

5. Transaktionsverwaltung

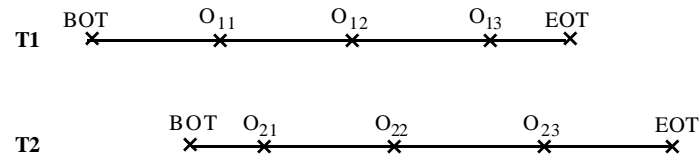
- **Transaktionskonzept**
 - führt ein neues Verarbeitungsparadigma ein
 - ist Voraussetzung für die Abwicklung betrieblicher Anwendungen (*mission-critical applications*)
 - erlaubt „Vertragsrecht“ in rechnergestützten IS zu implementieren
- **Gefährdung der DB-Konsistenz**
- **Transaktionsverwaltung**
 - ACID-Eigenschaften
 - Architektur
 - Integration heterogener Komponenten
- **Transaktionsablauf**
 - SQL-Operationen: COMMIT WORK, ROLLBACK WORK (Beginn einer Transaktion implizit)
 - Zustände und Zustandsübergänge
- **Wie erreicht man Atomarität?**
 - Einsatz von Commit-Protokollen (zentralisierter TA-Ablauf)
 - 2PC (Zweiphasen-Commit-Protokoll)
 - verteilter TA-Ablauf
 - Fehleraspekte
 - Kostenbetrachtungen
 - Hierarchisches 2PC

Gefährdung der DB-Konsistenz

	Korrektheit der Abbildungshierarchie	Übereinstimmung zwischen DB und Miniwelt
durch das Anwendungsprogramm	Mehrbenutzer-Anomalien Synchronisation	unzulässige Änderungen Integritätsüberwachung des DBVS TA-orientierte Verarbeitung
durch das DBVS und die Betriebsumgebung	Fehler auf den Externspeichern, Inkonsistenzen in den Zugriffspfaden Fehlertolerante Implementierung Archivkopien (Backup)	undefinierter DB-Zustand nach einem Systemausfall Transaktionsorientierte Fehlerbehandlung (Recovery)

Transaktionsverwaltung

- **Ablaufkontrollstruktur: Transaktion**



- **Welche Eigenschaften von Transaktionen sind zu garantieren?**
(zur Erinnerung)

- **Atomicity (Atomarität)**

- TA ist kleinste, nicht mehr weiter zerlegbare Einheit
- Entweder werden alle Änderungen der TA festgeschrieben oder gar keine („alles-oder-nichts“-Prinzip)

- **Consistency**

- TA hinterläßt einen konsistenten DB-Zustand, sonst wird sie komplett (siehe Atomarität) zurückgesetzt
- Zwischenzustände während der TA-Bearbeitung dürfen inkonsistent sein
- Endzustand muß die Integritätsbedingungen des DB-Schemas erfüllen

- **Isolation**

- Nebenläufig (parallel, gleichzeitig) ausgeführte TA dürfen sich nicht gegenseitig beeinflussen
- Parallele TA bzw. deren Effekte sind nicht sichtbar

- **Durability (Dauerhaftigkeit)**

- Wirkung erfolgreich abgeschlossener TA bleibt dauerhaft in der DB
- TA-Verwaltung muß sicherstellen, daß dies auch nach einem Systemfehler (HW- oder System-SW) gewährleistet ist
- Wirkung einer erfolgreich abgeschlossenen TA kann nur durch eine sog. kompensierende TA aufgehoben werden

Transaktionsverwaltung (2)

- **DB-bezogene Definition der Transaktion:**

Eine TA ist eine ununterbrechbare Folge von DML-Befehlen, welche die Datenbank von einem logisch konsistenten Zustand in einen neuen logisch konsistenten Zustand überführt.

å Diese Definition eignet sich insbesondere für relativ kurze TA, die auch als ACID-Transaktionen bezeichnet werden.

