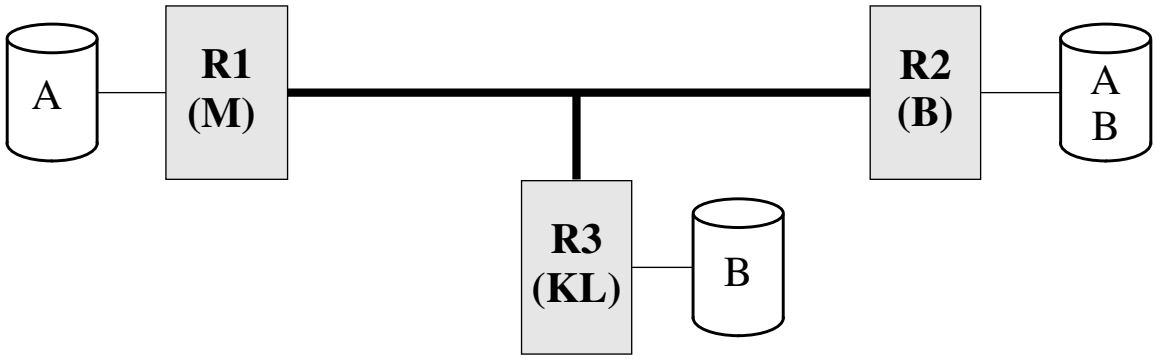
# 7. Replizierte Datenbanken

- **Replikation**
  - Anwendungsmöglichkeiten
  - Replikationsstrategien
  - Serialisierbarkeit
- **Aktualisierungsstrategien bei strenger Konsistenz**
  - Replikationskontrolle
  - Primary-Copy-Verfahren
  - ROWA-Verfahren / 2PC
  - Voting-Verfahren
- **Schwächere Formen der Datenreplikation**
  - Refresh-Alternativen
  - Schnappschuß-Replikation
  - Katastrophen-Recovery
  - Merge-Replikation
- **Replikation in kommerziellen DBS**
- **Datenreplikation in Parallelen DBS**
  - Spiegelplatten
  - Verstreute Replikation
  - Verkettete Replikation

# Replikate in verteilten DBS




## ■ Vorteile

**+ erhöhte Verfügbarkeit der Daten**
(Maskierung und Tolerierung von Fehlern im Netz)

**+ Beschleunigung von Lesezugriffen**
(bessere Antwortzeiten, Kommunikationseinsparungen)

**+ verbesserte Möglichkeiten zur Lastbalancierung und Anfrageoptimierung**

## ■ Nachteile

**- hoher Aktualisierungsaufwand**

**- größerer Speicherplatzbedarf**

**- gestiegene Systemkomplexität**

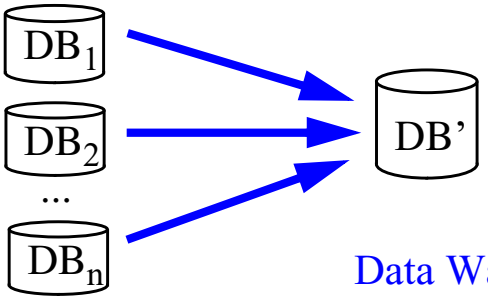
- Aktualisierungsalgorithmus
- erweiterte Synchronisationsanforderungen (1-Kopien-Serialisierbarkeit)
- Recovery-Probleme v.a. bei Netzwerk-Partitionierungen
- Anfrageoptimierung

# Replikation: Anwendungsmöglichkeiten

- **Replizierte Datenbankfragmente** in Verteilten und Parallelen DBS
- **Replizierte Katalogdaten** (Metadaten)
- **Katastrophen-Recovery**

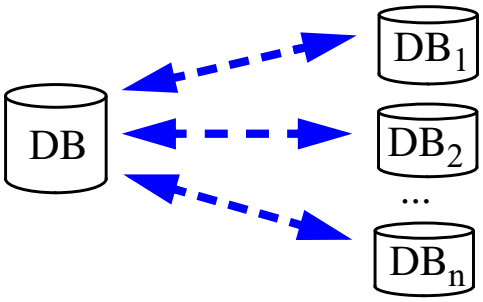
Katastrophen-Recovery

- **Data Warehousing:**
  Übernahme transformierter Daten in eigene Datenbank für Entscheidungsunterstützung




Data Warehouse

- **Mobile Computing:**
  Datenbank-Ausschnitte, Dateien ... auf Notebook, PDA etc.




Mobile Computing

- **Internet:**
  Replizierte Dateien, Datenbanken und Metadaten für schnelleren Zugriff und höhere Verfügbarkeit (Mirror Sites, Suchmaschinen, Portale)

# Replikationsstrategien

## ■ Korrektheitskriterium / Synchronisation

- 1-Kopien-Äquivalenz:
  - vollständige Replikationstransparenz
  - Serialisierung von Änderungen
  - alle Replikate sind wechselseitig konsistent
  - jeder Zugriff liefert jüngsten transaktionskonsistenten Objektzustand
- geringere Konsistenzanforderungen
  - Zugriff auf ältere Objektversionen
  - evtl. keine strikte Serialisierung von Änderungen, sondern parallele Änderungen mit nachträglicher Konflikt-Behebung

## ■ Symmetrische vs. asymmetrische Konfigurationen

- symmetrisch:
  - jedes Replikat gleichartig bezüglich Lese- und Schreibzugriffen
  - n Knoten können Objekt ändern
- asymmetrisch (Master/Slave, Publish/Subscribe-Ansätze):
  - Änderungen eines Objekts an einem Knoten (Master, Publisher, Primärkopie)
  - Lesen an n Knoten (Slave, Subscriber, Sekundärkopien)

## ■ Zeitpunkt der Aktualisierung: synchron oder asynchron (eager vs. lazy)

- synchron:
  alle Kopien werden durch Änderungstransaktion aktualisiert
- asynchron:
  verzögertes Aktualisieren (Refresh)

# Serialisierbarkeit

■ **Definition der Serialisierbarkeit bei einer replikatfreien DB**

Ein Schedule S heißt serialisierbar, wenn es mindestens einen seriellen Schedule mit denselben TA gibt, der den gleichen DB-Zustand sowie die gleiche Ausgabe erzeugt wie S.

■ **Definition: 1-Kopien-Serialisierbarkeit**

Ein Schedule S einer replizierten DB heißt 1-Kopien-serialisierbar, wenn es mindestens eine serielle Ausführung der TA dieses Schedule auf einer replikatfreien DB gibt, der die gleiche Ausgabe sowie den gleichen DB-Zustand erzeugt wie S auf der replizierten DB.

