Data-Warehouse-Technologien

Prof. Dr.-Ing. Kai-Uwe Sattler[1]

Prof. Dr. Gunter Saake[2]
Dr. Veit Köppen[2]

[1]TU Ilmenau
FG Datenbanken & Informationssysteme

[2]Universität Magdeburg
Institut für Technische und Betriebliche Informationssysteme

Letzte Änderung: 18.10.2019

Teil IX

Materialisierte Sichten

Materialisierte Sichten

Materialisierte Sichten

- Vielzahl gleicher oder ähnlicher Anfragen auf immer denselben Relationen $\rightsquigarrow$ Einführung von Sichten zur Anfragevereinfachung
- überwiegend lesender Zugriff auf weitgehend stabiler Datenbasis $\rightsquigarrow$ Materialisierung der Sichten ggf. sinnvoll
  - seltene Änderungen in der Datenbasis bedeuten geringen Aufwand bei der Aktualisierung der Sichten
  - Materialisierung reduziert Berechnungsaufwand bei wiederkehrenden Anfrageteilen
  - System erkennt automatisch Anfrageteile, deren (Teil-) Ergebnisse durch materialisierte Sichten bereits zur Verfügung stehen
- Auch: materialized views (MV), summary tables

Materialisierte Sichten: Problembereiche

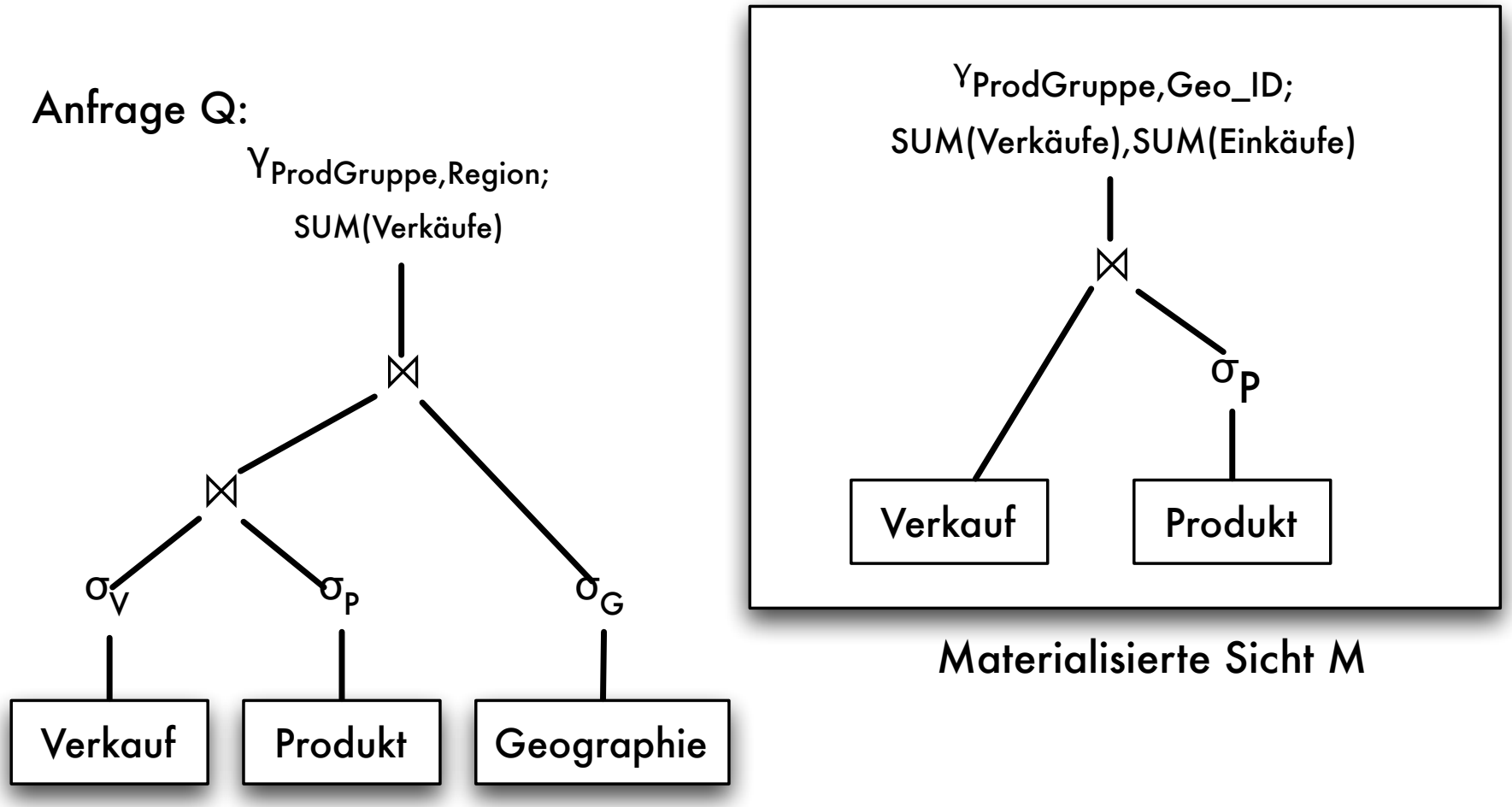
- Auswahl materialisierter Sichten $\rightsquigarrow$ Abwägung zwischen folgenden Kriterien:
  - Speicherbedarf für redundant gehaltene Daten
  - zusätzlicher Verwaltungsaufwand durch Materialisierung (einschl. Analyseaufwand für Auswahl der zu materialisierenden Sichten)
  - erwartete Reduktion von Antwortzeiten
- Wartung materialisierter Sichten
  - Änderungen im Datenbestand erfordern Neuberechnung der materialisierten Sicht oder Update-Propagation

Problembereiche (2)

- Existenz und Konstruktion einer korrekten Anfrageersetzung
- im allgemeinen Fall bereits ein schwieriges Problem (NP-hart)
  - wenn Restriktionen in der materialisierten Sicht nicht mit der Anfrage übereinstimmen $\rightsquigarrow$ Einfügen geeigneter Kompensationsoperationen
  - hinsichtlich der Restriktionsbedingungen Nachweis der logischen Implikation

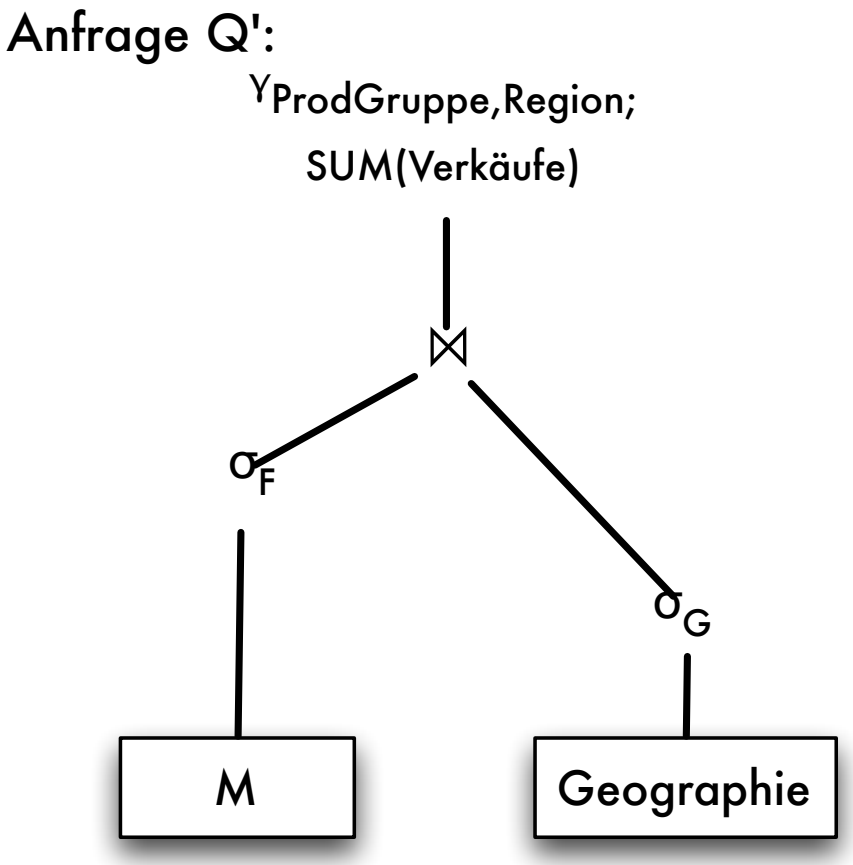
Verwendung materialisierter Sichten

- Beispiel: Anfrage Q bei vorhandener Sicht M:



Verwendung materialisierter Sichten (2)

- Einsetzen der vorhandenen Sicht M in Anfrage Q durch Umschreiben („Rewriting“) $\rightsquigarrow$ Anfrage Q'



Verwendung materialisierter Sichten (3)

- Voraussetzung für derartige Anfrageumformulierungen unter Verwendung materialisierter Sichten:
  - umformulierte Anfrage ist äquivalent zur ursprünglichen, d.h. sie liefert dasselbe Anfrageergebnis
- 2 Problemstellungen
  - Existenz einer Anfrageersetzung (Query Containment)
  - eigentliche Anfrageumformung (Query Rewriting)

Query Containment

- Geg.: Anfragen Q_1 und Q_2
- Enthaltensein

Q_1 ist in Q_2 enthalten ($Q_1 \sqsubseteq Q_2$), wenn für alle Datenbankinstanzen D die Ergebnismenge von Q_1 eine Teilmenge des Ergebnisses von Q_2 ist: $Q_1(D) \subseteq Q_2(D)$

- Äquivalenz

Q_1 und Q_2 sind äquivalent, wenn $Q_1 \sqsubseteq Q_2$ und $Q_2 \sqsubseteq Q_1$

Query Containment-Problem

- unentscheidbar für beliebige relationale Kalküle bzw. Anfragen in Relationenalgebra
- für konjunktive Anfragen entscheidbar, aber NP-vollständig
- durch Beschränkung auf SPJ-Anfragen (Konstantenselektion, natürlicher Verbund, Projektion) auch in polynomialer Zeit

