4. Transaktionsverwaltung

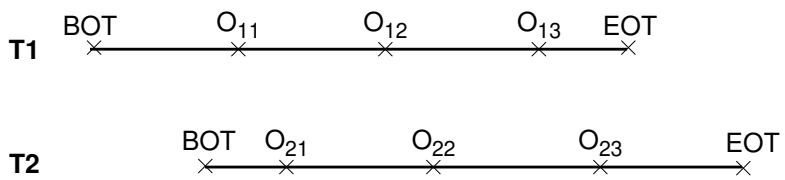
- **Transaktionskonzept**
  - führt ein neues Verarbeitungsparadigma ein
  - ist Voraussetzung für die Abwicklung betrieblicher Anwendungen (*mission-critical applications*)
  - erlaubt „Vertragsrecht“ in rechnergestützten IS zu implementieren
- **Gefährdung der DB-Konsistenz**
- **Transaktionsverwaltung**
  - 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

durch das Anwendungsprogramm	Korrektheit der Abbildungshierarchie
	Mehrbenutzer-Anomalien
	Synchronisation
durch das DBVS und die Betriebsumgebung	Fehler auf den Externspeichern, Inkonsistenzen in den Zugriffspfaden
	Fehlertolerante Implementierung Archivkopien (Backup)
	Übereinstimmung zwischen DB und Miniwelt
	unzulässige Änderungen
	Integritätsüberwachung des DBVS TA-orientierte Verarbeitung
	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 System-fehler (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.

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

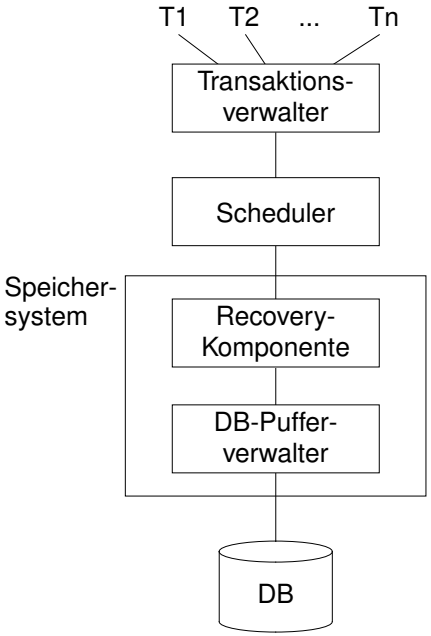
- **Wesentliche Abstraktionen aus Sicht der DB-Anwendung**
  - Alle Auswirkungen auftretender Fehler bleiben der Anwendung verborgen (*failure transparency*)
  - Es sind keine anwendungsseitigen Vorkehrungen zu treffen, um Effekte der Nebenläufigkeit beim DB-Zugriff auszuschließen (*concurrency transparency*)

➥ 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)