➥ **Synchrone Aktualisierung** aller Kopien

■ **Abgeschwächtes Konsistenzkriterium**

- Manchmal ist eine Abschwächung des Konsistenzkriteriums erwünscht, um höhere Verfügbarkeit/höheren Durchsatz zu erzielen.
- Es müssen nicht alle Kopien gleichzeitig (synchron) aktualisiert werden.
- DB muß aber wieder zu einem konsistenten Zustand konvergieren.

➥ **Epsilon-Serialisierbarkeit** (ε-Serialisierbarkeit)

# Serialisierbarkeit (2)

■ **Epsilon-Serialisierbarkeit**

Ein Schedule S einer replizierten DB heißt ε-serialisierbar, wenn gilt:

1. Der Schedule $S_U = S \setminus \{\text{Lese-TA}\}$ ist serialisierbar.
2. Für jede Lese-TA gilt:
   Solange die gelesenen Werte weniger als ε von den aktuellen (konsistenten) Werten abweichen, dürfen sich Aktionen einer Lese-TA beliebig mit den Aktionen anderer mit dieser in Konflikt stehenden TA überschneiden.

Manchmal wird die Überlappungsgrenze nicht über ein Wertintervall (als gewichteter Überlappungsparameter ε ), sondern über die Anzahl der erfolgten Aktualisierungen definiert.

■ **ε-Serialisierbarkeit erlaubt begrenzte Kompatibilität (0)**
zwischen dem Zugriff einer Lese-TA ($R_Q$) und einer Schreib-TA $W_U$:

| | $R_Q^j$ | $R_U^j$ | $W_U^j$ |
|---|---|---|---|
| $R_Q^i$ | + | + | 0 |
| $R_U^i$ | + | + | - |
| $W_U^i$ | 0 | - | - |

**Standard-kompatibilität**

0: bis zum Erreichen der ε-Grenze werden die Konflikte mit Schreib-TA ignoriert

# Serialisierbarkeit (3)

■ **Ausgangsituation mit Konten $k_1$ und $k_2$**

■ **Transaktionen**

1. $T_U$ überweist 200 DM von $k_1$ nach $k_2$:

$w^{A}_{T_U}(k_1, -200)$, $w^{B}_{T_U}(k_1, -200)$, $w^{A}_{T_U}(k_2, +200)$

2. $T_Q$ wird gleichzeitig auf Knoten B gestartet, um den Kontostand aller Konten (für statistische Zwecke) zu bestimmen:

$r^{B}_{T_Q}(k_1)$, $r^{A}_{T_Q}(k_2)$

■ **Mögliche Schedules auf Knoten A und B**

$S_A = (w^{A}_{T_U}(k_1, -200), w^{A}_{T_U}(k_2, +200), r^{A}_{T_Q}(k_2))$

$S_B = (r^{B}_{T_Q}(k_1), w^{B}_{T_U}(k_1, -200))$

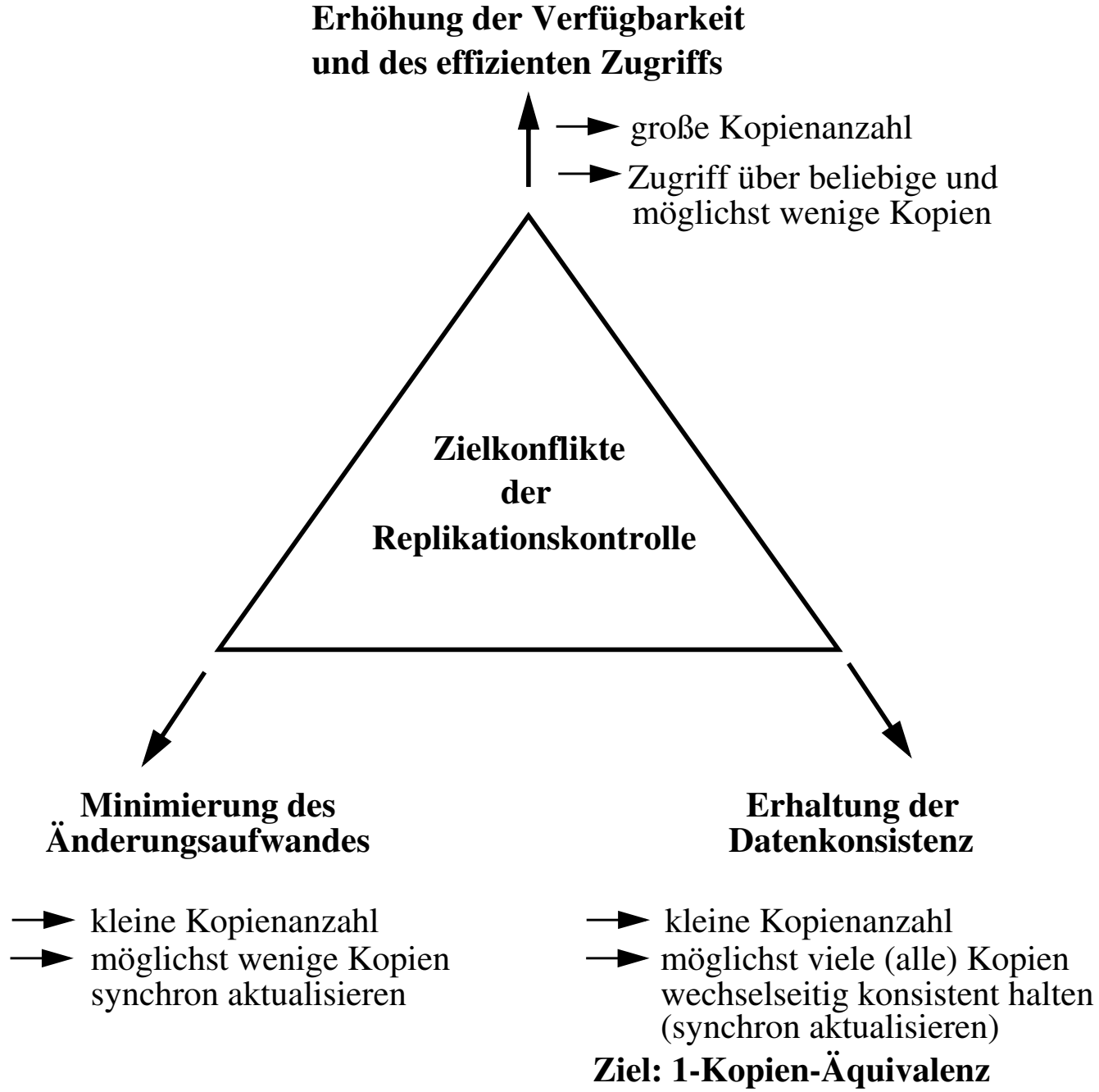
➥ Der globale Schedule $S = (S_A, S_B)$ ist nicht 1-Kopien-serialisierbar!