Query Rewriting

- Geg.: Anfrage Q, Menge von Sichtdefinitionen $V_1, \ldots, V_n$
- Ges.: Anfrage Q', die nur auf Sichten aus $V_1, \ldots, V_n$ zugreift (**FROM**-Klausel)
  (Zugriff auf Basisrelationen ist konzeptionell keine Einschränkung!)
- Äquivalente Umschreibung

Q' ist äquivalente Umschreibung bzgl. $V_1, \ldots, V_n$, wenn (1) Q' verweist nur auf Sichten aus $\{V_1, \ldots, V_n\}$ und (2) Q' ist äquivalent zu Q

- Maximal-enthaltene Umschreibung
  - es existiert keine weitere Umschreibung Q_1, so dass $Q' \sqsubseteq Q_1 \sqsubseteq Q$ und Q_1 ist nicht äquivalent zu Q

Query Rewriting mit materialisierten Sichten

- Rewriting für SPJ-Anfragen [Chaudhuri et al. 1994]
- Definition von MVs als Regel

$$L(x, y) \rightarrow V(x)$$

  mit Sicht V, konjunktiver Anfrage L und Projektionsvariablen x der Sicht
- Prinzip
  1. Anfrage Q in kanonische Form überführen
  2. Ersetzungsmöglichkeiten der MVs unter Anwendung der Regeln prüfen $\rightsquigarrow$ alternative (äquivalente) Anfragen
  3. Anfrageoptimierung (Plan-Enumeration) zur kostenbasierten Auswahl

Intuitiver Ansatz

- Finde Teilausdruck in Q, der zu L einer Regel $L(x, y) \rightarrow V(x)$ korrespondiert und ersetze diesen durch V
- aber:

$$\text{Verkauf(produkt, stadt, preis, datum), Region(stadt, einw, land)} \rightarrow \text{RegVerkauf(produkt, preis, land)}$$

- Anfrage:

$$Q\,(\text{produkt}) \;:-\; \text{Verkauf(produkt, stadt, preis, datum), datum} > 1.1.2007, \text{Region(stadt, einw, 'Thüringen')}$$

- umgeschriebene Anfrage:

$$Q(\text{produkt}) \;:-\; \text{RegVerkauf(produkt, preis, 'Thüringen')}, \text{datum} > 1.1.2007$$

Problem syntaktischer Ersetzung

$$\text{Verkauf}(\text{produkt}, \text{stadt}, \text{preis}, \text{datum}), \text{preis} > 100 \rightarrow \text{TeureVerkäufe}(\text{produkt}, \text{stadt}, \text{preis})$$

$$Q(\text{produkt}) :- \text{Verkauf}(\text{produkt}, \text{stadt}, \text{preis}, \text{datum}), \text{preis} > 200, \text{Region}(\text{stadt}, \text{einw}, \text{land})$$

- keine syntaktische Ersetzung möglich, jedoch

$$Q(\text{produkt}) :- \text{TeureVerkäufe}(\text{produkt}, \text{stadt}, \text{preis}), \text{preis} > 200, \text{Region}(\text{stadt}, \text{einw}, \text{land})$$

- erfordert Auswertung der logischen Implikation

Sichere Ersetzung

- Erweiterung der Regeln um Ungleichungs-Constraints

$$L(x,y), I(x) \rightarrow V(x)$$

  mit $I(x)$ ist Konjunktion von Constraints (inkl. Arithmetik) über Projektionsvariablen
- Bsp.: I(produkt,stadt,preis) $\equiv$ preis > 100
- Suche nach ersetzbaren Teilausdrücken erfordert Umbenennung der Variablen in der Regel
- Geg.: Regel r mit Variablen V_r, Anfrage Q mit Variablen V_Q und Konstanten C_Q

gültige Umbenennung σ bzgl. Q ist Symbol-Mapping $V_r \mapsto V_Q$ mit

(a) wenn $v \in V_r$ ist Projektionsvariable, dann $\sigma(v) \in V_Q \cup C_Q$

(b) wenn $v \in V_r$ keine Projektionsvariable, dann $\sigma(v) \in V_Q \wedge \sigma(v) \neq \sigma(v')$ mit $v' \in V_r \setminus \{v\}$

auch Containment Mapping

Sichere Ersetzung (2)

- Geg. Menge R von Regeln
- zu Q existiert sicheres Auftreten von R, wenn für Regel $r \in R$ eine gültige Umbenennung existiert, so dass umbenannte Regel folgende Form hat

$$L(x,y), I(x) \rightarrow V(x)$$

- dabei muss gelten

(1) Anfrage Q hat Form

$$Q(u) \equiv L(x,y), I'(x), G(v)$$

x, y, u, v sind Variablenmengen evtl. mit gemeinsamen Variablen, y ist disjunkt zu x, u, v

(2) $I'(x) \Rightarrow I(x)$

Sichere Ersetzung (3)

- Sichere Ersetzung ist dann

$$Q'(u) \equiv V(x), I'(x), G(v)$$

- $I'(x) \Rightarrow I(x)$ ist nicht trivial; in $I'(x)$ bleibt nur Teil der Constraints
- Anfrageäquivalenz bzgl. Menge von Rewriting-Regeln

Anfrageplanung

1. Erstellung einer Abbildungstabelle mit allen sicheren Ersetzungen zu einer Anfrage $[\sigma(L), \sigma(V)] \equiv$ [deletelist, addliteral]

$$\text{Region(stadt, einw, land)}, \text{einw} > 100 \rightarrow \text{Großstadt(stadt, land)}$$

$$\text{Verkauf(produkt, stadt, preis, datum)}, \text{Region(stadt, einw, 'Thüringen')} \rightarrow \text{ThürVerkauf(produkt, stadt, preis, einw)}$$

$$Q(\text{produkt}) :- \text{Verkauf(produkt,stadt,preis,datum)}, \text{Region(stadt,einw,'Thüringen')}, \text{einw} > 100$$

Abbildungstabelle:

({ Region(stadt, 'Thüringen', einw), einw > 100 },
Großstadt(stadt,'Thüringen'))

({ Verkauf(produkt, stadt, preis, datum), Region(stadt, einw, 'Thüringen') }, ThürVerkauf(produkt, stadt, preis, einw))

2. kostenbasierte Auswahl als Teil der Plan-Enumeration

Erweiterung um Aggregationen: Generalized Projections

- verallgemeinerte Projektionen [Gupta, Harinarayan, Quass, 1995]
- Idee:

```
SELECT A FROM R GROUP BY A
```

kann äquivalent ersetzt werden durch

```
SELECT DISTINCT A FROM R
```

- entspricht Projektion π der Relationenalgebra
- muss noch für die Behandlung von Aggregationsfunktionen erweitert werden:

$$\pi_{A_1,\ldots,A_n,\mathbf{AGG}(S)}(R)$$

Generalized Projections

- damit Reduktion des Umformungsproblem auf die Relationenalgebra (mit erweiterter Projektion GP)
- ferner: Überführung aller Anfrageausdrücke (einschl. der der materialisierten Sichten) in eine Normalform

$$\sigma_h \pi \sigma_l \chi$$

  mit generalisierten Projektionen π, Verbundoperationen χ und konjunktiven Selektionsbedingungen h und l
- Anwendung von Transformationsregeln
  - Push-down von GPs
  - Pull-up von GPs
  - Verschmelzen bzw. Aufteilen von GPs
- dabei Berücksichtigung der Duplikatsensitivität (**`DISTINCT`**, **`MAX`**, **`MIN`** vs. **`SUM`**, **`COUNT`**)

Rewriting-Algorithmus

Geg.: Anfrage Q, Sicht V; Ges.: $Q'(V) = Q$

(1) Push-down von σ_h zu σ_l für Q und V

(2) wenn Bedingung in $\sigma_l(V)$ restriktiver als $\sigma_l(Q) \rightarrow$ Abbruch
   (a) Prüfe ob $GP(Q)$ und $GP(V)$ die gleichen Gruppierungskomponenten haben; falls Komponenten von $GP(Q) \not\subseteq$ der Komponenten von $GP(V) \rightarrow$ Abbruch
   wenn $\sigma_h(V) = \emptyset$ dann Split von $GP((Q)$ in $GP_{bot}(Q)$ (Gruppierungskomponenten von $GP(V)$) und $GP_{top}(Q)$ (Berechnungen von $GP(Q)$)
   (b) Prüfe ob Aggregate aus $GP_{bot}(Q)$ aus Aggregaten von $GP(V)$ ableitbar sind; anderenfalls $\rightarrow$ Abbruch

(3) Bedingungen in $\sigma_l(Q)$, die nicht aus $\sigma_l(V)$ impliziert werden, aus $GP_{bot}(Q)$ herausziehen; falls nicht möglich $\rightarrow$ Abbruch

(4) wenn Bedingungen in $\sigma_h(V)$ restriktiver als $\sigma_h(Q) \rightarrow$ Abbruch