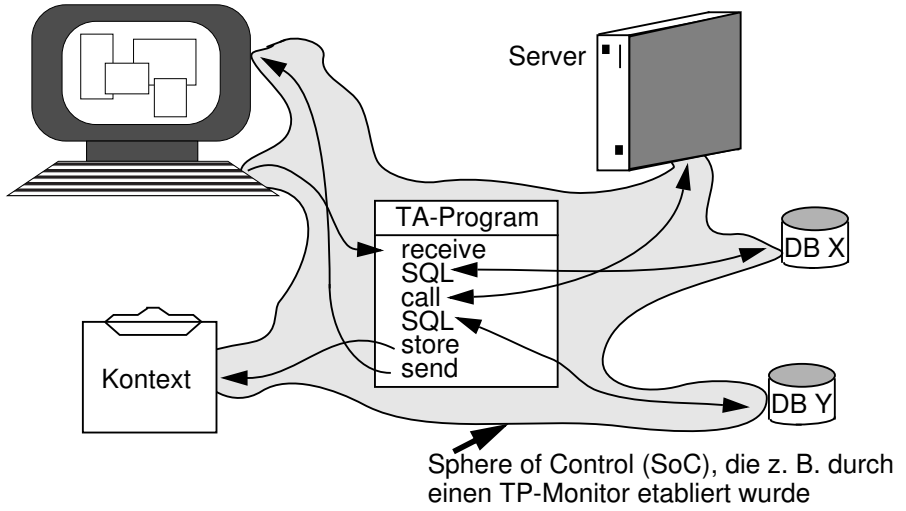


- **Transaktionsverwalter**
  - Verteilung der DB-Operationen in VDBS und Weiterreichen an den Scheduler
  - zeitweise Deaktivierung von TA (bei Überlast)
  - Koordination der Abort- und Commit-Behandlung
- **Scheduler** (Synchonisation)
  kontrolliert die Abwicklung der um DB-Daten konkurrierenden TA
- **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