■ **Endzustand**

➥ Falls ein gewichteter ε-Überlappungsparameter größer 200 DM gewählt wurde (oder eine ε-Überlappung von mehr als 1 TA), dann ist $S = (S_A, S_B)$ ein korrekter ε-serialisierbarer Schedule

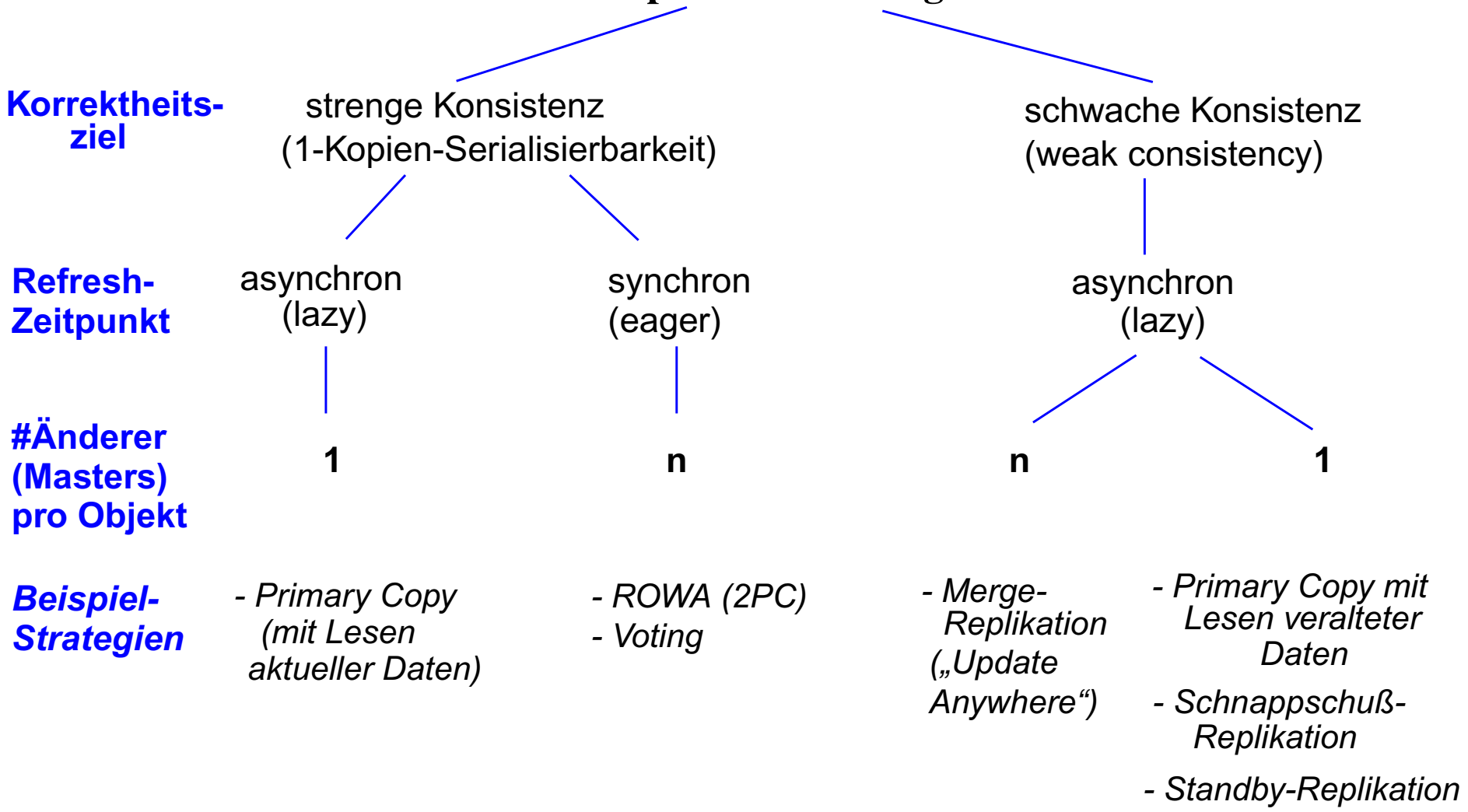
# Replikationskontrolle

## ■ Zielkonflikte beim Einsatz von Replikaten



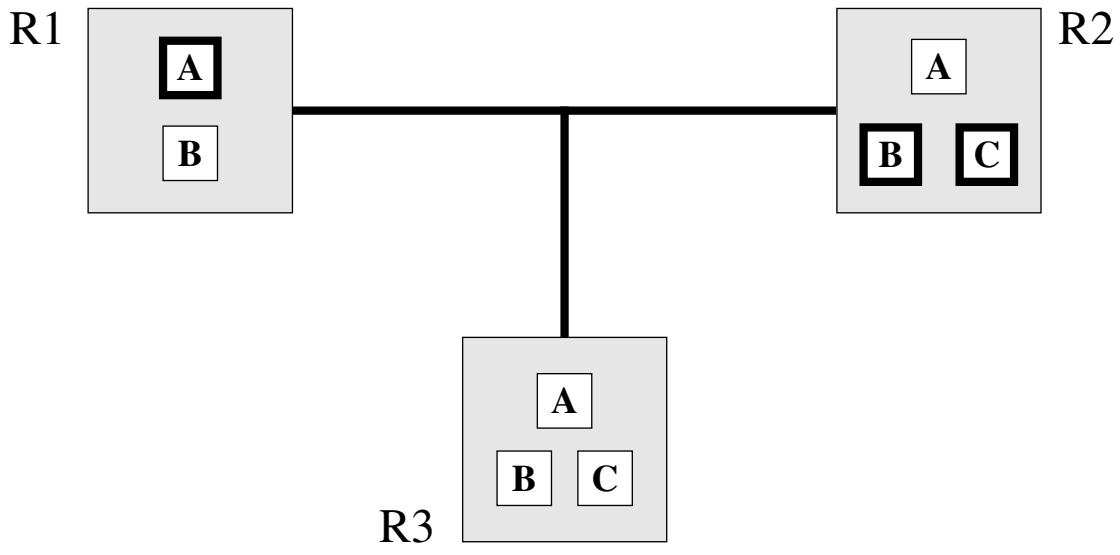
# Grobklassifikation

## Replikationsstrategien



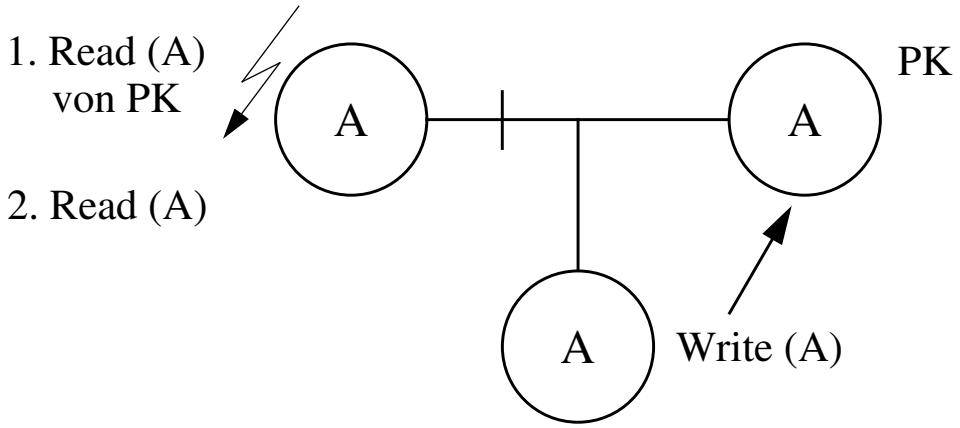
# Primärkopien-Verfahren

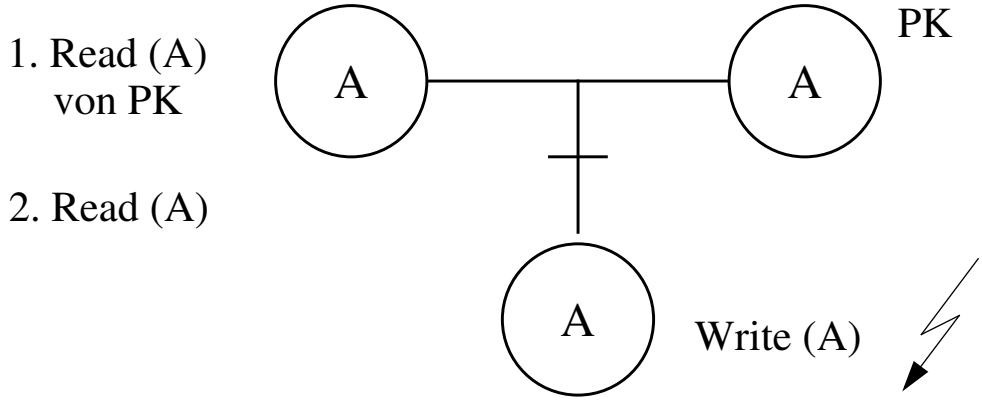
- **Asymmetrisches Verfahren**
  - 1 Primärkopie, n Sekundärkopien pro Objekt
  - Objekt besitzt Versionsnummer
- **Synchrone Änderung nur für Primärkopie** (primary copy)
  - Bearbeitung von Schreib- und Lesesperren beim Primärkopien-Rechner (Publisher)
  - verzögerte/asynchrone Aktualisierung der Sekundärkopien (Subscriber) durch Primärkopien-Rechner
  - Lesen: Primärkopien-Rechner teilt Versionsnummer der aktuellen Kopie bei Gewährung der Lesesperre mit; Lesen einer lokalen (aktuellen) Kopie
- **Alternativen für Lesezugriffe**
  - Lesen der lokalen Kopie ohne Sperre beim Primärkopien-Rechner (mglw. veraltet)
  - Lesen der Primärkopie (Replikation wird nicht genutzt!)



# Primärkopien-Verfahren (2)

■ **Netzwerk-Partitionierung:**
nur in der Partition mit der Primärkopie können weiterhin Änderungen erfolgen