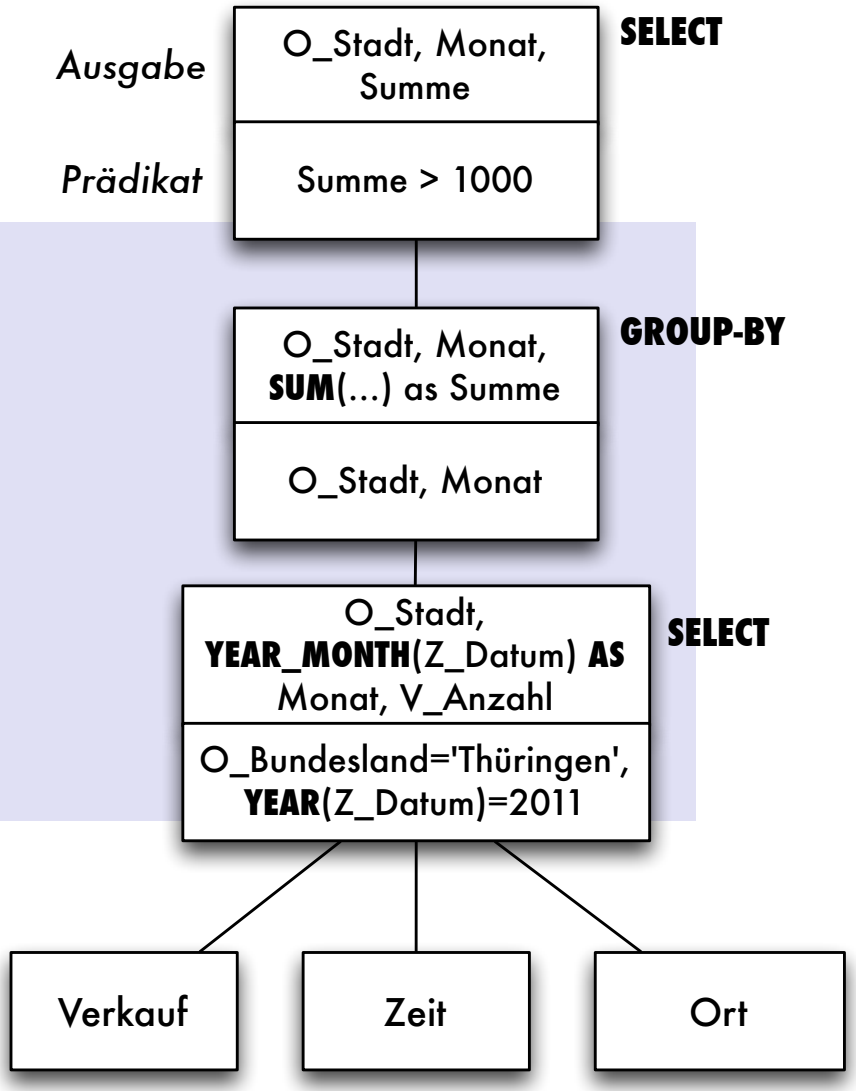
(5) Ergebnis: transformierte Anfrage Q mit Teilbaum $GP_{bot}(Q)$ ersetzt durch V

Query Graph Model

- in DB2 verwendete Lösung
- Anfrage repräsentiert als DAG mit
  - Basistabellen als Blätter
  - Tabellenoperatoren als interne Knoten
- Knoten = Box
- Knotentypen
  - **`SELECT`**: Select-Project-Join-Teil einer Anfrage (inkl. **`WHERE`**- und **`HAVING`**-Bedingungen)
  - **`GROUP-BY`**: Gruppierung und Aggregation

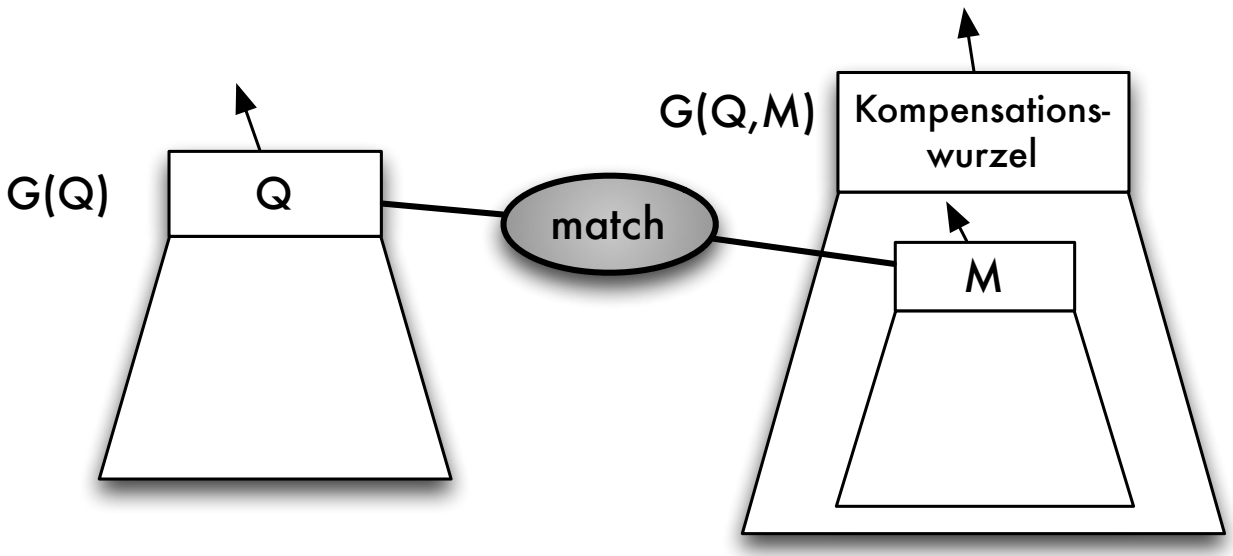
QGM: Beispiel

```
SELECT O_Stadt, YEAR_MONTH(Z_Datum),
    SUM(V_Anzahl)
FROM Verkauf, Zeit, Ort
WHERE V_Zeit_ID = Z_ID
    AND V_Ort_ID = O_ID
    AND O_Bundesland = 'Thüringen'
    AND YEAR(Z_Datum) = 2011
GROUP BY O_Stadt, YEAR_MONTH(Z_Datum)
HAVING SUM(V_Anzahl) > 1000
```



Query Matching

- Idee: Übereinstimmung zwischen Paaren von QGM-Box
  - E matches R $\Leftrightarrow$ QGM-Graph $G(E,R)$ kann gebildet werden mit
    - $G(E,R)$ beinhaltet $G(R)$ mit Wurzel R und
    - $G(E,R)$ ist äquivalent zu $G(E)$
  - $G(E,R) - G(R)$ ist Kompensation: Anwendung auf R liefert gleiches Ergebnis wie E



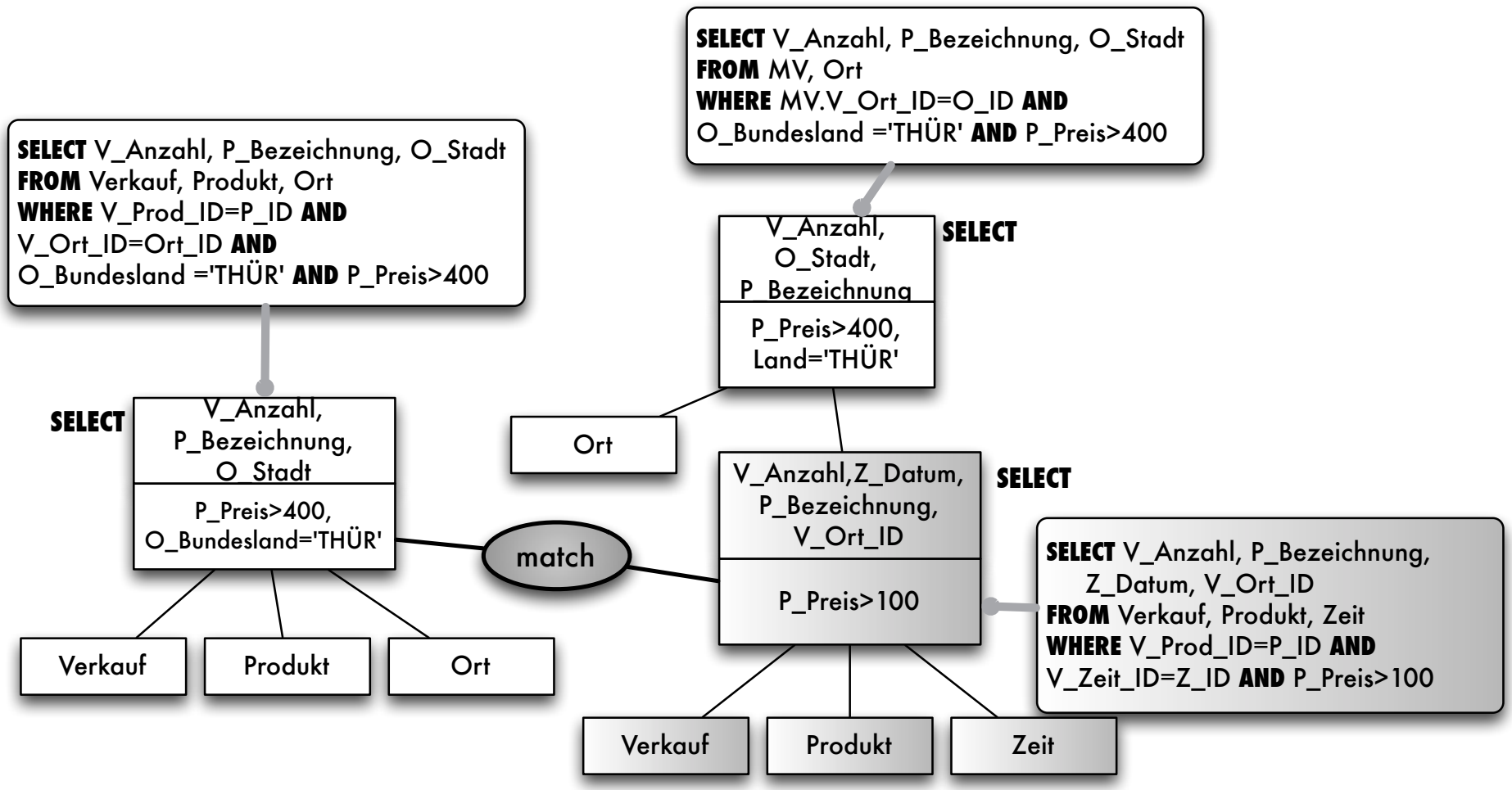
Query Matching (2)

- Betrachtung von Graphmustern zum Matching
  - Bottom-Up-Durchlauf des Query-Graphen
- grundsätzlich
  1. mind. eines der Kinder eines Subsumee muss mit einem Subsumer-Kind übereinstimmen
  2. Subsumer und Subsumee müssen vom selben Typ sein
- Muster:
  - exact child matches
  - non-exact child matches: Berücksichtigung der Kompensationen bei Nichtübereinstimmungen
  - cube matches