- **Wesentliche Abstraktionen aus Sicht der DB-Anwendung**

- Alle Auswirkungen auftretender Fehler bleiben der Anwendung verborgen (*failure transparency*)
- Es sind keine anwendungsseitigen Vorkehrungen zu treffen, um Effekte der Nebenläufigkeit beim DB-Zugriff auszuschließen (*concurrency transparency*)

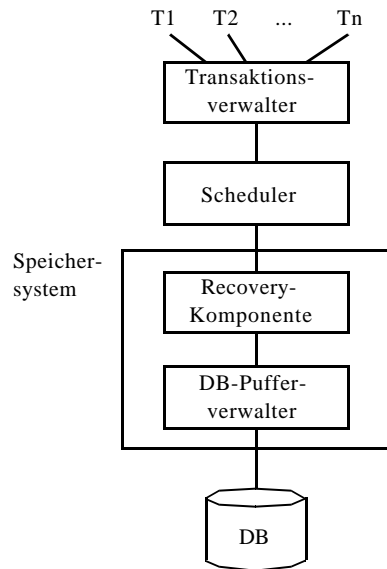
å Gewährleistung einer fehlerfreien Sicht auf die Datenbank im logischen Einbenutzerbetrieb

- **Transaktionsverwaltung**

- koordiniert alle DBS-seitigen Maßnahmen, um ACID zu garantieren
- besitzt zwei wesentliche Komponenten
 - Synchronisation
 - Logging und Recovery
- kann zentralisiert oder verteilt (z.B. bei VDBS) realisiert sein
- soll Transaktionsschutz für heterogene Komponenten bieten

Transaktionsverwaltung (3)

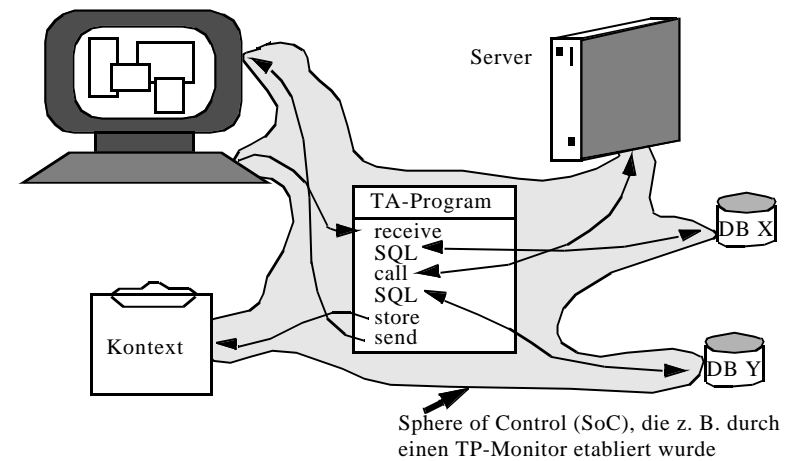
- **Abstraktes Architekturmodell für die Transaktionsverwaltung**
(für das Read/Write-Modell auf Seitenbasis)



- **Transaktionsverwalter**
 - Verteilung der DB-Operationen in VDBS und Weiterreichen an den Scheduler
 - zeitweise Deaktivierung von TA (bei Überlast)
 - Koordination der Abort- und Commit-Behandlung
- **Scheduler** (Synchronisation)
kontrolliert die Abwicklung der um DB-Daten konkurrierenden TA
- **Recovery-Komponente**
sorgt für die Rücksetzbarkeit/Wiederholbarkeit der Effekte von TA
- **DB-Pufferverwalter**
stellt DB-Seiten bereit und gewährleistet persistente Seitenänderungen