  ➥ 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



➥ 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;
```

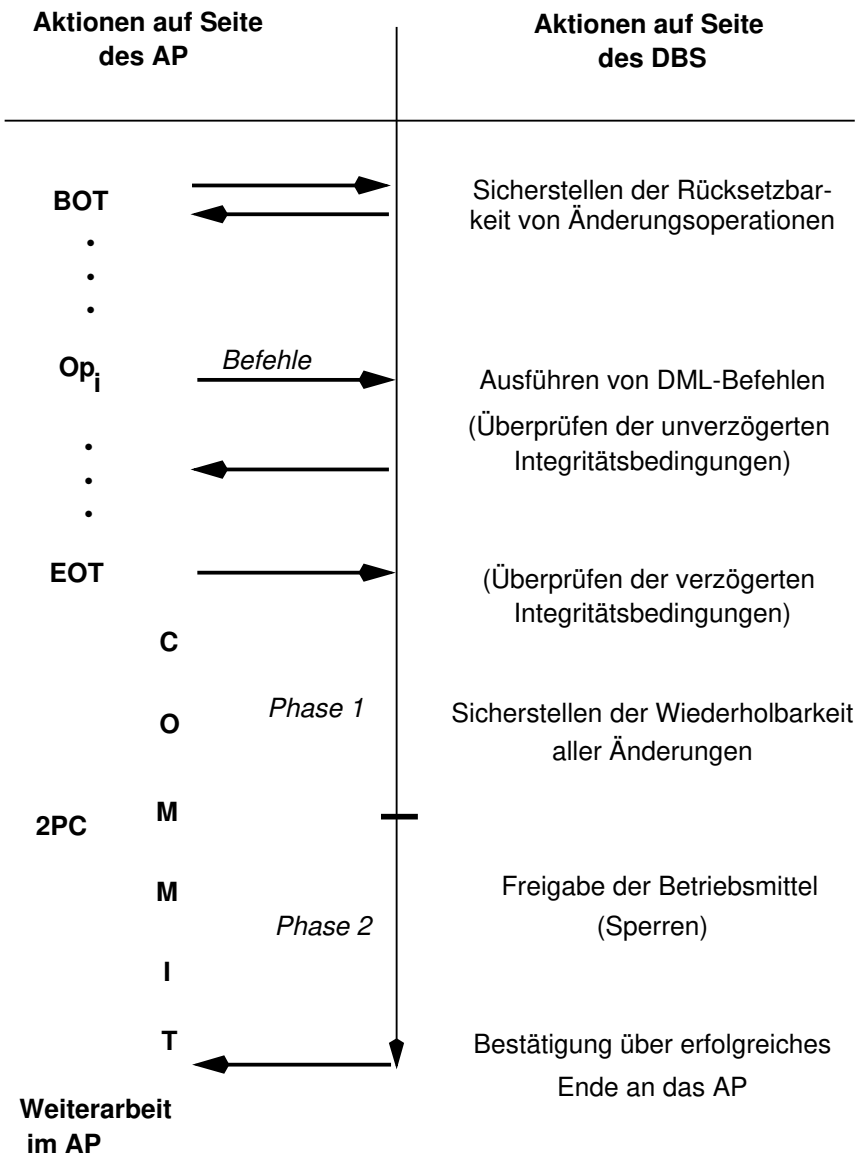
- **Zustandsübergangs-Diagramm**

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)

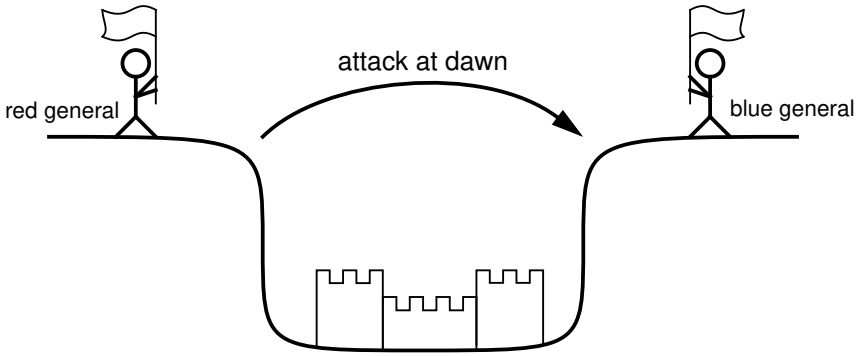
Schnittstelle zwischen AP und DBS - transaktionsbezogene Aspekte



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**



Generals-Paradoxon

- **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**

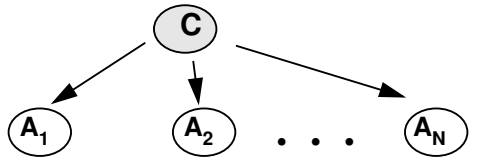
Verarbeitung in Verteilten Systemen (2)

- **Erweitertes Transaktionsmodell**

  verteilte Transaktionsbearbeitung (Primär-, Teiltransaktionen)

1 Koordinator

N Teiltransaktionen (Agenten)



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

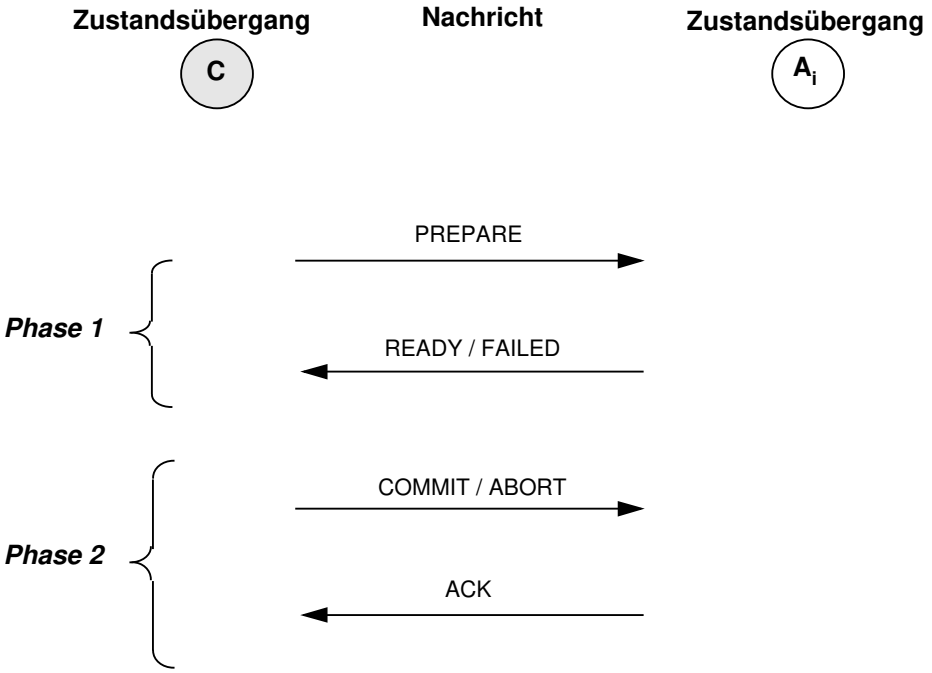
- **Anforderungen an geeignetes Commit-Protokoll:**
  - Geringer Aufwand (#Nachrichten, #Log-Ausgaben)