Exact Child Matches

- **`SELECT`**: E (Subsumee) und R (Subsumer) sind **`SELECT`**-Boxen mit 1:1-Übereinstimmung der Kinder
  - jedes E-Kind stimmt mit max. einem R-Kind überein
  - keine zwei E-Kinder stimmen mit dem selben R-Kind überein (kein Self-Join!)
  - zusätzliche Verbunde sind verlustlos
  - Ausgabeattribute von E sind aus R ableitbar
  - R-Prädikate, die nicht Extra-Verbundprädikate sind, sind weniger einschränkend als korrespondierende E-Prädikate, z.B. R: $x > 10$ und E: $x > 20$
  - Kompensation:
    - ★ Rejoin der Kinder
    - ★ **`SELECT`**-Box mit Rejoin-Prädikat und Anwendung der E-Prädikate, die nicht für R existieren

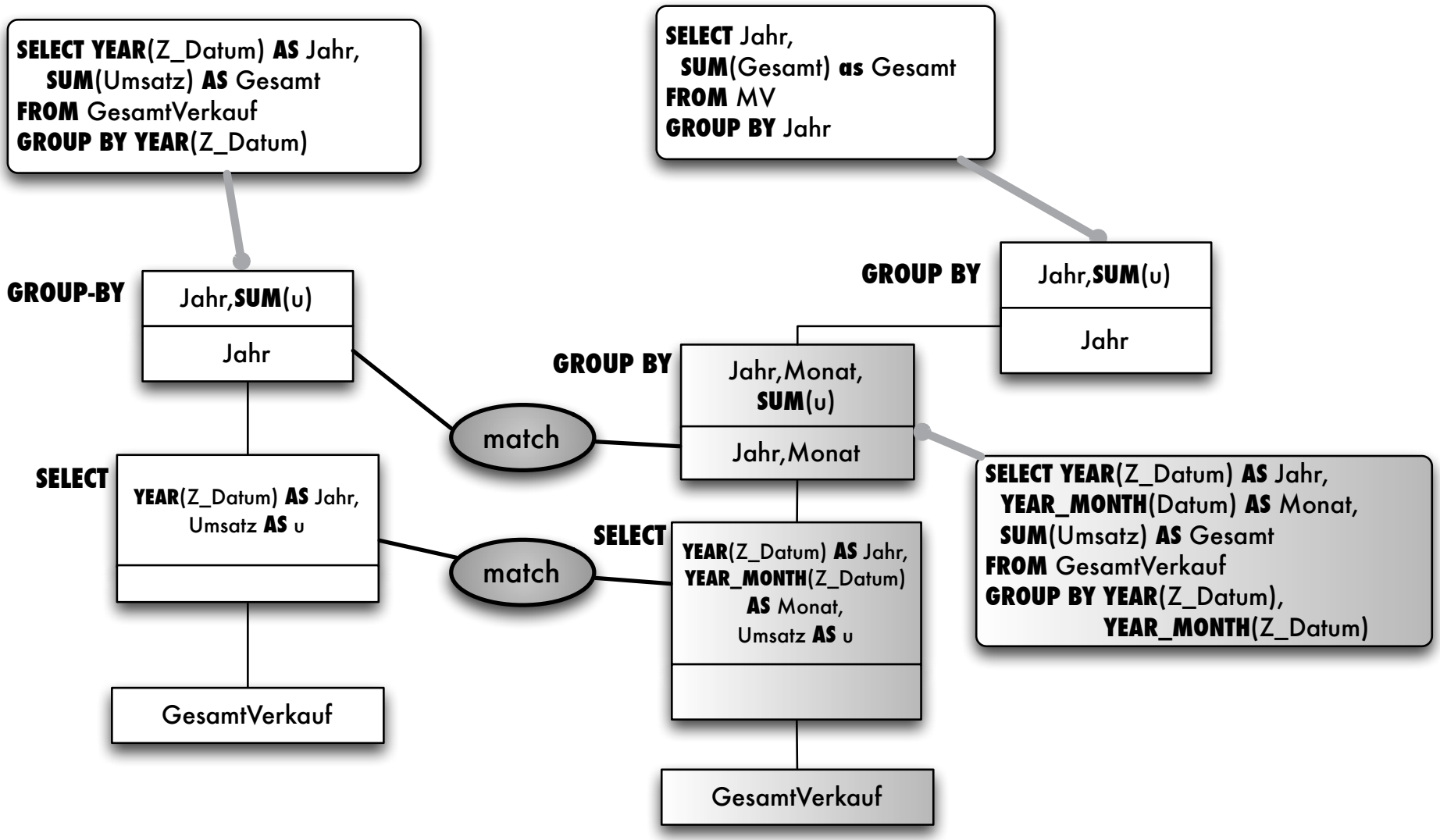
Exact Child Matches: Beispiel



Exact Child Matches (2)

- **`GROUP BY`**: E (Subsumee) und R (Subsumer) sind **`GROUP-BY`**-Boxen und exakte Übereinstimmung ihrer Kinder
  - jedes E-Gruppierungsattribut ist äquivalent zu einem R-Gruppierungsattribut
  - wenn Gruppierungsattribute exakt übereinstimmen $\rightarrow$ E-Aggregate stimmen mit R-Aggregaten überein
  - sonst $\rightarrow$ jedes E-Aggregat ist aus einem R-Aggregat ableitbar
  - Kompensation:
    - ★ spezielle Ableitungsregeln für Aggregatfunktionen

Exact Child Matches: Beispiel (2)



Auswahl materialisierter Sichten

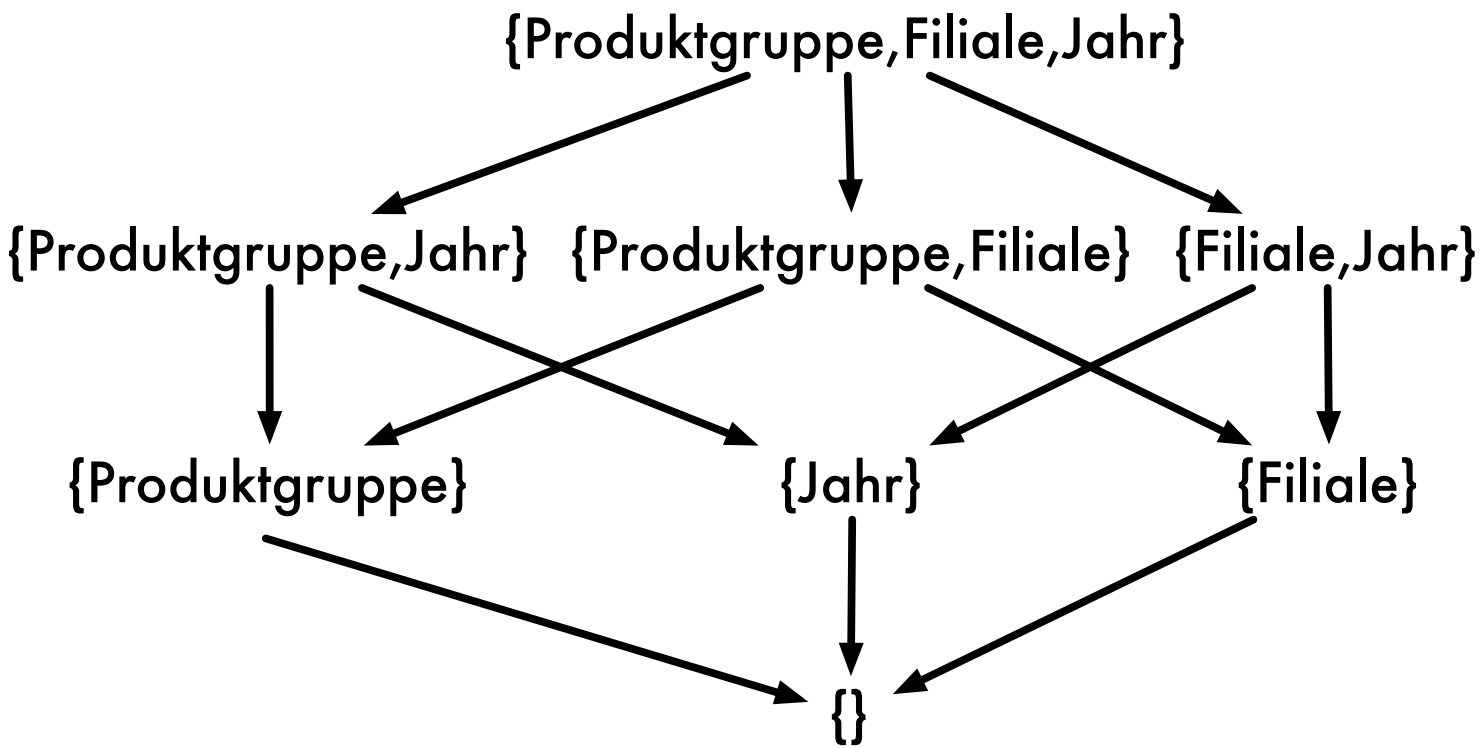
- erfordert den jeweiligen Auswertekontext für Anfragen mit Aggregationsfunktionen:
  - Eigenschaften der Aggregationsfunktionen: Additivität (z.B. **`SUM`**) bzw. Semi-Additivität (z.B. **`COUNT`**)
  - Berücksichtigung der Menge der Gruppierungsattribute, da diese eine Partitionierung des Datenbestands festlegen: Aggregationsgitter

Aggregationsgitter

- Aggregationsgitter repräsentiert Teilmengenverband über die Gruppierungsattribute (aggregation lattice)
- Pfeile geben an, welche Aggregationen bzw. Gruppierungen aus welchen anderen berechnet werden können, z.B:
  - Gruppierung nach A_2 kann aus der Gruppierungen nach (A_1, A_2), (A_2, A_3), (A_1, A_2, A_3) berechnet werden
- Zahl der Knoten im Aggregationsgitter wächst exponentiell mit der Zahl der Gruppierungsattribute (Dimensionen)