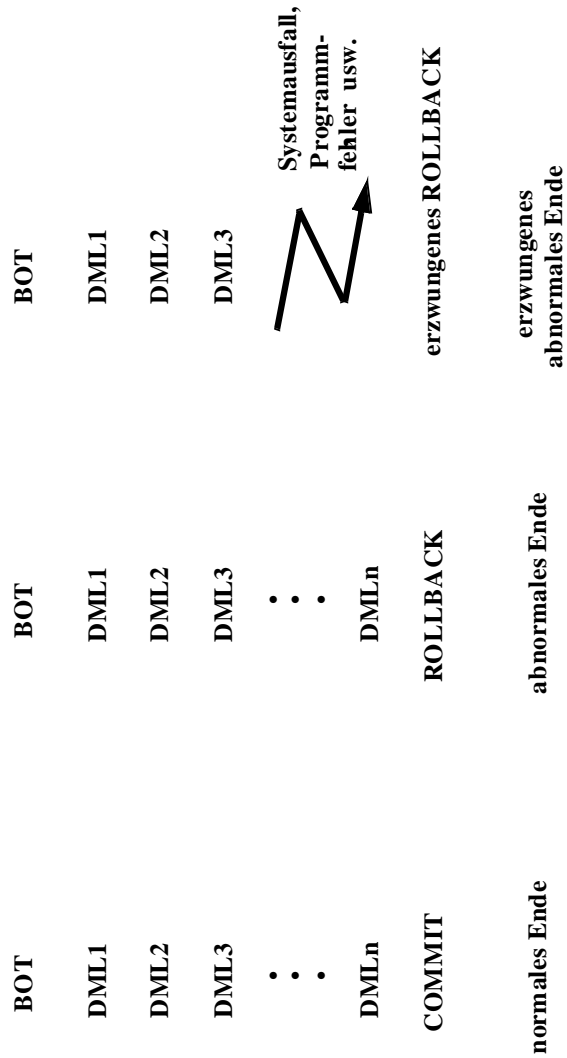
Transaktionsverwaltung (4)

- **Einsatz kooperierender Ressourcen-Manager (RM)**
 - RM sind Systemkomponenten, die **Transaktionsschutz für ihre gemeinsam nutzbaren Betriebsmittel (BM)** bieten
 - RM gestatten die externe Koordination von BM-Aktualisierungen durch spezielle Commit-Protokolle
 - â Gewährleistung von ACID für DB-Daten und auch für andere BM (persistente Warteschlangen, Nachrichten, Objekte von persistenten Programmiersprachen)
- **Ziel:**
TA-orientierte Verarbeitung in heterogenen Systemen



- â Die gesamte verteilte Verarbeitung in einer SoC ist eine ACID-TA
 - alle Komponenten werden durch die TA-Dienste integriert
 - für die Kooperation ist eine Grundmenge von Protokollen erforderlich

