": "Chicago",
      "state": "Illinois"
    }
  ]
}
```

Das Query sieht folgendermassen aus:

```
>db.users.findOne({"name":"Tom Benzamin"},{"address":1})
```

### 29.1.2 Referenced

Klassisch, die Beziehung wird über eine Referenz realisiert. Das Query wird komplexer und man kommt erst mit mehreren Schritten ans Ziel.

```
{
  "_id": ObjectId("52ffc4a5d85242602e000001"),
  "building": "170 A, Acropolis Apt",
  "pincode": 456789,
  "city": "Chicago",
  "state": "Illinois"
}

{
```

```

    "_id": ObjectId("52ffc4a5d85242602e000000"),
    "building": "22 A, Indiana Apt",
    "pincode": 123456,
    "city": "Los Angeles",
    "state": "California"
  }
}

{
  "_id": ObjectId("52ffc33cd85242f436000001"),
  "contact": "987654321",
  "dob": "01-01-1991",
  "name": "Tom Benzamin",
  "address_ids": [
    ObjectId("52ffc4a5d85242602e000000"),
    ObjectId("52ffc4a5d85242602e000001")
  ]
}

```

Hier sind die Referenzen in einem Array (address\_ids) gespeichert. Mit diesen ID's können die Adressen gefunden werden. Das Query sieht dann so aus:

```

>var result = db.users.findOne({"name":"Tom Benzamin"},{"address_ids":1})
>var addresses = db.address.find({"_id":{"$in":result["address_ids"]}})

```

In einem ersten Schritt muss das Array mit den Adress-Referenzen gesucht werden. Dieses kann in einem zweiten Schritt ausgelesen werden.

## 29.2 Einfaches Beispiel anhand eines Blogs

### Anforderungen

- Every post has the unique title, description and url.
- Every post can have one or more tags.
- Every post has the name of its publisher and total number of likes.
- Every post has comments given by users along with their name, message, data-time and likes.
- On each post, there can be zero or more comments.

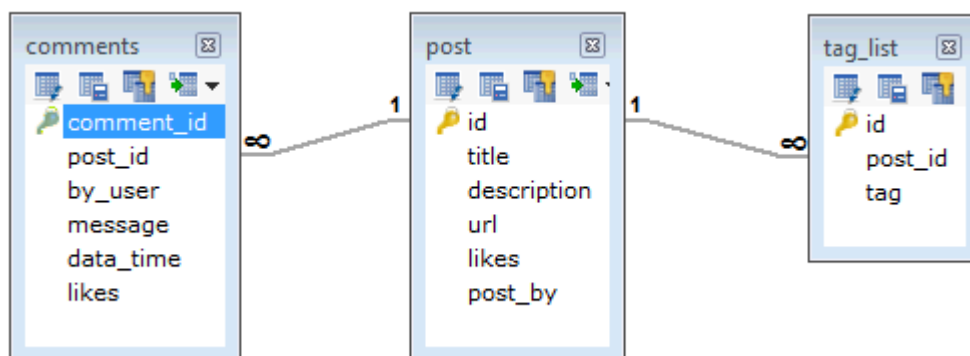


Abbildung 24: RDBMS

Um alle Daten in RDBMS zu erhalten braucht es also einen Join über 3 Tabellen. In MongoDB würde man das folgendermassen definieren:

```

{
  _id: POST_ID
  title: TITLE_OF_POST,
  description: POST_DESCRIPTION,

```



```

by: POST_BY,
url: URL_OF_POST,
tags: [TAG1, TAG2, TAG3],
likes: TOTAL_LIKES,
comments: [
  {
    user: 'COMMENT_BY',
    message: TEXT,
    dateCreated: DATE_TIME,
    like: LIKES
  },
  {
    user: 'COMMENT_BY',
    message: TEXT,
    dateCreated: DATE_TIME,
    like: LIKES
  }
]
}

```

Es gibt also einen Eintrag pro Post

## 30 Sie können mit der Mongo Shell Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.

### 30.1 DB erstellen

```

>use test
>db.createCollection("mycollection") — nicht unbedingt nötig, Collection wird automatisch erstellt
>db.mycollection.insert({
  _id: ObjectId(7df78ad8902c),
  title: 'MongoDB Overview',
  description: 'MongoDB is no sql database',
  by: 'tutorials point',
  url: 'http://www.tutorialspoint.com',
  tags: ['mongodb', 'database', 'NoSQL'],
  likes: 100
})

```

Natürlich können auch mehrere Dokumente mit einem Statement erzeugt werden. Dafür müssen die Dokumente in ein Array gepackt werden