Aggregationsgitter: Beispiel

- 3 Gruppierungsattribute `Produktgruppe,Filiale,Jahr`



Aggregationsgitter (2)

- jeder Knoten im Aggregationsgitter entspricht einer Möglichkeit, eine materialisierte Sicht zu bilden
  - aufgrund der exponentiellen Anzahl an potentiell materialisierbaren Sichten muss Auswahl getroffen werden (aus Speicherplatz- sowie Aufwandsgründen)
  - oder: das Aggregationsgitter muss reduziert werden
- funkt. Abhängigkeiten zwischen Gruppierungsattributen erlauben Reduktion des Aggregationsgitters
  - wenn $A_1 \rightarrow A_2$, repräsentieren Knoten (A_1) und (A_1, A_2) sowie (A_1, A_3) und (A_1, A_2, A_3) jeweils das gleiche
  - funktionale Abhängigkeiten bestehen z.B. zwischen den verschiedenen Ebenen einer Klassifikationshierarchie: Produkt $\rightarrow$ Produktgruppe $\rightarrow$ Produktkategorie

Statische Auswahl material. Sichten

- Algorithmus nach Harinarayan, Rajaraman und Ullman; SIGMOD'96
- berücksichtigt das historische (aber nicht das aktuelle) Anfrageverhalten $\rightarrow$ im Gegensatz zu dynamischen Verfahren
- notwendige Vorüberlegungen zu Aufwand und Nutzen materialisierter Sichten:
  - Kosten einer Materialisierungskonfiguration
  - Nutzen einer Materialisierungskonfiguration

Kostenfunktion

- Kostenfunktion $c_q(n)$
  - liefert Kosten zur Berechnung der Anfrage q aus dem zu n korrespondierenden Gitterpunkt im Aggregationsgitter, falls q aus der zu n gehörenden Aggregationskombination berechenbar ist
  - andernfalls $c_q(n) = \infty$
- Anfragekostenfunktion $c_q(n)$ ist monoton, wenn für zwei beliebige Knoten n_i, n_j aus einem Aggregationsgitter gilt:

$$|n_i| < |n_j| \Rightarrow c_q(n_i) < c_q(n_j)$$

(mit $|n|$ Größe des Gitterpunkts)

Kostenfunktion (2)

- Monotonie besagt:
  - Kosten zur Beantwortung einer Anfrage bzgl. einer Aggregationskombination steigen mit der Größe der zu verarbeitenden Einheiten dieser Kombination an
  - Berechnungskosten einer Anfrage basierend auf einem Knoten n_i sind kleiner als die zu n_j, falls n_j aus n_i abgeleitet werden kann

Kosten einer Materialisierungskonfiguration

- Menge der materialisierten Gitterpunkte $M = \{n_1, \ldots, n_k\}$; Menge von Anfragen $Q = \{q_1, \ldots, q_m\}$ (mit $f(q_i)$ Häufigkeit von q_i)
- Aufwand zur Beantwortung einer Anfrage q bzgl. M:

$$c_q(M) = min_{n \in M} c_q(n)$$

- Gesamtanfragekosten für Q basierend auf M:

$$C(Q, M) = \sum_{q \in Q} f(q) \cdot c_q(M)$$

- Gesamtaktualisierungskosten bei lokalen Aktualisierungskosten $u(n)$ und Aktualisierungsrate $h(n)$ für einen materialisierten Gitterpunkt n:

$$U(M) = \sum_{n \in M} h(n) \cdot (n)$$

- Gesamtkosten einer Gruppierungskombination zur Auswertung einer Menge von Anfragen:

$$C_{gesamt}(Q, M) = C(Q, M) + U(M)$$

Nutzen einer Materialisierungskonfiguration

- Sei
  - M die Menge der bereits materialisierten Gitterknoten und
  - Q eine Menge von Anfragen
- Nutzen (benefit) eines zusätzlich materialisierten Gitterknotens n

$$B_Q(n, M) = \begin{cases} C_Q(M) - C_Q(M \cup \{n\}) & \text{falls } C_Q(M \cup \{n\}) < C_Q(M) \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

Statisches Auswahlverfahren

- Auswahlproblem ist NP-vollständig!
- Verfahren von Harinarayan, Rajaraman und Ullman basiert auf dem Greedy-Prinzip
- Idee:
  - für ein vorgegebenes Aggregationsgitter wird iterativ immer der Knoten bestimmt, dessen Materialisierung den maximalen Nutzen bezgl. der Menge der schon zur Materialisierung ausgewählten Knoten bringt
  - dabei ist zu berücksichtigen, dass der zur Materialisierung zur Verfügung stehende Speicherplatz beschränkt ist

Auswahl-Algorithmus

- Eingabe: Menge aller Gitterknoten N; erwarteter Speicheraufwand $|n|$ bei Materialisierung von Knoten $n \in N$; maximaler Speichermehraufwand S
- Ausgabe: Menge der zu materialisierenden Knoten M

```
begin
    M = {n_Detaildaten}  // Detaildaten sind bereits „materialisiert“
    s = 0  // noch kein zusätzlicher Speicheraufwand
    while (s < S) and M ≠ N
        // berechne Gitterpunkt mit max. Nutzen
        n ist der Gitterpunkt mit n ∈ (N \ M) :
            B_Q(n, M) = max_{n_i ∈ (N\M)}(B_Q(n_i, M))
        M = M ∪ {n}
        s = s + |n|  // zusätzlich benötigter Speicher zur Materialisierung
    end
    return M
end
```

Analyse des Verfahrens

- Komplexität $O(n^3)$ mit n Anzahl der Gitterknoten
- Aber Verbesserungen möglich, z.B.:
  - bei Existenz funktionaler Abhängigkeiten zwischen Gruppierungsattributen reduziert sich die Zahl zu betrachtender Knoten
  - Menge der zu betrachtenden Anfragen erlaubt schrittweise Konstruktion des Aggregationsgitters, so dass nur Knoten betrachtet werden, die von Anfragen benötigt werden
  - Knoten, die eine bestimmte Reduktionsrate (bezogen auf das Datenvolumen) gegenüber detaillierteren Knoten nicht erreichen, werden a priori von der Materialisierung ausgeschlossen und im Algorithmus nicht betrachtet

Analyse des Verfahrens (2)

- Untere Schranke für Güte der schlechtesten Lösung: 63% gegenüber der optimalen Lösung (Angabe der Autoren; bezogen auf ursprünglichen Vorschlag)
- Ursprüngliches Verfahren berücksichtigt kein explizites Anfrageprofil; Annahme, dass jeder Knoten gleich häufig angefragt wird
- Verfahren berücksichtigt Restriktionsbedingungen, die in den Anfragen auftreten, in keiner Weise

Auswahl von Partitionen materialisierter Sichten

- Nicht alle Daten eines Aggregationsknoten werden gleich häufig angefragt, z.B.
  - Aktuelle Daten werden zumeist häufiger angefragt, etwa Verkäufe im letzten Monat
  - Wenn der Datenbestand z.B. 24 Monate umfasst und 80% der Anfragen nur den letzten Monat betreffen, würde die vollständige Materialisierung unverhältnismäßig viel Speicher benötigen
  - Bei Partitionierung nach Monaten und nur Materialisierung der Daten des letzten Monats würden mit $4 - 5\%$ des Speicheraufwands 80% der Anfragen unterstützt

Auswahl von Partitionen (2)

- Zur Bestimmung, welche Partitionen materialisiert werden sollen, kann der zuvor behandelte Algorithmus erweitert werden
- Je nach Anfrageprofil können für jeden Aggregationsknoten unterschiedliche Partitionierungen (sowohl horizontal als auch vertikal) mit unterschiedlicher Auswahl zu materialisierender Partitionen bestimmt werden
- Spezialfall: vollständige Materialisierung einzelner Knoten

Dynamische Auswahl materialisierter Sichten

- Statische Auswahl nimmt an, dass ein festes, vorher bekanntes Anfrageprofil existiert
  - basiert damit in der Regel auf dem Anfrageverhalten der Vergangenheit
  - interaktive Komponente von OLAP-Anwendungen wird nicht berücksichtigt
    - oft werden in einem iterativen Prozess Anfragen immer weiter konkretisiert, um bestimmte Zusammenhänge näher zu untersuchen
    - Anfrageverhalten kann dadurch spontanen Änderungen unterliegen
- Änderungen der Daten führen zu einem schnellen Veralten materialisierter Sichten

Semantisches Caching

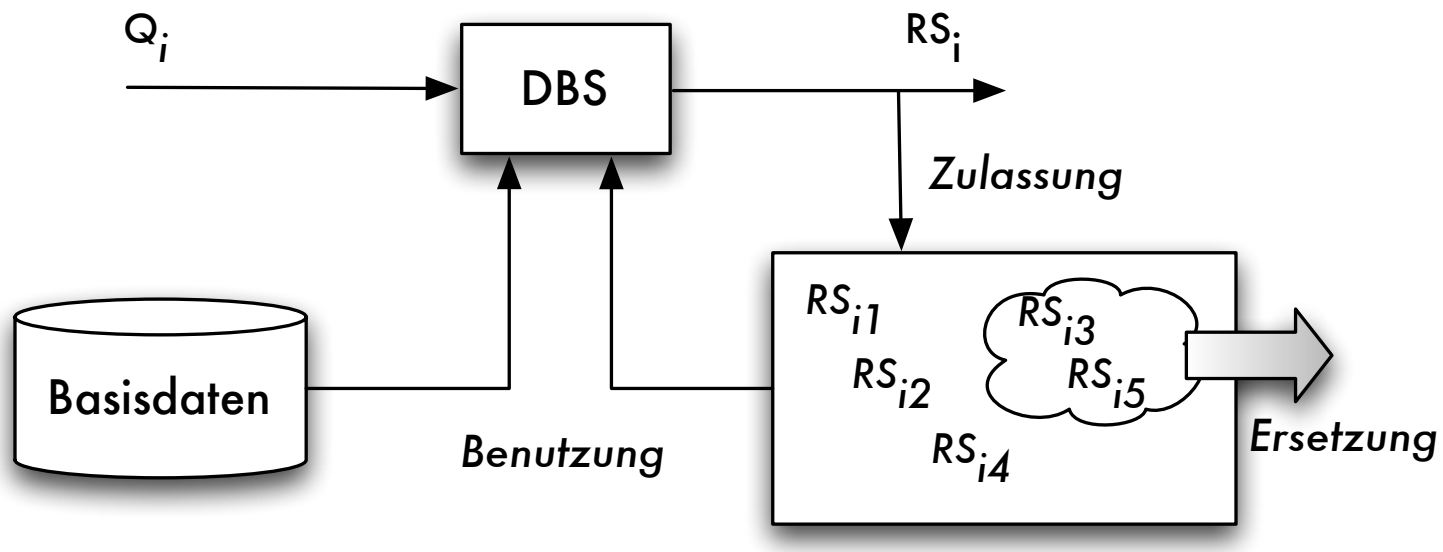
- Pufferung (Zwischenspeichern) von Anfrageergebnissen
  - im Hauptspeicher oder
  - auf einer schnellen Platte
- Beschränkung des dafür verfügbaren Speichers bedingt Verdrängung
  - Entscheidung über Verdrängung kann datenabhängig getroffen werden
  - Wissen über das Anwendungsgebiet (hier: OLAP und dafür typisches Anfrageverhalten) kann ausgenutzt werden