Mögliche Ausgänge einer Transaktion



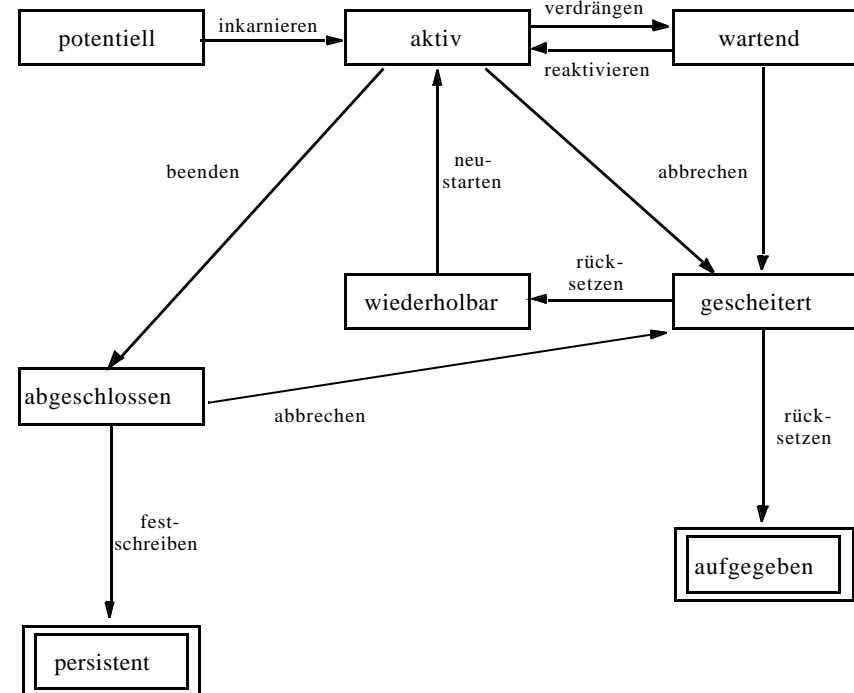
Zustände einer Transaktion

• **Transaktionsprogramm - Beispiel:**

```

BOT
UPDATE Konto
...
UPDATE Schalter
...
UPDATE Zweigstelle
...
INSERT INTO Ablage (...)
COMMIT;
    
```

• **Zustandsübergangs-Diagramm**



Zustände einer Transaktion (2)

- **Transaktionsverwaltung**

- muß die möglichen Zustände einer TA kennen und
- ihre Zustandsübergänge kontrollieren/auslösen

- **TA-Zustände**

- **potentiell**

- TAP wartet auf Ausführung
- Beim Start werden, falls erforderlich, aktuelle Parameter übergeben

- **aktiv**

TA konkurriert um Betriebsmittel und führt Operationen aus

- **wartend**

- Deaktivierung bei Überlast
- Blockierung z.B. durch Sperren

- **abgeschlossen**

- TA kann sich (einseitig) nicht mehr zurücksetzen
- TA kann jedoch noch scheitern (z.B. bei Konsistenzverletzung)

- **persistent** (Endzustand)

Wirkung aller DB-Änderungen werden dauerhaft garantiert

- **gescheitert**

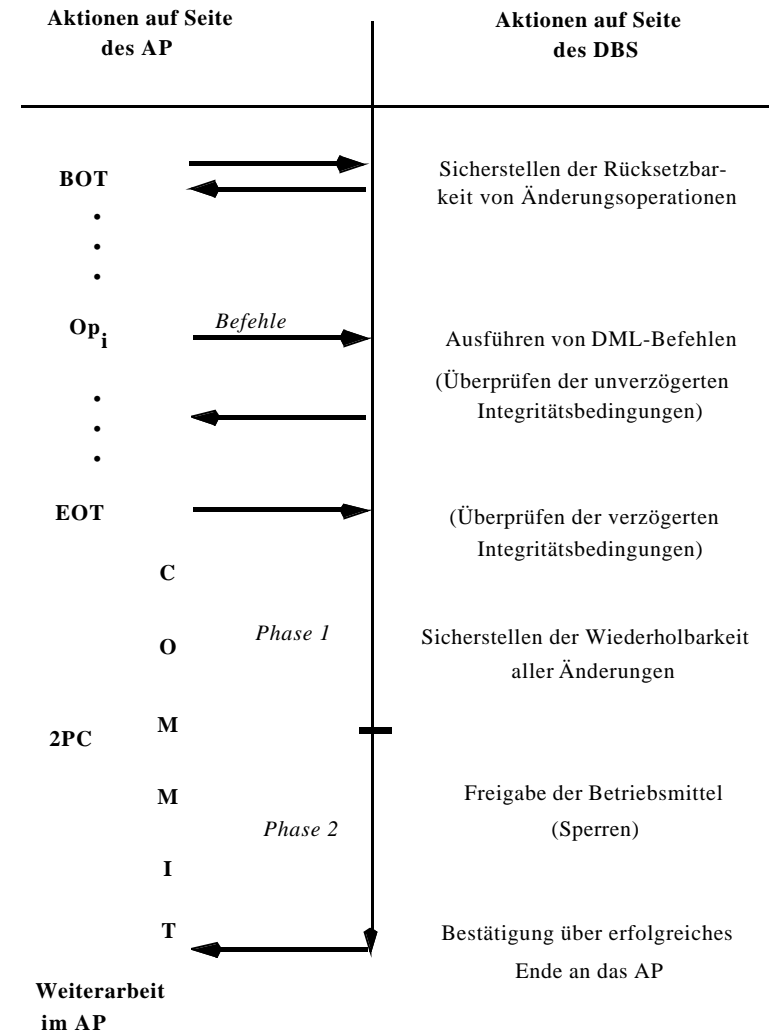
Vielfältige Ereignisse können zum Scheitern ein TA führen (siehe Fehlermodell, Verklemmung usw.)