■ **Ausfall des Primärkopien-Rechners:**

- **statischer Ansatz:** keine weiteren Schreibzugriffe möglich bis Primärkopien-Rechner wieder aktiv
- **dynamischer Ansatz:**
  Bestimmung eines neuen Primärkopien-Rechners
  - Bei Netzwerk-Partitionierungen darf höchstens in einer Partition Verarbeitung fortgesetzt werden (z.B. wo Mehrzahl der Kopien vorliegt)
  - Neuer PK-Rechner muß ggf. zunächst seine Kopie auf den neuesten Stand bringen ("pending updates")

# Read-one-Copy

■ **Synchrone Aktualisierung**

- Leser sehen immer den aktuellen Objektzustand
- Verfahren dieser Klasse können als Spezialfall der Voting-Verfahren angesehen werden (R=1)

## 1. Write-All / Read-Any-Methode

(Read-One / Write-All, ROWA)

■ **Bevorzugte Behandlung von Lesezugriffen**

- Lesen des nächstgelegenen (lokalen) Replikats
- erhöhte Verfügbarkeit für Leser

■ **Sehr hohe Kosten für Änderungstransaktionen**

- Schreibsperren bei allen Rechnern anfordern
- Propagierung der Änderungen im Rahmen des 2PC-Protokolls

■ **Verfügbarkeitsproblem**

- Änderungen nur bei Verfügbarkeit aller kopienhaltenden Knoten
- Knotenausfall/Partitionierung kann Schreibverfügbarkeit betreffen

## 2. Write-All-Available-Variante

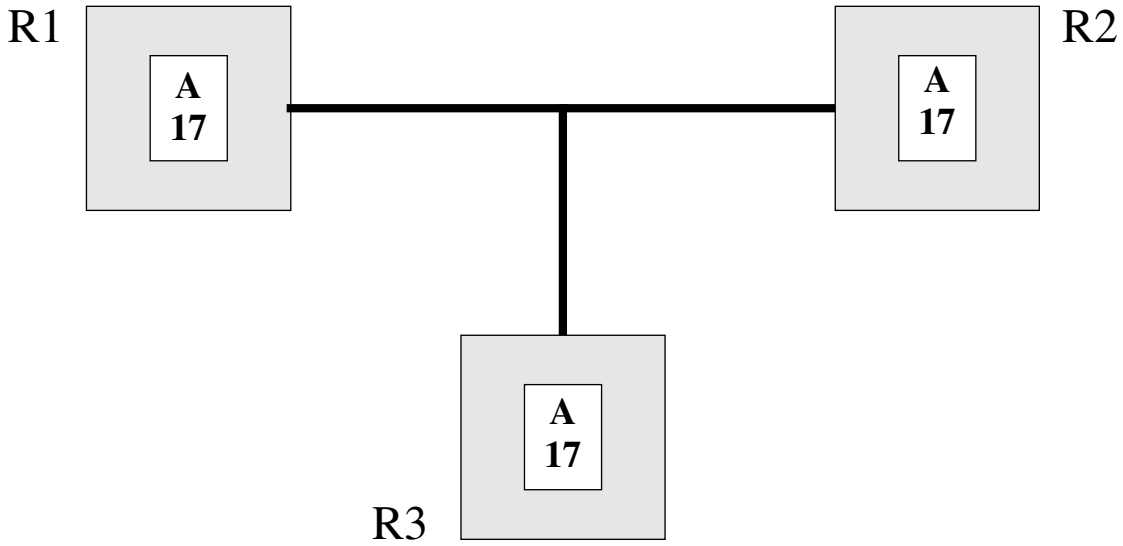
■ Nur verfügbare Replikate werden geändert