Verdrängung materialisierter Sichten

- Mögliche Entscheidungskriterien:
  - Zeit des letzten Zugriffs
  - Referenzierungshäufigkeit
  - Größe der materialisierten Sicht
  - Kosten einer Neuberechnung oder Aktualisierung der materialisierten Sicht
  - Anzahl der Anfragen, die in der Vergangenheit mit dieser Sicht hätten beantwortet werden können (oder wurden)
  - Anzahl der Anfragen, die prinzipiell mit dieser Sicht beantwortet werden könnten
- Gewichtete Kombination dieser Kriterien sinnvoll!

Beispiel: Watchman

- DW-Cache Manager [Scheuermann, Shim, Vingralek; VLDB'96]



Watchman: Ablauf

1. Ergebnis RS_i zu Anfrage Q_i an Nutzer und Cache
2. Aufnahme in Cache anhand LNC-A-Verfahren („least normalized cost – admission“) prüfen
3. Falls zur Materialisierung zugelassen und nicht genug Speicher: zu ersetzende Ergebnisse ermitteln mithilfe von LNC-R („replacement“)

Watchman: Kennzahl

- Kennzahl für Zulassung/Ersetzung: Gewinn (profit) einer Materialisierung

$$P(RS_i) = \frac{\lambda \cdot C(Q_i)}{|RS_i|}$$

- Mit
  - λ: durchschnittliche Referenzierungsrate von Q_i
  - $C(Q_i)$: Kosten von Q_i ohne Materialisierungen

Watchman: LNC-A

```
Eingabe: RS_i  // Ergebnis der Anfrage Q_i
begin
    if (Referenzinfo R_i noch nicht verfügbar)
        init_ref_info(R_i)
    end
    update_ref_info(R_i)
    // Zulassung, falls Gewinn von RS_i größer als
    // Gewinn der zu verdrängenden Ergebnisse
    C := LNC-R(|RS_i|)
    if (P(RS_i) > P(C))
        remove_from_cache(C)
        add_to_cache(RS_i)
    end
end
```

Watchman: LNC-R

```
Eingabe: S  // freizugebender Speicherplatz
Ausgabe: C  // zu ersetzende Ergebnisse
begin
    C := {}
    for i = 1 to n
        // Ergebnisse RS_j pro Gruppe mit gleicher
        // Ref.häufigkeit nach Gewinn P(RS_j) aufsteigend
        // sortieren
        rs_list = sort_rs_by_profit(i)
        foreach RS_j in rs_list
            C := C + {RS_j}
            if (|C| > S) return C
        end
    end
    return C
end
```

Aktualisierung materialisierter Sichten

- Effiziente Aktualisierungsverfahren benötigt, die teure Rematerialisierung (Neuberechnung) vermeiden $\rightsquigarrow$ inkrementelle Aktualisierung
- Konsistenzproblem, da materialisierte Sichten im allgemeinen nicht unabhängig voneinander sind
  - redundante Speicherung von Daten (oder daraus abgeleitete Aggregationen) in mehreren Sichten
  - Aktualisierung einer Sicht führt zur Inkonsistenz
  - Aktualisierung mehrerer Sichten benötigt ggf. viel Zeit, so dass zwischendurch ein inkonsistenter Zustand gesehen werden kann

Vollständige Aktualisierung

- Ansatz: gemeinsame Aktualisierung mehrerer Sichten (multi-query optimization)
- Idee:
  1. Ableitung eines gemeinsamen Vorgängers (Basisanfrage) mit minimaler Extension
  2. Berechnung beider Sichten auf Basis des Vorgängers

Einschränkungen

- Anpassung der Ergebnisattribute
  - Basisanfrage muss alle Attribute liefern, die in Sichtanfragen referenziert werden (Projektion, Selektion, Gruppierung, Aggregation etc.)
- Anpassung der referenzierten Basisrelationen
  - Basisanfrage muss gleiche Menge von Basisrelationen beinhalten (Ausnahme: verlustlose 1:n-Joins, Rückwärtsverbund)
- Anpassung der Prädikate
  - Gemeinsame globale Prädikate in der Basisanfrage auswerten
- Anpassung der Gruppierungskombinationen
  - aus Gruppierung der Basisanfrage müssen alle Kombinationen der Sichtanfragen ableitbar sein

Beispiel [Lehner02]

```
CREATE MATERIALIZED VIEW matview1 AS
SELECT p_brand, o_shipprio,
   SUM(l_quantity), COUNT(*)
FROM lineitem, orders, part
WHERE l_orderkey = o_orderkey AND
   l_partkey = p_partkey AND
   year(l_shipdate) = 2002 AND p_type = 'spc'
GROUP BY CUBE(p_brand, o_shipprio)

CREATE MATERIALIZED VIEW matview2 AS
SELECT p_container, o_shipprio,
   AVG(l_quantity), COUNT(*)
FROM lineitem, orders, part
WHERE l_orderkey = o_orderkey AND
   l_partkey = p_partkey AND
   year(l_shipdate) = 2002
GROUP BY p_container, o_shipprio
```

Beispiel: Basisanfrage

```
SELECT p_brand, p_container, p_type /* lokales Prädikat */,
   o_shipprio,
   SUM(l_quantity) AS $1, COUNT(*) AS $2
FROM lineitem, orders, part
WHERE l_orderkey = o_orderkey
   AND l_partkey = p_partkey
   /* globales Prädikat */
   AND year(l_shipdate) = 2002
GROUP BY GROUPING SETS((p_container, o_shipprio),
   /* lokales Prädikat */
   (p_type, cube(p_brand, o_shipprio)))
```

Beispiel: Aktualisierung für Sichten

```
INSERT INTO matview1 (
   SELECT p_brand, o_shipprio, SUM($1), SUM($2)
   FROM $basisanfrage
   WHERE p_type = 'spc'
   GROUP BY CUBE(p_brand, o_shipprio))

INSERT INTO matview2 (
   SELECT p_container, o_shipprio,
      SUM($1)/SUM($2) /* AVG(l_quantity) */, SUM($2)
   FROM $basisanfrage
   GROUP BY p_container, o_shipprio)
```

Ebenen gemeinsamer Vorauswertung

- Bildung gemeinsamer Gruppierungskombinationen
- Materialisierung von Verbundoperationen
- Materialisierung von Selektionsoperationen
- Gemeinsame Nutzung auf physischer Ebene (gemeinsame Datenblöcke etc.)

Inkrementelle Aktualisierung

- Wesentliche Idee:
  - Feststellen, welche Detaildaten sich geändert haben
  - nur diese Änderungen in den materialisierten Sichten nachvollziehen
- Im einfachsten Fall (ohne Aggregation):
  - Basisrelation R, Sicht $V = f(R)$
  - $\Delta^+ R$ neu eingefügte Tupel, $\Delta^- R$: gelöschte Tupel (Updates werden als Löschung und anschließende Einfügung betrachtet)

$$\begin{aligned} V_{neu} &= f((R - \Delta^- R) \cup \Delta^+ R) \\ &= (f(R) - f(\Delta^- R)) \cup f(\Delta^+ R) \\ &= (V - \Delta^- V) \cup \Delta^+ V \end{aligned}$$

Beispiel

- Basisrelation: $\texttt{link}(S, D)$
  $\texttt{link}(a, b) \rightarrow$ Verbindung zw. Knoten a und b
- Sicht:

$$\texttt{hop}(X, Y) = \pi_{X,Y}(\texttt{link}(X, V) \bowtie_{V=W} \texttt{link}(W, Y))$$

- Menge der eingefügten Tupel in $\texttt{link}$: $\Delta(\texttt{link})$
- Korrespondierende Menge für $\texttt{hop}$: $\Delta(\texttt{hop})$

$$\begin{aligned}\Delta(\texttt{hop}) \quad = \quad & \pi_{X,Y}((\Delta(\texttt{link})(X, V) \bowtie_{V=W} \texttt{link}(W, Y)) \cup \\ & (\texttt{link}(X, V) \bowtie_{V=W} \Delta(\texttt{link})(W, Y)) \cup \\ & (\Delta(\texttt{link})(X, V) \bowtie_{V=W} \Delta(\texttt{link})(W, Y)))\end{aligned}$$

Klassifikation: Einflussfaktoren auf Effizienz

- **Zur Verfügung stehende Information**
  - entscheidet über die Anwendbarkeit eines Algorithmus
  - Definition der Sicht sowie ihre Ausprägung müssen zur Verfügung stehen
  - Weitere Informationen? Integritätsbedingungen, Hilfssichten, ...
- **Verwendete Anfragekonstrukte** zur Definiton der Sicht
  - Selektion und Projektion im allgemeinen unproblematisch
  - Viele Aktualisierungsalgorithmen unterstützen auch Joins
  - Aggregationsfunktionen verlangen bereits aufwendigere Algorithmen