- **wiederholbar**

Gescheiterte TA kann ggf. (mit demselben Eingabewerten) erneut ausgeführt werden

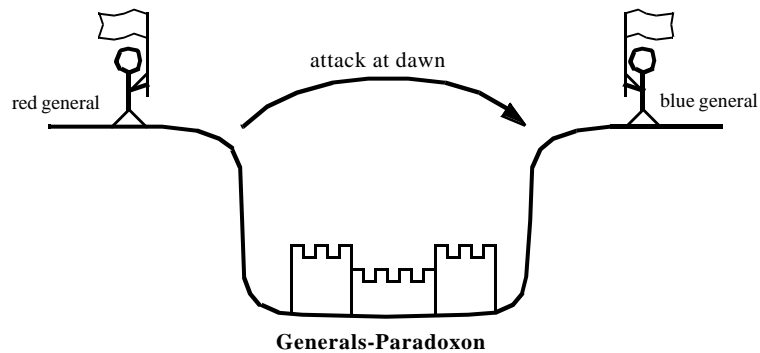
- **aufgegeben** (Endzustand)

Schnittstelle zwischen AP und DBS - transaktionsbezogene Aspekte



Verarbeitung in Verteilten Systemen

- Ein *verteiltes System* besteht aus autonomen Subsystemen, die koordiniert zusammenarbeiten, um eine gemeinsame Aufgabe zu erfüllen
 - Client/Server-Systeme
 - Mehrrechner-DBS, . . .
- **Beispiel: The „Coordinated Attack“ Problem**



- **Grundproblem verteilter Systeme**

Das für verteilte Systeme charakteristische Kernproblem ist der Mangel an globalem (zentralisiertem) Wissen

• *symmetrische Kontrollalgorithmen sind oft zu teuer oder zu ineffektiv*

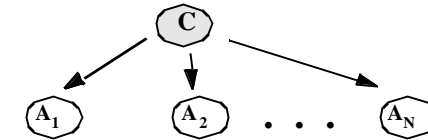
• *fallweise Zuordnung der Kontrolle*

Verarbeitung in Verteilten Systemen (2)

- **Erweitertes Transaktionsmodell**
 verteilte Transaktionsbearbeitung (Primär-, Teiltransaktionen)

1 Koordinator

N Teiltransaktionen (Agenten)



• *rechnerübergreifendes Mehrphasen-Commit-Protokoll notwendig, um Atomizität einer globalen Transaktion sicherzustellen*

- **Anforderungen an geeignetes Commit-Protokoll:**

- Geringer Aufwand (#Nachrichten, #Log-Ausgaben)
- Minimale Antwortzeitverlängerung (Nutzung von Parallelität)
- Robustheit gegenüber Rechnerausfällen und Kommunikationsfehlern