- für ausgefallene Rechner werden Änderungen bei Restart nachgefahren
- funktioniert nicht bei Netzwerk-Partitionierungen

## 3. Write-One / Read-All ?

# Voting-Verfahren

- **„Demokratischer" Ansatz**
  - Synchronisation der Zugriffe erfolgt durch Abstimmung
  - Grundform: Majority Consensus
- **Eigenschaften**
  - Lesen oder Schreiben eines Objektes verlangt Zugriff auf Mehrheit der Replikate
  - Jedes Replikat kann gleichzeitig von mehreren TA gelesen, jedoch nur von einer TA geändert werden
  - Bestimmung der aktuellen Objektzustandes über Versionsnummer




- **Fehlerfall:**
  Fortsetzung der Verarbeitung möglich, solange die Mehrheit der Replikate noch erreichbar ist
- **Probleme:**
  - hohe Kommunikationskosten für Lese- und Schreibzugriffe
  - ungeeignet für N=2 („Read All, Write All")

# Voting-Verfahren (2)
# (weighted voting, quorum consensus)

- **Jede Kopie erhält bestimmte Anzahl von Stimmen (votes)**

- **Protokoll:**
  - Lesen erfordert R Stimmen (Read-Quorum)
  - Schreiben erfordert W Stimmen (Write-Quorum)
  - Schreib/Lese-Überschneidungsregel:
    $R + W > V$ (= Summe aller Stimmen)
  - Schreib/Schreib-Überschneidungsregel:
    $W > V / 2$

- **Eigenschaften:**
  - gleichzeitiges Lesen und Schreiben nicht möglich
  - jeder Zugriff auf R (W) Kopien enthält wenigstens eine aktuelle Kopie
  - Festlegung von V, R und W erlaubt Trade-off zwischen Lese- und Schreibkosten sowie zwischen Leistung und Verfügbarkeit
  - andere Verfahren ergeben sich als Spezialfälle

- **Beispiel 1:**
  - 5 Kopien mit jeweils 1 Stimme
  - R=1, W=5 ➥ Write All, Read Any
  - R=3, W=3 ➥ Majority Consensus

- **Beispiel 2:**
  - 5 Kopien
  - 4 Kopien ohne Stimme, 1 Kopie mit 1 Stimme
  - R=1, W=1 ➥ Primärkopien-Verfahren

# Schwächere Replikationsformen

- **Bisherige Prämissen**
  - vollständige Replikationstransparenz
  - jede Kopie ist immer auf dem aktuellen Stand (strenge Konsistenz)
  - jede Kopie kann gelesen und geändert werden (außer bei PK)

- **Gravierende Probleme**
  - hohe Änderungskosten, da jede Änderung synchron propagiert wird
  - Verfügbarkeitsprobleme (besonders bei geographischer Verteilung)
  - geringe Skalierbarkeit
  - nicht anwendbar für mobile Replikate (meist offline)

- **Schwächere Konsistenzformen**
  durch asynchrone Aktualisierung der Kopien
  - Schnappschuß-Replikation
  - „fast" aktuelle Kopien, z. B. für Unterstützung einer schnellen Katastrophen-Recovery

- **Bei n Änderungsknoten pro Objekt** („Update Anywhere")
  - asynchrones Refresh führt zu Konsistenzproblemen
  - anwendungsspezifische Konfliktbehebung nötig (Merge-Replikation)

- Unterstützung durch die meisten DBS-Hersteller:
  Oracle, IBM DataPropagator, MS SQL-Server, Sybase, Informix, CA-Ingres, ...

# Refresh-Alternativen

- **Zwischenpufferung weiterzuleitender Änderungen**
  in persistenten Warteschlangen

- **Verzögerungsdauer: Aktualität vs. Overhead**
  - baldmögliche Weiterleitung nach Commit der Änderungstransaktion (ASAP)
  - spätere Weiterleitung:
    - feste Zeitabstände
    - Anzahl gemeinsam übertragbarer Änderungen ...

- **Push- vs. Pull-Replikation**
  - Push: Notifikation von Änderungen durch Master / Publisher
  - Pull: Probing durch Slave / Subscriber (z.B. mobiles Endgerät)

- **Einfache Replikate (Kopien) vs. abgeleitete Replikation**
  (Ergebnisse einer SQL-Operation)

- **Vollständige vs. inkrementelle Aktualisierung von Replikaten**
  - Übertragung der Objektkopien / Werte
  - Verwendung von Triggern
  - Übertragung der Log-Daten

- **sequentielle vs. parallele Aktualisierung**
  (1 vs. n Änderungsströme)

# Schnappschuß-Replikation

■ **Merkmale**

- Erzeugung einer materialisierten Anfrage / Sicht
- i. allg. nicht auf dem neuesten Stand
- typischerweise nur lesender Zugriff
- Replikation für Benutzer in der Regel nicht transparent
-

Beispiel:

```
CREATE SNAPSHOT  DS_Gehalt (Abt, Geh) AS
        SELECT  Anr, AVG (Gehalt)
        FROM Pers
        GROUP BY Anr
REFRESHED  EVERY  MONTH;
```

■ **Aktualisierung der Kopie (Refresh)**

- periodisch (täglich, monatlich etc.)
- explizit auf Anforderung:

  **REFRESH SNAPSHOT** DS_Gehalt

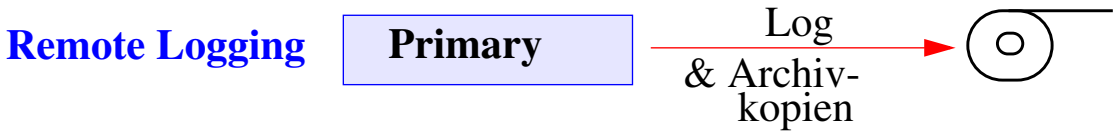
■ **Bewertung**

- geringer Änderungsaufwand
- keine Synchronisationskonflikte auf der Kopie
- zahlreiche Anwendungsmöglichkeiten:
  Warehousing, Produktkataloge, ...