  - Minimale Antwortzeitverlängerung (Nutzung von Parallelität)
  - Robustheit gegenüber Rechnerausfällen und Kommunikationsfehlern

➥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



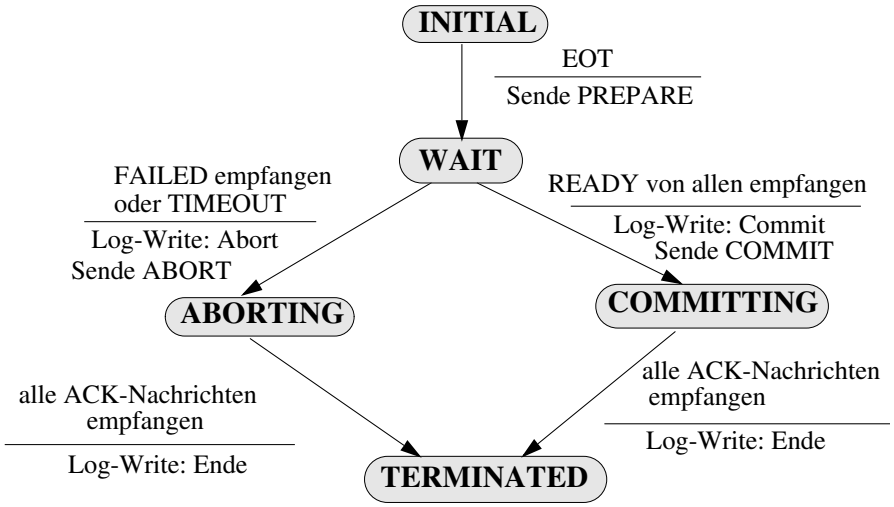
- **Protokoll erfordert Folge von Zustandsübergängen**
  - für Koordinator
  - für jeden Agenten

➥ Zustandsübergänge müssen auf „sicherem Platz“ (Log) vermerkt sein!

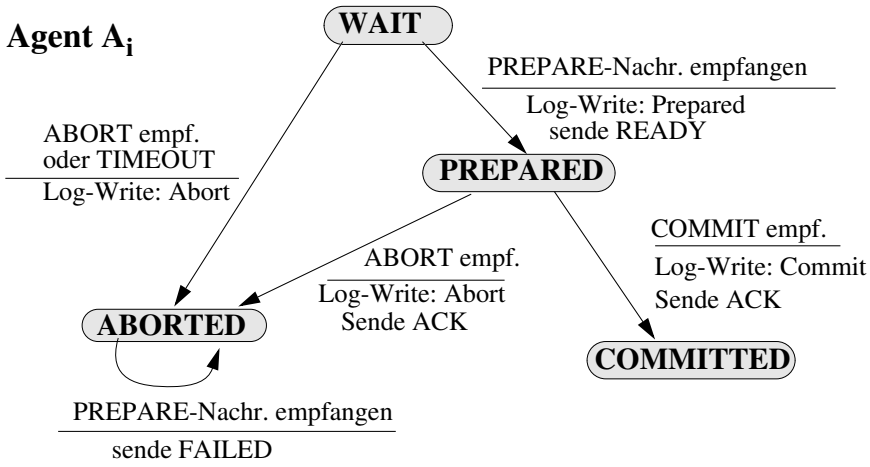
- **Aufwand im Erfolgsfall:**
  - Nachrichten:
  - Log-Ausgaben:

2PC: Zustandsübergänge

Koordinator C



Agent A_i



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

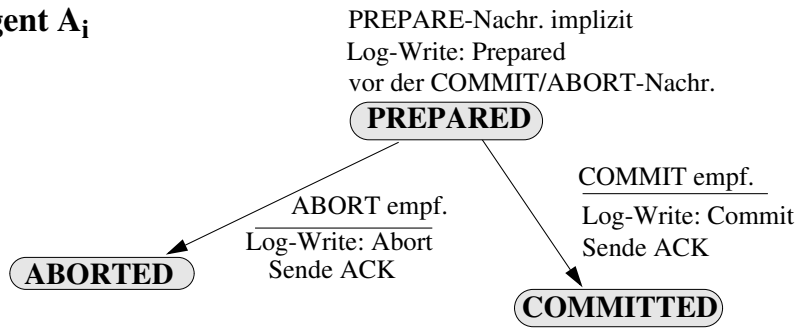
- **vollständiges 2PC-Protokoll**
  (N = #Teil-TA, davon M = #Leser)
  - Nachrichten: 4 N
  - Log-Ausgaben: 3 + 2 N
  - Antwortzeit:
    längste Runde in Phase 1 (kritisch, weil Betriebsmittel blockiert)
    + längste Runde in Phase 2