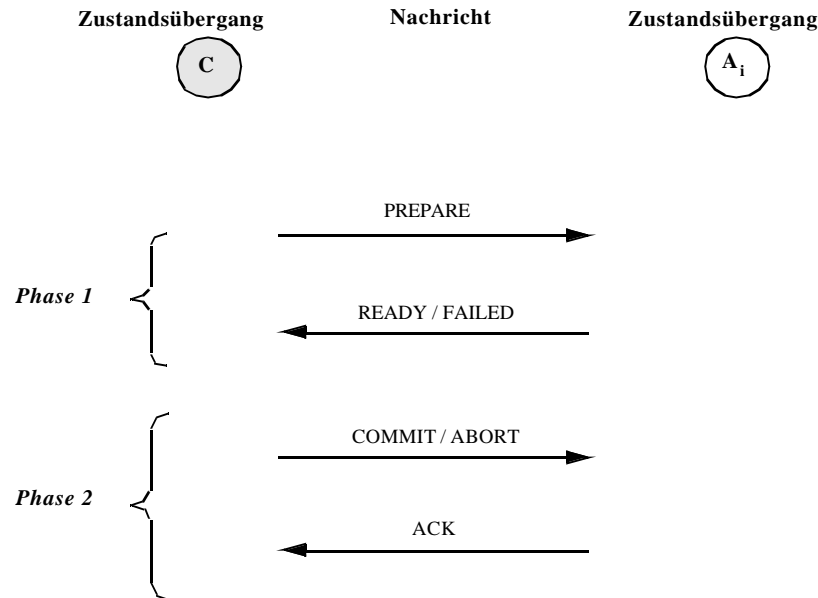
• *Zentralisiertes Zweiphasen-Commit-Protokoll stellt geeignete Lösung dar*

- **Erwartete Fehlersituationen**

- Transaktionsfehler
- Systemfehler (Crash)
 - i. allg. partielle Fehler (Rechner, Verbindungen, ...)
- Gerätefehler

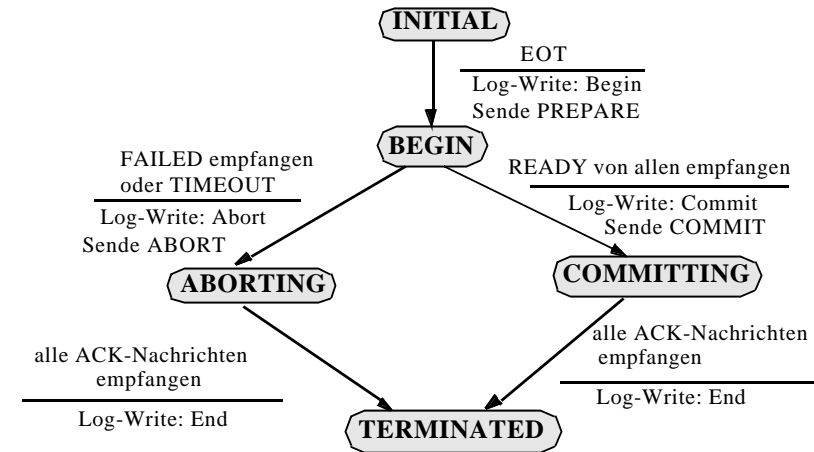
• *Fehlererkennung z.B. über Timeout*

Zentralisiertes Zweiphasen-Commit

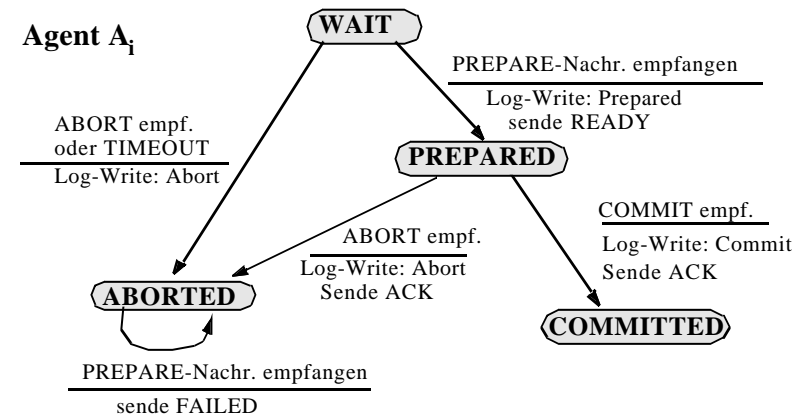


2PC: Zustandsübergänge

Koordinator C



Agent A_i



- **Protokoll erfordert Folge von Zustandsübergängen**

- für Koordinator
- für jeden Agenten

• Zustandsübergänge müssen auf „sicherem Platz“ (Log) vermerkt sein!
(Übergang nach TERMINATED braucht nicht synchron zu erfolgen)