Klassifikation: Einflussfaktoren auf Effizienz (2)

- **Unterstützte Modifikationstypen**
  - Im einfachsten Fall: Einfügen neuer Tupel, Löschen von Tupeln
  - Updates: Behandeln als Löschen und anschließendes Neueinfügen führt zu Informationsverlust und kann teure Zugriffe auf die Basisrelation erfordern
- **Granularität der Aktualisierung**
  - Aktualisierung einzelner Sichten oder (im Extremfall) des ganzen Data Warehouse
  - gemeinsame Aktualisierung verschiedener materialisierter Sichten kann für Konsistenz notwendig sein

Klassifikation: Einflussfaktoren auf Effizienz (3)

- **Zeitpunkt der Aktualisierung**
  - Sofortige (synchrone) Aktualisierung
    - ★ Sichten sind immer aktuell
    - ★ dafür werden die Modifikationstransaktionen behindert
  - Verzögerte Aktualisierung
    - ★ Entkoppelung der Aktualisierung von Modifikationstransaktion; bei Zugriff auf Sicht wird diese aktualisiert
    - ★ Sicht beim Lesen immer aktuell
    - ★ Lesende Transaktion trägt die Aktualisierungskosten; u.U. müssen viele Modifikationen nachgezogen werden, wenn auf die Sicht lange nicht zugegriffen wurde
  - Snapshot-Aktualisierung
    - ★ asynchron zur Modifikation und zum Lesezugriff nach anwendungsspezifischen Gesichtspunkten

Strategie vs. Zeitpunkt

Aktualisierungs-strategie			
complete	–	–	√
incremental	√	√	–
	immediate	on commit	deferred
	Aktualsierungszeitpunkt		

Beispiele

- Relation:

$$\texttt{part}(\texttt{part\_no}, \texttt{part\_cost}, \texttt{contract})$$

- Sicht:

$$\texttt{expensive\_parts}(\texttt{part\_no}) = \pi_{\texttt{part\_no}}(\sigma_{\texttt{part\_cost}>1000}(\texttt{part}))$$

- Einfügen: $\texttt{part}(p_1, 500, c_1)$
  - keine Änderung der Sicht notwendig

Beispiele (2)

- Einfügen $\texttt{part}(p_2, 5000, c_2)$
  - (1) nur mat. Sicht verfügbar
    - ★ p_2 in der alten Sicht vorhanden $\rightarrow$ keine Änderung
    - ★ sonst $\rightarrow$ Einfügen
  - (2) Basisrelation verfügbar
    - ★ Überprüfen, ob Basisrelation Tupel mit $\texttt{part\_cost} \geq 5000$ enthält $\rightarrow$ keine Änderung
    - ★ sonst $\rightarrow$ Einfügen
  - (3) `part_no` als PK bekannt
    - ★ Tupel kann noch nicht in der Sicht sein $\rightarrow$ Einfügen

Beispiele (3)

- Relation: $\texttt{supp}(\texttt{supp\_no}, \texttt{part\_no}, \texttt{price})$
- Sicht:

$$\texttt{supp\_parts}(\texttt{part\_no}) = \pi_{\texttt{part\_no}}(\texttt{supp} \bowtie_{\texttt{part\_no}} \texttt{part})$$

- Einfügen: $(p_2, 5000, c_2)$
  - nur mat. Sicht verfügbar:
    - ★ `supp_parts` enthält bereits $p_2 \rightarrow$ keine Änderung
    - ★ sonst $\rightarrow$ kann nicht entschieden werden

Zusatzinformationen für effiziente inkrementelle Aktualisierung

- Ziel: Vermeidung von Zugriffen auf die Basisrelationen $\rightarrow$ (partielle) autonome Aktualisierbarkeit
- Verwendung von Zusatzinformationen
  - Schemainformation: vor allem Primärschlüssel- und Fremdschlüsseleigenschaften
  - Zähler: Anzahl der Tupel in der Basisrelation, aus denen ein Tupel in der Sicht abgeleitet wurde ($\rightarrow$ Counting-Algorithmen)
  - Hilfssichten: Materialisierung weiterer Information, die eine (partielle) autonome Aktualisierbarkeit ermöglicht

Verfahren zur Aktualisierung

- Vollständige Information verfügbar
  - Counting-Algorithmus
  - Outer-Join-Sichten
  - DRed-Algorithmus
- Partielle Information verfügbar
  - „selbst-aktualisierbare“ Sichten: MV + Schlüsselbedingungen
  - „Chronicle Views“: MV + einige Basisrelationen
- Keine Information verfügbar
  - „Irrelevante“ Updates

Counting-Algorithmus

- Idee: Anzahl der Ableitungen aller Tupel in der Sicht speichern
- Beispiel:

```
CREATE VIEW hop(s, d) AS
    SELECT DISTINCT l1.s, l2.d
    FROM link l1, link l2
    WHERE l1.d = l2.s
```

- $\texttt{link} = \{(a,b),(b,c),(b,e),(a,d),(d,c)\}$
- $\texttt{hop} = \{\underbrace{(a,c)}_{2}, \underbrace{(a,e)}_{1}\}$

Counting-Algorithmus (2)

- Löschen von $\texttt{link}(a, b) \rightsquigarrow \texttt{hop} = \{(a, c)\}$
- Schlussfolgerung: jeweils eine Ableitung von $\texttt{hop}(a, c)$ und $\texttt{hop}(a, e)$ löschen !
- Prinzip des Algorithmus
  - zu jedem Tupel t der Sicht $\texttt{count}(t)$ speichern
  - aus Änderungen der Basisrelationen Sichtänderungen ableiten ΔV
  - Einfügen: $\texttt{count++}$, Löschen: $\texttt{count--}$
  - Änderungen ΔV in die Sicht einbringen und $\texttt{count}$ aktualisieren
  - Tupel mit $\texttt{count} = 0$ werden gelöscht

Outer-Join-Sichten

- Outer Join wichtig für Datenintegration
- Sicht:

```
CREATE VIEW V AS
    SELECT X_1, ..., X_n
    FROM R FULL OUTER JOIN S ON g(Y_1, ..., Y_m)
```

  - $g(Y_1, \ldots, Y_m)$: Konjunktion von Prädikaten
  - Änderungen an R: $\Delta(R)$ (Einfügen: $\Delta^+(R)$; Löschen: $\Delta^-(R)$)

Outer-Join-Sichten (2)

- Algorithmus: Berechnung von $\Delta(V)$ durch zwei Anfragen

```
SELECT X_1,...,X_n -- Anfrage (a)
FROM Δ(R) LEFT OUTER JOIN S ON g(Y_1,...,Y_m)

SELECT X_1,...,X_n -- Anfrage (b)
FROM R^v RIGHT OUTER JOIN Δ(S) ON g(Y_1,...,Y_m)
```

- Relation R^v: R nach Änderungen

Outer-Join-Sichten (3)

- Anfrage (a) berechnet Effekt der Änderungen an R auf Sicht V
- dito (b) für S
- Beispiel: r^+ (Einfügen in R)
  - wenn kein Verbund mit Tupel $s \rightarrow r^+$. `NULL` einfügen
  - sonst $\rightarrow r^+.s$ einfügen
- aber:
  - r^+: Verbund mit $s \rightarrow$ eventuell `NULL`$.s$ aus V löschen, wenn bereits in V
  - r^-: eventuell Einfügen von `NULL`$.s$ notwendig

Selbst-aktualisierbare Sichten

- **Self-maintenable Views**: Aktualisierung nur auf Basis der materialisierten Sicht und Schlüsselbedingungen
- Beispiel:

$$\texttt{supp\_parts}(\texttt{part\_no}) = \pi_{\texttt{part\_no}}(\texttt{supp} \bowtie_{\texttt{part\_no}} \texttt{part})$$

  `part_no` ist PK in `part`
- Löschen eines Tupels
  - wenn in der Sicht `part_no` vorhanden $\rightarrow$ dort löschen
  - selbst-aktualisierbar bzgl. **`DELETE`** in `part`
- Löschen von $\texttt{supp}(s_1, p_2, 100)$
  - p_2 kann nicht gelöscht werden, da z.B. $\texttt{supp}(s_2, p_2, 200)$ existieren kann
  - nicht selbst-aktualisierbar bzgl. DELETE in supp
- generell: Sicht ist nicht selbst-aktualisierbar bzgl. **`INSERT`** in `supp` oder `part`

Selbst-aktualisierbare Sichten (2)

- Allgemein für Select-Project-Join (SPJ)-Sichten
  - SPJ-Sicht mit Join über zwei oder mehr verschiedene Relationen ist nicht selbst-aktualisierbar bzgl. **`INSERT`**
  - SPJ-Sicht ist selbst-aktualisierbar bzgl. **`DELETE`** in R, wenn das Schlüsselattribut a der Relation R entweder in der Sicht enthalten ist oder in einer Bedingung $a = \texttt{const}$ der Sichtdefinition erscheint
- Sicht mit left oder full outer join der Relationen R und S
  - ist selbst-aktualisierbar bzgl. aller Arten von Änderungen in S, wenn alle Attribute von R, die in einem Prädikat vorkommen auch in der Projektion der Sicht auftauchen

Sichtaktualisierung im DW

- Basisrelationen stammen meist aus externen Quellen
- Quellen besitzen keine Informationen über Sichten
- Aktualisierung nur über Ereignismeldungen der Quellen an das DW möglich
- DW muss Quellen in geeigneter Weise abfragen

Aktualisierung: Beispiel

- $r_1(W,X)$, $r_2(X,Y)$, $r_1 = \{(1,2)\}$, $r_2 = \{(2,4)\}$
  $MV = \pi_W(r_1 \bowtie r_2)$, $MV = \{(1)\}$