# Katastrophen-Recovery

- **Traditionell: Zurückgehen auf Archivkopie**
  - Verlust vieler Transaktionen, falls aktuelle Log-Daten seit Erstellung der Archivkopie verlorengehen
  - zeitaufwendiges Einspielen der Archivkopie

- **Remote Logging: Übertragung der Log-Daten** an entferntes Rechenzentrum



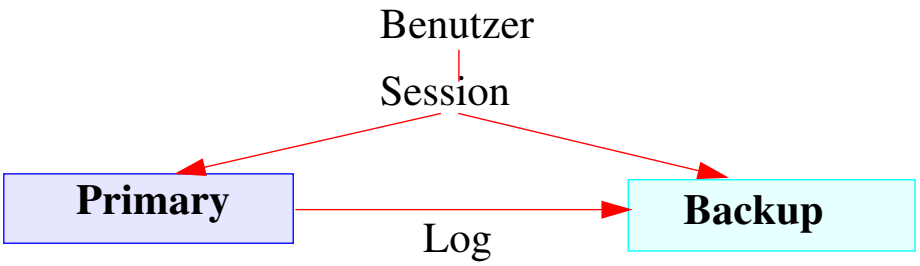

- **Alternative für hohe Verfügbarkeit:**

  zwei räumlich entfernte Rechenzentren mit replizierter Datenbank

- **Zwei gleichberechtigte (aktive) Rechenzentren**
  - Aufteilung der Last im Normalbetrieb
  - gegenseitiger Austausch der Änderungen (z.B. gemäß Primary-Copy-Schema)
  - hoher Realisierungsaufwand

# Katastrophen-Recovery (2)

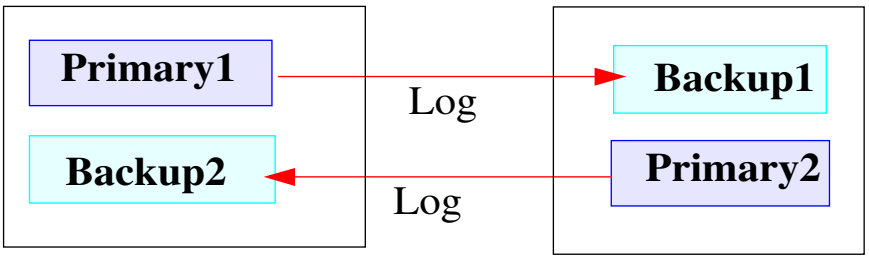
## ■ Passives Stand-By-System (Hot Stand-By)



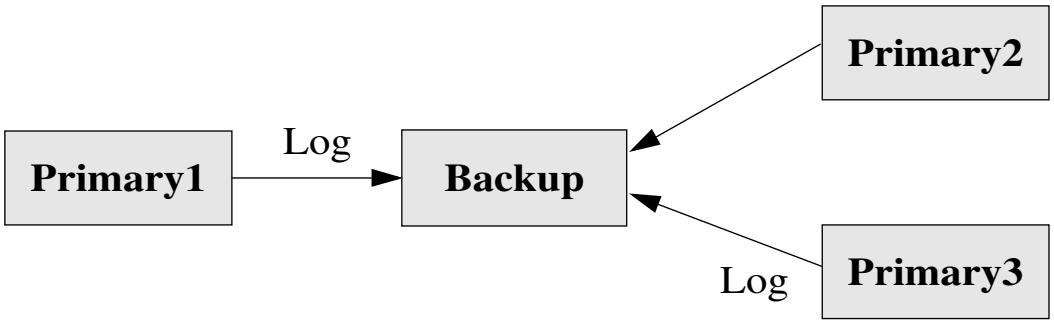

**Grundmodell**

- Redo-Log-Daten werden ständig zum Backup-System übertragen und DB-Kopie wird nachgefahren
- bei asynchroner Übertragung gehen höchstens einige wenige Transaktionen im Kastastrophenfall verloren
- für "wichtige" Transaktionen synchrone Übertragung der Log-Daten (Commit-Verzögerung bis entfernte DB aktualisiert ist)
- Kopie kann weitergehend genutzt werden, z.B. für komplexe Anfragen (Entlastung des OLTP-Betriebes) und Administrationsaufgaben

## ■ Konfigurationsvarianten




**Wechselseitiges Backup (zwei Systempaare)**




**Zentraler Backup-Knoten**

# Katastrophen-Recovery (3)

■ **Unterschiedliche Sicherheitsstufen**

- 1-sicher (1-safe)
  lokales Commit am Primary, asynchrone Übertragung der Änderungen an Backup
- 2-sicher (2-safe)
  synchrone Aktualisierung des Backup;
  Kommunikation in Commit-Phase 1
- "sehr sicher"
  2PC zwischen Primary und Backup;
  beide Knoten müssen Commit zustimmen

➥ keine Verarbeitung bei Backup-Fehler !

■ Gemeinsame Unterstützung von 1-sicheren und 2-sicheren Transaktionen wünschenswert
(Abhängigkeiten bei DB-Rekonstruktion zu beachten)

■ Probleme bei mehreren Log-Strömen zwischen Primary und Backup

# Merge-Replikation

- **Unsynchronisierte Änderung eines replizierten Objekts**
  an mehreren Knoten mit asynchroner Propagierung der Änderungen
  - Performance- und Verfügbarkeitsvorteile gegenüber synchroner Aktualisierung
  - unabdingbar für mobile DB-Nutzung mit Änderungsbedarf (z.B. Außendienst-Mitarbeiter)
  - Problem: nachträgliche Konflikt-Behandlung, Mischen paralleler Änderungen (Merge-Replikation)

- **Konfliktmöglichkeiten**
  für Update, Insert (z.B. Eindeutigkeit) und Delete

- **Konflikterkennung**
  - Objektänderungen enthalten Zeitstempel v der Vorgängerversion und neuen Wert
  - **Konflikt:**
    falls lokaler Zeitstempel einer zu aktualisierenden Objektversion von v abweicht
  - Konfliktwahrscheinlichkeit wächst mit Anzahl der änderbaren Replikate und Aktualisierungsverzögerung

- **Anwendungsspezifische Konflikt-Behandlung** (reconciliation)
  - vordefinierte Strategien in existierenden DBS:
    „last timestamp wins“, „site priority“, „average“ ...
  - benutzerdefinierte Konfliktauflösungsroutinen oder manuelle Konfliktbehebung
  - Gefahr von „lost updates“ und anderen Anomalien

# Replikation in MS SQL-Server

- Drei unterschiedliche Publish/Subscribe-Replikationsmodelle:
  **Snapshot, Transactional und Merge Replication**

- Replikation von Tabellen, vertikalen/horizontalen Fragmenten
  sowie DB-Prozeduren/Operationen

- **Zwei Master/Slave-Fälle mit lesenden Abonnenten**
  - Snapshot Replication:
    Daten werden zu bestimmten Zeitpunkten
    an Abonnenten verteilt (Push- vs. Pull-Abonnenten)
  - Transactional Replication:
    Log-Daten zu Änderungen an replizierten
    Daten werden transaktionsweise weitergeleitet und
    auf den Kopien angewandt
  - Spezialfälle:
    - 1 Publisher / n Subscriber
    - n Publisher / 1 Subscriber (Außendienst-Mitarbeiter - Zentrale)