- **Aufwand im Erfolgsfall:**

- Nachrichten:
- Log-Ausgaben (forced log writes):

2PC: Fehlerbehandlung

- **Timeout-Bedingungen für Koordinator:**
 - WAIT → setze Transaktion zurück; verschicke ABORT-Nachr.
 - ABORTING, COMMITTING → vermerke Agenten, für die ACK noch aussteht
- **Timeout-Bedingungen für Agenten:**
 - WAIT → setze Teiltransaktion zurück (unilateral ABORT)
 - PREPARED → erfrage Transaktionsausgang bei Koordinator (bzw. anderen Rechnern)
- **Ausfall des Koordinatorknotens:**

Vermerkter Zustand auf Log

 - TERMINATED:
 - UNDO bzw. REDO-Recovery, je nach Transaktionsausgang
 - keine "offene" Teiltransaktionen möglich
 - ABORTING:
 - UNDO-Recovery
 - ABORT-Nachricht an Rechner, von denen ACK noch aussteht
 - COMMITTING:
 - REDO-Recovery
 - COMMIT-Nachricht an Rechner, von denen ACK noch aussteht
 - Sonst: UNDO-Recovery
- **Rechnerausfall für Agenten:**

Vermerkter Zustand auf Log

 - COMMITTED: REDO-Recovery
 - ABORTED bzw. kein 2PC-Log-Satz vorhanden: UNDO-Recovery
 - PREPARED: Anfrage an Koordinator-Knoten, wie TA beendet wurde (Koordinator hält Information, da noch kein ACK erfolgte)

Commit: Kostenbetrachtungen

- **vollständiges 2PC-Protokoll**

(N = #Teil-TA, davon M = #Leser)

 - Nachrichten: 4 N
 - Log-Ausgaben: 2 + 2 N
 - Antwortzeit:
 - längste Runde in Phase 1 (kritisch, weil Betriebsmittel blockiert)
 - + längste Runde in Phase 2
- **Aufwand bei spezieller Optimierung für Leser:**

Lesende Teil-TA nehmen nur an Phase 1 teil, dann Freigabe der Sperren

 - Nachrichten:
 - Log-Ausgaben:
 - für $N > M$
- **Läßt sich das zentralisierte 2PC-Protokoll weiter optimieren?¹**

1. Leseroptimierung läßt sich mit allen nachfolgenden Varianten kombinieren, wird jedoch nachfolgend nicht berücksichtigt

Commit: Kostenbetrachtungen (2)

- Weglassen der expliziten Acknowledge-Nachricht

- A_i fragt ggf. nach;
"unendlich langes Gedächtnis" von C

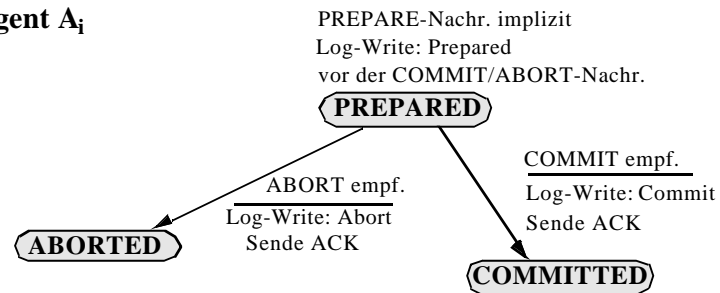
- Nachrichten:

- Log-Ausgaben:

- A_i geht nach jedem Auftrag in den PREPARED-Zustand

- Jeder Aufruf von A_i : Work&Prepare

Agent A_i



- Nachrichten:

- durchschnittlich K Aufträge pro Agent;

- Log-Ausgaben:

Commit: Kostenbetrachtungen (3)

- A_i geht beim letzten Auftrag in den PREPARED-Zustand

- Normaler Aufruf von A_i : Work
- Letzter Aufruf von A_i : Work&Prepare;
Läßt sich diese Art der Optimierung **immer** erreichen?