1. Update $U_1 = \texttt{insert}(r_2, \{(2,3)\}) \rightarrow$ Benachrichtigung des DW (Event)
2. DW: Empfang von $U_1 \rightarrow$ Algorithmus zur inkrementellen Sichtänderung sendet Anfrage

$$Q_1 = \pi_W(r_1 \bowtie \{(2,3)\})$$

3. Quelle von r_1 empfängt Q_1 und liefert Ergebnis $A_1 = \{(1)\}$
4. DW empfängt A_1, fügt $\{(1)\}$ in MV ein und erhält $\{(1),(1)\}$

Aktualisierung: Anomalien

- Annahme: $r_2 = \{\}, MV = \{\}$
  $U_1 = \textbf{insert}(r_2, \{(2,3)\}), U_2 = \textbf{insert}(r_1, \{(4,2)\})$

1. Quelle: $U_1 = \textbf{insert}(r_2, \{(2,3)\}) \rightarrow U_1$ an DW
2. DW empfängt U_1 und sendet Q_1
3. Quelle: $U_2 = \textbf{insert}(r_1, \{(4,2)\}) \rightarrow U_2$ an DW
4. DW empfängt U_2 und sendet $Q_2 = \pi_W(\{(4,2)\} \ltimes r_2)$
5. Quelle empfängt Q_1 und berechnet auf $r_1 = \{(1,2),(4,2)\}$ das Ergebnis $A_1 = \{(1),(4)\}$
6. DW empfängt A_1 und aktualisiert $MV \cup A_1 = \{(1),(4)\}$
7. Quelle empfängt Q_2 und berechnet auf r_1 und r_2 das Ergebnis $A_2 = \{(4)\}$
8. DW empfängt A_2 und aktualisiert $MV \cup A_2 = \{(1),(4),(4)\}$
   $\Rightarrow$ korrekt wäre $\{(1),(4)\}$

Lösungsansätze

- vollständige Neuberechnung der Sicht
  - Zeit- und Ressourcenintensiv
- Kopie aller Basisrelationen im Warehouse und „lokale“ Auswertung der Anfragen
  - zusätzlicher Speicherbedarf
  - Aktualisierung der Basisrelationen notwendig (Replikation)
- Hinzufügen von Kompensationsanfragen zu Quellanfragen für Ausgleich konkurrierender Änderungen

Eager-Compensating-Algorithmus

- Idee: Kompensationsanfragen für Anfragen, die auf einem „inkorrekten“ Zustand ausgeführt werden
- Beispiel: $U_2 = \texttt{insert}(r_1, \{(4,2)\})$
  - mit U_2 kann geschlussfolgert werden, dass Q_1 auf einen „inkorrekten“ Zustand (Quelle $\neq$ DW) ausgeführt wird: Q_1 sieht $\{(4,2)\}$, sonst würde A_1 vor U_2 eintreffen
  - Kompensationsanfrage

$$Q_2 = \pi_W(\{(4,2)\} \bowtie r_2) - \pi_W(\{(4,2)\} \bowtie \{(2,3)\})$$

Konsistenz während der Aktualisierung

- Problem: Abhängigkeiten zwischen Sichten
- Aktualisierung einer Sicht führt dann zur Inkonsistenz zwischen Sichten
- erfordert gemeinsame Aktualisierung, so dass keine Anwendung inkonsistenten Zustand sieht
  - Sperren aller Sichten während der Aktualisierung: bei großer Anzahl zu aktualisierender Sichten führt dies zu inakzeptabel langen Wartezeiten
  - Alternative: Vorberechnung aller Aktualisierungen und abschließende Übernahme der Änderungen in die Sichten (Propagate and Refresh)

Konsistenz im Data Warehouse

- Anwenderdefinierte Aktualitätsforderungen als
  - Zeitlicher Abstand
    - Zeitspanne, um die die Sicht älter sein darf als die Basisrelation
  - Wertemäßiger Abstand
    - Maximale absolute oder relative Abweichung (z.B. bei Aggregationen) zwischen Sicht und Basisdaten
  - Versionsbezogener Abstand
    - Zahl der Versionen die nach dem Aktualitätsstand der Sicht generiert wurden

Anfragekonsistenz

- Ergebnis einer Anfrage an das DW hätte auch durch eine Anfrage an die Datenquellen berechnet werden können
- dies verlangt Konsistenz zwischen den Sichten, d.h. eine Anfrage an das DW darf nie durch Sichten mit unterschiedlichem Aktualitätsstand beantwortet werden
- Beachte: Dies bedeutet nicht notwendigerweise, dass alle zur Beantwortung verwendeten Sichten aktuell sein müssen

Sitzungskonsistenz

- Sitzung: Folge von Anfragen, insbesondere Folgen von Drill-Down- und Roll-Up-Operationen
- Ergebnisse solcher nacheinander gestellten Anfragen sollten untereinander konsistent sein
- wenn alle Anfragen innerhalb einer Sitzung durch Daten (aus Basisrelationen und Sichten) gleicher Aktualität beantwortet werden, ist Sitzungskonsistenz gewährleistet
- Sitzungskonsistenz ist damit mehr als Anfragekonsistenz!

Aktualisierungsgranulate

- Welche Objekte des Data Warehouse können unabhängig voneinander aktualisiert werden?
  - Aktualisierung des ganzen Data Warehouses
    - ★ Konzeptionell die einfachste Lösung
    - ★ zur Vermeidung von Inkonsistenzen während der Aktualisierung wird das gesamte Data Warehouse gesperrt (keine Nebenläufigkeit; ggf. lange Wartezeit)
  - Aktualisierung einzelner Sichten
    - ★ Flexible Lösung
    - ★ Abhängigkeiten zwischen den Sichten müssen berücksichtigt werden; dies kann Aktualisierung anderer Sichten erzwingen
  - Gemeinsame Aktualisierung mehrerer Sichten
    - ★ Zusammenfassen von Sichten zu einem Aktualisierungsgranulat als praktikabler Kompromiss ($\rightarrow$ Viewgroups)

Materialisierte Sichten in Oracle

- Syntax

```
CREATE MATERIALIZED VIEW matview
BUILD IMMEDIATE
REFRESH COMPLETE
ENABLE QUERY REWRITE
AS SELECT ...FROM ...WHERE ...GROUP BY ...
```

- „Füllen“ der Sicht
  - **BUILD IMMEDIATE** (sofort)
  - **BUILD DEFERRED** (explizit zum späteren Zeitpunkt)
- Aktualisierungszeitpunkte:
  - **REFRESH ON COMMIT** (Änderung der Basisrelation),
  - **REFRESH ON DEMAND** (explizite Aktualisierung, z.B. über `dbms_mview.refresh`)

Materialisierte Sichten in Oracle (2)

- Aktualisierungsstrategie
  - **COMPLETE**: vollständig
  - **FAST**: Deltas über View-Log
  - **NEVER**: keine Aktualisierung
  - **FORCE**: wenn möglich **FAST**, sonst **COMPLETE**
- View-Logs: Log-Tabellen mit Änderungsoperationen (über Trigger auf Basisrelationen)

```
CREATE MATERIALIZED VIEW LOG ON base-table
WITH SEQUENCE, ROWID (attributes)
INCLUDING NEW VALUES
```

Materialisierte Sichten in Oracle (3)

- Restriktionen für **`FAST`** (u.a.)
  - Alle Basisrelationen mit View-Logs
  - Zu jedem Aufruf **`AGG`**`(expr)` korrespondierendes **`COUNT`**`(expr)`
  - alle Gruppierungsattribute in **`SELECT`**-Klausel
  - Einschränkungen bei **`OUTER JOIN`** sowie komplexeren Gruppierungen

Materialisierte Sichten in Oracle (4)

- Verwendung existierender Tabellen als materialisierte Sicht

```
CREATE MATERIALIZED VIEW matview
ON PREBUILT TABLE sum_table ...
```

- Summary Advisor als Administrator-Werkzeug für Auswahl von materialisierten Sichten

Oracle: Rewriting

- Oracle versucht Rewriting auf mehrere Arten
- Text Match
  - „Full Text Match“ und „Partial Text Match“
  - Rein syntaktischer Match
    - Groß-/ Kleinschreibung
    - Leerzeichen
    - Reihenfolge von Bedingungen
  - Keine logische Implikation, kein Mapping, etc.
- General Query Rewrite
  - Nicht anwendbar bei „Complex materialized views“
  - Unterschiedliche Methoden ja nach Art des MV
  - Viele Einschränkungen $\rightarrow$ Dokumentation

Materialisierte Sichten in IBM DB2

- Syntax

```
CREATE SUMMARY TABLE matview AS (
SELECT ...FROM ...WHERE ...GROUP BY ...
) DATA INITIALLY DEFERRED REFRESH DEFERRED
```

- Explizites „Füllen“ der mat. Sicht

```
REFRESH TABLE matview
```

- Weitere Aktualisierungsstrategien möglich

SQL Server

- Indexierung von Sichten
- Materialisierung der betroffenen Daten
- Automatische Aktualisierung bei Änderung der Basisdaten

```
CREATE VIEW WeinVerkaufThueringen2011 AS
   SELECT P_Produktgruppe, O_Stadt, SUM(V_Anzahl) AS Einheiten,
   SUM(V_Anzahl * P_Verkaufspreis) AS Umsatz
   FROM Verkauf, Produkt, Zeit, Ort
   where V_Produkt_ID = P_ID AND
      V_Zeit_ID = Z_ID AND V_Ort_ID = O_ID AND
      P_Produktkategorie = 'Wein' AND
      YEAR(Z_Datum) = 2011 AND O_Bundesland = 'Thüringen'
   GROUP BY P_Produktgruppe, O_Stadt
CREATE UNIQUE CLUSTERED INDEX W_V_Th_2011_IDX
   ON WeinVerkaufThueringen2011 (P_Produktgruppe, O_Stadt);
```

Zusammenfassung

- Materialisierung von Anfrageergebnissen zur mehrmaligen Nutzung und zur Beschleunigung der Anfrageverarbeitung
- Fragestellungen
  - Nutzung für Anfragen (Query Containment)
  - Auswahl (Optimierungsproblem)
  - Aktualisierung
- Unterstützung in kommerziellen DBMS