- **Merge Replication: mehrere Änderer pro Replikat**
  - Einsatz von Triggern zur Propagierung von Änderungen
  - Konflikterkennung auf Satz- oder Attributebene (Merge Agent)
  - benutzerdefinierte Konfliktauflösungsstrategien möglich

# Replikation in weiteren DBS

## ■ Oracle

- "Table snapshots" und "Row replication"
- Aktualisierung replizierter Tabellen über Trigger:
  synchrone Aktualisierung oder Erzeugen asynchroner
  Update-Aufträge (RPCs)
- Update Anywhere: benutzergesteuerte Behebung von
  Update-Konflikten
- Standby-DB für Katastrophen-Recovery
  (Transfer der Redo-Log-Daten für komplette DB)

## ■ IBM Data Propagator

- flexible SQL-basierte Auswahl und Transformation
  der Quell-Daten
  (Aggregation, Joins, Verwendung von stored procedures)
- Trigger- und Log-basierte Änderungspropagierung;
  vollständiges oder inkrementelles Refresh
- Update Anywhere mit mehreren Strategien zur Konfliktbehebung

## ■ Sybase Replication Server

- 1 Primärkopie und n Kopien (Zeilen-Granulat)
- asynchrone Aktualisierung (transaktionskonsistent) durch
  Übertragung der Log-Daten

## ■ Informix

- vollständige DB-Kopie an entferntem Ort
- synchrone oder asynchrone Aktualisierung
- nur Lesezugriff auf Kopie

# Replikation in Parallelen DBS

■ **Replizierte Zuordnung von Fragmenten**
im Rahmen der Datenallokation

■ **Ziele einer Replikation**

- Fehlertoleranz gegenüber Externspeicherfehlern
- Fehlertoleranz gegenüber Rechnerausfällen
- günstige Lastbalancierung im Normalbetrieb und Fehlerfall

■ **Eigenschaften**

- Lokalität und Knotenautonomie weniger/nicht relevant
- i.allg. synchrone (parallele) Aktualisierung der Replikate

■ **Drei Replikationsansätze mit doppelter Speicherung der Daten**

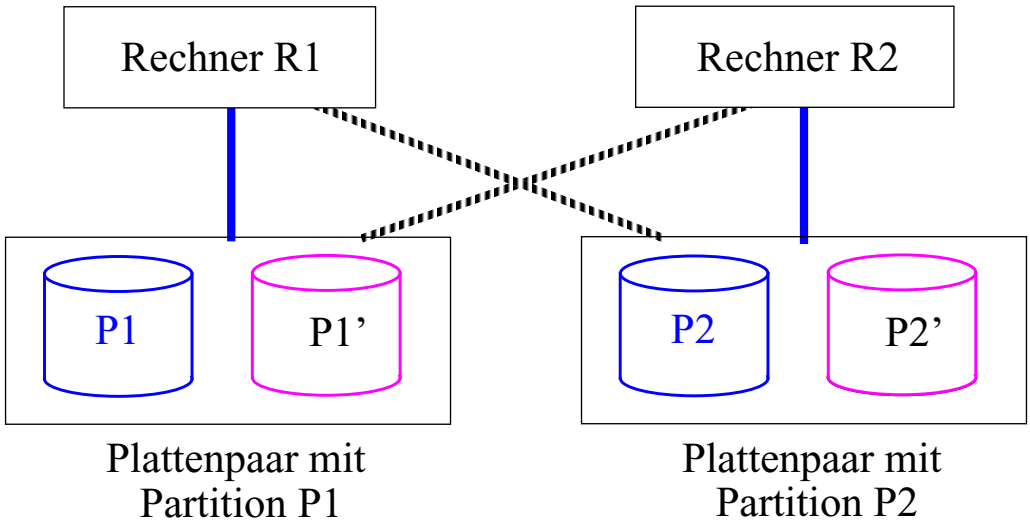
- Spiegelplatten
- Verstreute Replikation (Teradata)
- Verkettete Replikation (Gamma-Prototyp)

# Spiegelplatten

■ **Eigenschaften**

- Sie bieten effektiven Schutz gegen Gerätefehler (weitverbreitet zur Maskierung von Plattenfehlern)
- Sie sollten unabhängige Fehlermodi besitzen: verschiedene Plattenkontroller, unabhängige Stromversorgung usw.
- Sie sind aber als Schutzmaßnahme gegen SW-Fehler (fehlerhafter Inhalt eines Blockes) und Umgebungsfehler nicht geeignet
- simultanes Schreiben aller Änderungen auf zwei (oder mehr) Platten
- **verbesserte Lese-Performanz**
  - Zugriffszeitoptimierung
  - gleichmäßige Aufteilung der Leseanforderungen auf alle Platten (Minimierung der Warteschlangenverzögerungen, Lastbalancierung)

■ **Shared Nothing: Replikation auf einen Knoten beschränkt**



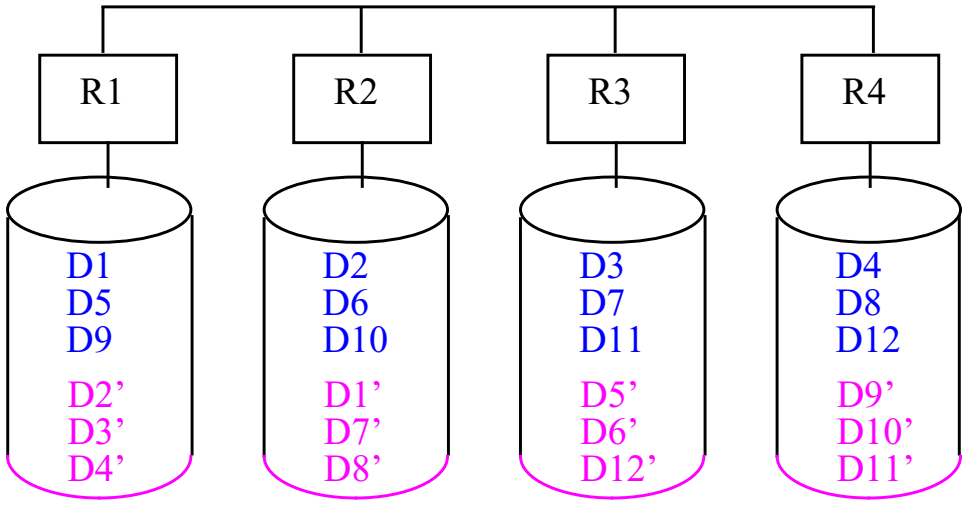

■ **Rechnerausfall** erfordert Übernahme der kompletten Partition durch zweiten Rechner
➥ **sehr ungünstige Lastbalancierung im Fehlerfall**