- Nachrichten:

- Log-Ausgaben:

- Spartanisches Protokoll

- A_i geht nach jedem Auftrag in den PREPARED-Zustand;
Weglassen der expliziten Ack-Nachricht

- Nachrichten:

- Log-Ausgaben:

- Nur letzter Aufruf: Work&Prepare;

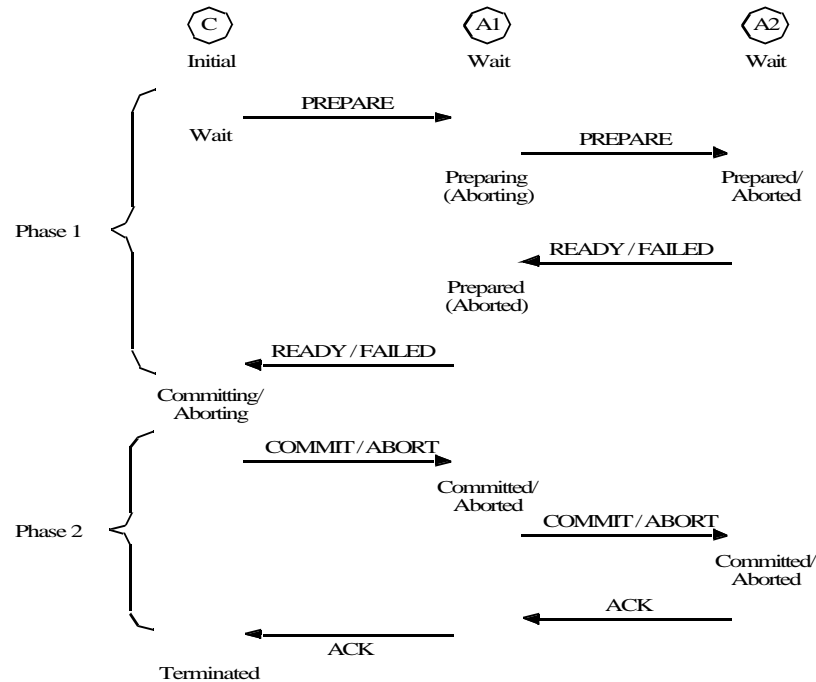
- Log-Ausgaben:

⚠ **Log-Aufwand bleibt gleich (oder erhöht sich drastisch) !**

Hierarchisches 2PC

- **Allgemeineres Ausführungsmodell**

- beliebige Schachtelungstiefe, angepaßt an Client/Server-Modell
- Modifikation des Protokolls für "Zwischenknoten"



- **Aufwand**

- Optimierung für lesende Teil-TA
 - kein Logging, Sperrfreigabe in Phase 1 (in ganzen Teilbäumen)
 - Kommunikation für zweite Phase wird vermieden
- Antwortzeit steigt mit Schachtelungstiefe

- **Problem bei 2PC: Koordinatorsausfall → Blockierung möglich!**

Zusammenfassung

- **Transaktionsparadigma**

- Verarbeitungsklammer für die Einhaltung von semantischen Integritätsbedingungen
- Verdeckung der Nebenläufigkeit (*concurrency isolation*)
 - Synchronisation
- Verdeckung von (erwarteten) Fehlerfällen (*failure isolation*)
 - Logging und Recovery
- im SQL-Standard: COMMIT WORK, ROLLBACK WORK
 - Beginn einer Transaktion implizit

- **Zweiphasen-Commit-Protokolle**

- Hoher Aufwand an Kommunikation und E/A
- Optimierungsmöglichkeiten sind zu nutzen
- Maßnahmen erforderlich, um Blockierungen zu vermeiden!
 - **Kritische Stelle:** Ausfall von C

- **Einsatz in allen Systemen!**

- **Varianten des Commit-Protokolls:**

- Hierarchisches 2PC:
 - Verallgemeinerung auf beliebige Schachtelungstiefe
- 3PC