```

>db.post.insert([
  {
    title: 'MongoDB Overview',
    description: 'MongoDB is no sql database',
    by: 'tutorials point',
    url: 'http://www.tutorialspoint.com',
    tags: ['mongodb', 'database', 'NoSQL'],
    likes: 100
  },
  {
    title: 'NoSQL Database',
    description: "NoSQL database doesn't have tables",
    by: 'tutorials point',
    url: 'http://www.tutorialspoint.com',
    tags: ['mongodb', 'database', 'NoSQL'],
    likes: 20,
  }
])

```

```

    comments: [
      {
        user: 'user1 ',
        message: 'My first comment',
        dateCreated: new Date(2013,11,10,2,35),
        like: 0
      }
    ]
  }
})

```

Hier werden die `_id` Felder automatisch von MongoDB generiert.

## 30.2 Querying

Gesucht wird hauptsächlich mit 2 Methoden:

1. `find()`
2. `findOne()`

Mit der Funktion `pretty()` erhält man eine schöne Darstellung, ist aber nicht zwingend.

Operation	Syntax	Example	RDBMS Equivalent
Equality	<code>{&lt;key&gt;:&lt;value&gt;}</code>	<code>db.mycol.find({"by":"tutorials point"})</code>	where by = 'tutorials point'
Less Than	<code>{&lt;key&gt;:{&lt;lt:&lt;value&gt;}}</code>	<code>db.mycol.find({"likes" : {\$lt:50}})</code>	where likes < 50
Less Than Equals	<code>{&lt;key&gt;:{&lt;lte:&lt;value&gt;}}</code>	<code>db.mycol.find({"likes" : {\$lte:50}})</code>	where likes <= 50
Greater Than	<code>{&lt;key&gt;:{&lt;gt:&lt;value&gt;}}</code>	<code>db.mycol.find({"likes" : {\$gt:50}})</code>	where likes > 50
Greater Than Equals	<code>{&lt;key&gt;:{&lt;gte:&lt;value&gt;}}</code>	<code>db.mycol.find({"likes" : {\$gte:50}})</code>	where likes >= 50
Not Equals	<code>{&lt;key&gt;:{&lt;ne:&lt;value&gt;}}</code>	<code>db.mycol.find({"likes" : {\$ne:50}})</code>	where likes != 50

### 30.2.1 AND

Wenn mit `find()` mehrere Parameter Komma-Separiert eingegeben werden, wird es als ein "and" gewertet.

```

>db.mycollection.find(
  {
    $and: [
      {key1: value1}, {key2:value2}
    ]
  }
).pretty()

```

```

>db.mycol.find({$and:[{"by":"tutorials point"}, {"title": "MongoDB Overview"}]}).pretty()

```

### 30.2.2 OR

Hier muss das Keyword **\$or** verwendet werden.

```

>db.mycol.find(
  {
    $or: [
      {key1: value1}, {key2:value2}
    ]
  }
).pretty()

```

```

>db.mycol.find({$or:[{"by":"tutorials point"}, {"title": "MongoDB Overview"}]}).pretty()

```

### 30.2.3 Kombination AND und OR