# Verstreute Replikation
# (Interleaved Declustering)

- **Ziel: bessere Lastbalancierung im Fehlerfall**
  - Datenknoten einer Relation werden in Gruppen von je G Rechnern unterteilt (node groups)
  - Replikate zu Daten eines Rechners werden gleichmäßig unter den G-1 anderen Rechnern der Gruppe verteilt
  - nach Crash erhöht sich Last jedes überlebenden Rechners der Gruppe gleichmäßig um Faktor G/G-1

Beispiel

(D=G=4)

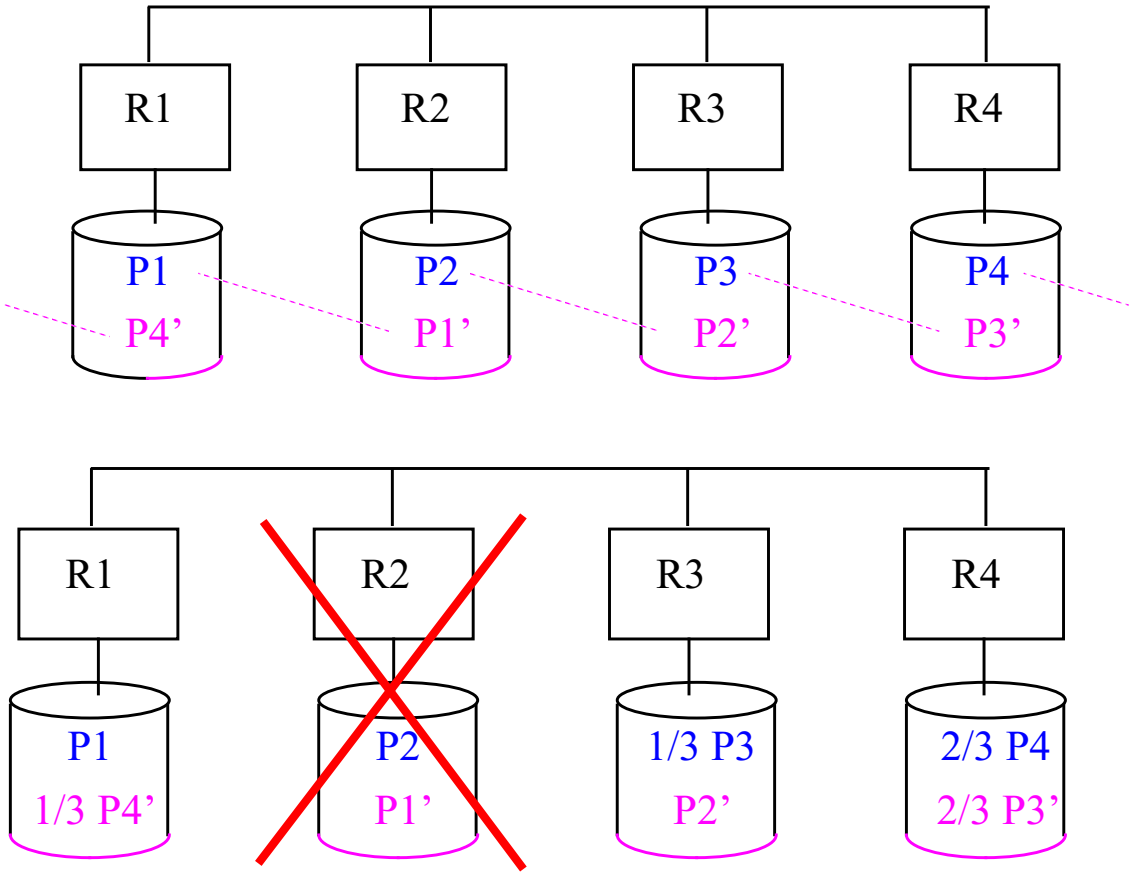



- **Gruppenbildung**
  - Ausfall mehrerer Rechner beeinträchtigt Datenverfügbarkeit nicht, sofern jeweils verschiedene Gruppen betroffen sind
  - Wahl von G erlaubt Kompromiß zwischen Verfügbarkeit und Lastbalancierung
  - Extremfälle: G=D (= Verteilgrad der Relation) und G=2

- **Nutzung der Replikate**
  zur Lastbalancierung im Normalbetrieb aufwendig

# Verkettete Replikation
# (Chained Declustering)

- **Ziel:** hohe Verfügbarkeit wie für Spiegelplatten +
  günstige Lastbalancierung im Fehlerfall wie für verstreute Replikation
  - Kopie der Partition von Rechner $R_i$ wird vollständig am "nächsten" Rechner $R_{(i \text{ MOD } G) + 1}$ der Gruppe gehalten




  - selbst Mehrfachausfälle in einer Gruppe erhalten die Verfügbarkeit aller Daten, so lange nicht zwei benachbarte Rechner ausfallen

- **Lastbalancierung im Fehlerfall**
  - Zugriffe auf betroffener Partition sind vollständig vom "nächsten" Rechner der Gruppe auszuführen
  - Zugriffe auf den anderen Partitionen sind unter den beiden Kopien umzuverteilen, so daß Lastbalancierung erreicht wird
  - keine Umverteilung von Daten, sondern nur Anpassung der Verteilungsinformationen

# Zusammenfassung

- **Zielkonflikte:**
  Verfügbarkeit und effizienter Zugriff, Minimierung des Änderungsaufwands, Erhaltung der Datenkonsistenz

- **Synchronisationsansätze:** ROWA, Voting, Primary Copy
  - sehr große Anzahl an Synchronisationsverfahren
  - Primary-Copy-Verfahren ist konzeptionell einfach, aber anfällig gegen Knotenausfällen und Netzpartitionierungen
  - Voting-Verfahren sind wesentlich komplexer und teurer, erlauben aber viele Variationen und Optimierungen; sie tolerieren außerdem Knotenausfälle und einfache Netzpartitionierungen

- **Probleme bei strikter Synchronisation** (1-Kopien-Serialisierbarkeit)
  - synchrone Aktualisierung erfordert sehr hohen Aufwand (2PC)
  - geringe Skalierbarkeit
  - Viele Anwendungen erfordern nur Kopien für Lesezugriff, die nicht immer auf aktuellstem Stand sein müssen

- **Kommerzielle DBS** unterstützen unterschiedliche Replikationsmodelle
  - Publish/Subscribe-Ansätze
  - Primärkopien vs. „Update Anywhere“
  - synchrone oder verzögerte Übertragung von Änderungen
  - einfache Kopien und abgeleitete (transformierte) Replikate
  - benutzergesteuerte Konfliktbehandlung paralleler Änderungen (Merge-Replikation)
  - Parallele DBS: Datenduplizierung mit paralleler Aktualisierung

- **Zahlreiche Anwendungsmöglichkeiten, u.a.**
  - Katastrophen-Recovery (mit verschiedenen Sicherheitsstufen)
  - Nutzung von Replikaten in mobilen Endgeräten
  - Data Warehousing