- **Aufwand bei spezieller Optimierung für Leser:**
  Lesende Teil-TA 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 Acknowlegde-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



  - Nachrichten:
  - durchschnittlich K Aufträge pro Agent;

    Log-Ausgaben:

Commit: Kostenbetrachtungen (3)

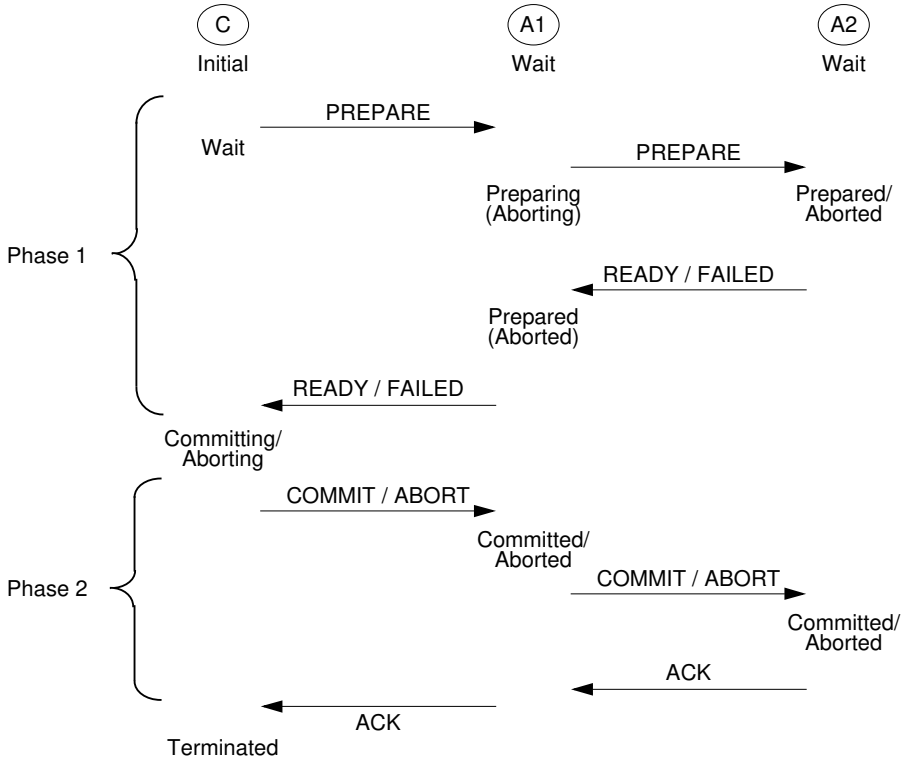
- **A_i geht beim letzten Auftrag in den PREPARED-Zustand**
  - Normaler Aufruf von A_i: Work
  - Letzter Aufruf von A_i: Work&Prepare;
    Läßt sich diese Art der Optimierung **immer** erreichen?
  - Nachrichten:
  - Log-Ausgaben:

- **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 Teiltransaktionen
    - kein Logging, Sperrfreigabe in Phase 1
    - Kommunikation für zweite Phase wird vermieden
  - Antwortzeiterhöhung mit steigender Schachtelungstiefe
- **Problem bei 2PC: Koordinatorausfall ➥ 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