```
>db.mycol.find({"likes": {$gt:10}, $or: [{"by": "tutorials point"}, {"title": "MongoDB Overview"}]}).pretty()
```

Das entspricht folgendem Query in SQL: 'where likes>10 AND (by = 'tutorials point' OR title = 'MongoDB Overview')'

## 31 Sie kennen das Graphdatenmodell von Neo4j.

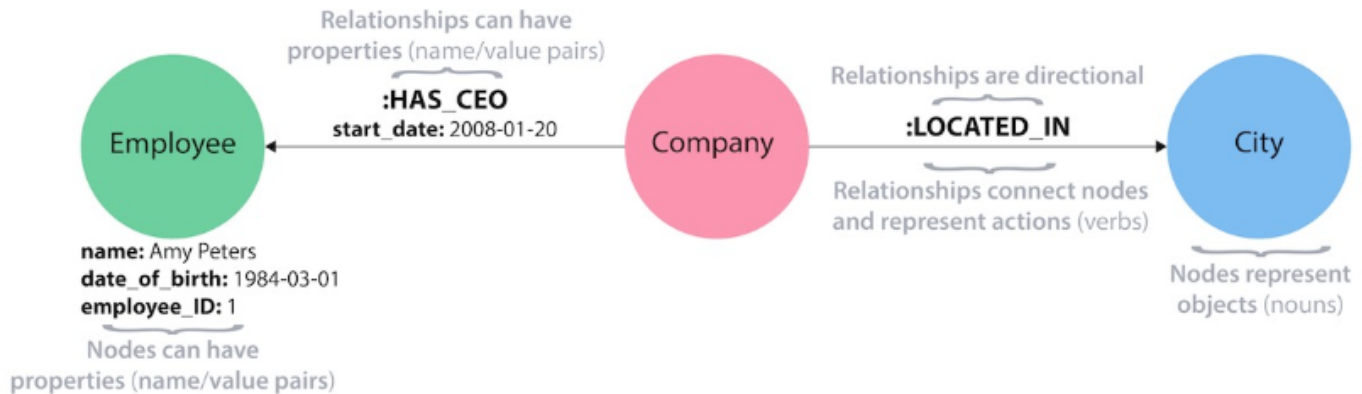


Abbildung 25: NEO4J

GraphDatenbank bei der die Beziehung zwischen Daten im Vordergrund steht.

## 32 Sie können mit der Sprache Cypher Datendefinitionen realisieren und Anfragen formulieren.

```
CREATE (s:Student {name: "David Eichin"}) RETURN s;
CREATE (m:Modul {name: "ddm"}) RETURN m;
MATCH (s:Student {name: "David Eichin"}),(m:Modul {name: "ddm"})
CREATE (s)-[:besucht {semester: "FS15"}]->(m);
```

```
MATCH (n) RETURN n;
MATCH (n) RETURN LABELS(n);
MATCH ()-[r]->() RETURN ID(r), TYPE(r);
MATCH (m)<-[:besucht]-(s)
WHERE s.name = "David Eichin"
RETURN m.name;
```

```
MATCH (m)<-[:besucht]-(s {name: "David Eichin"})
RETURN m.name;
MATCH (s:Student {name: "David Eichin"})-[r]->(m:Modul {name: "ddm"})
RETURN r.semester;
```

## 33 Sie können das Datenmodell des Resource Description Frameworks anhand eines Beispiels erläutern.

- Alles, was benannt werden kann, ist eine Ressource
- Global eindeutige Namen durch URI bzw. IRI
- Konstruktion von Aussagen mit Subjekt, Prädikat und Objekt

- Subjekt und Prädikat sind immer Ressourcen.
- Das Objekt kann entweder eine Ressource oder ein Literal sein
- Dargestellt als gerichteter Graph
- Knoten: Subjekt, Objekt
- Kanten: Prädikat

```

xml
<rdf:RDF
  xmlns:rdf="http://www.w3.org/1999/02/22-rdf-syntax-ns#"
  xmlns:lit="http://www.SampleLiteratur.rdf#">

  <rdf:Description rdf:about="http://www.SampleLiteratur.rdf#UmbertoEco">
    <lit:Autor_von rdf:resource="http://www.SampleLiteratur.rdf#DerNameDerRose"/>
    <lit:Name>Umberto Eco</lit:Name>
  </rdf:Description>
</rdf:RDF>

```

Property	Description
rdf:type	The subject is an instance of a class.
rdf:type	The subject is an instance of a class.
rdf:Statement	The class of RDF statements.
rdf:Property	The class of RDF properties.
rdf:subject	The subject of the subject RDF statement.
rdf:predicate	The predicate of the subject RDF statement.
rdf:object	The object of the subject RDF statement.
rdfs:Class	The class of classes.
rdfs:domain	A domain of the subject property.
rdfs:range	A range of the subject property.
rdfs:subClassOf	The subject is a subclass of a class.
rdfs:subPropertyOf	The subject is a subproperty of a property.
rdfs:Ressource	The class resource, everything.

Als Beispiel kann man Google nehmen. Wir können eine Beziehung zwischen Daten beschreiben und Google versteht es. Zum Beispiel `Author_of %BuchTitle%` liefert den gesuchten Author.