

# 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

- **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
- 2PC-Protokoll in Bäumen
  - Bestimmen eines Koordinators
  - Hierarchisches 2PC

## Gefährdung der DB-Konsistenz

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

# Transaktionsverwaltung

- **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 drei wesentliche Komponenten zur/zum
  - Synchronisation
  - Logging und Recovery
  - Konsistenzsicherung/Regelverarbeitung (wird später behandelt)
- kann zentralisiert oder verteilt (z.B. bei VDBS) realisiert sein
- soll Transaktionsschutz für heterogene Komponenten bieten

## Transaktionsverwaltung (2)

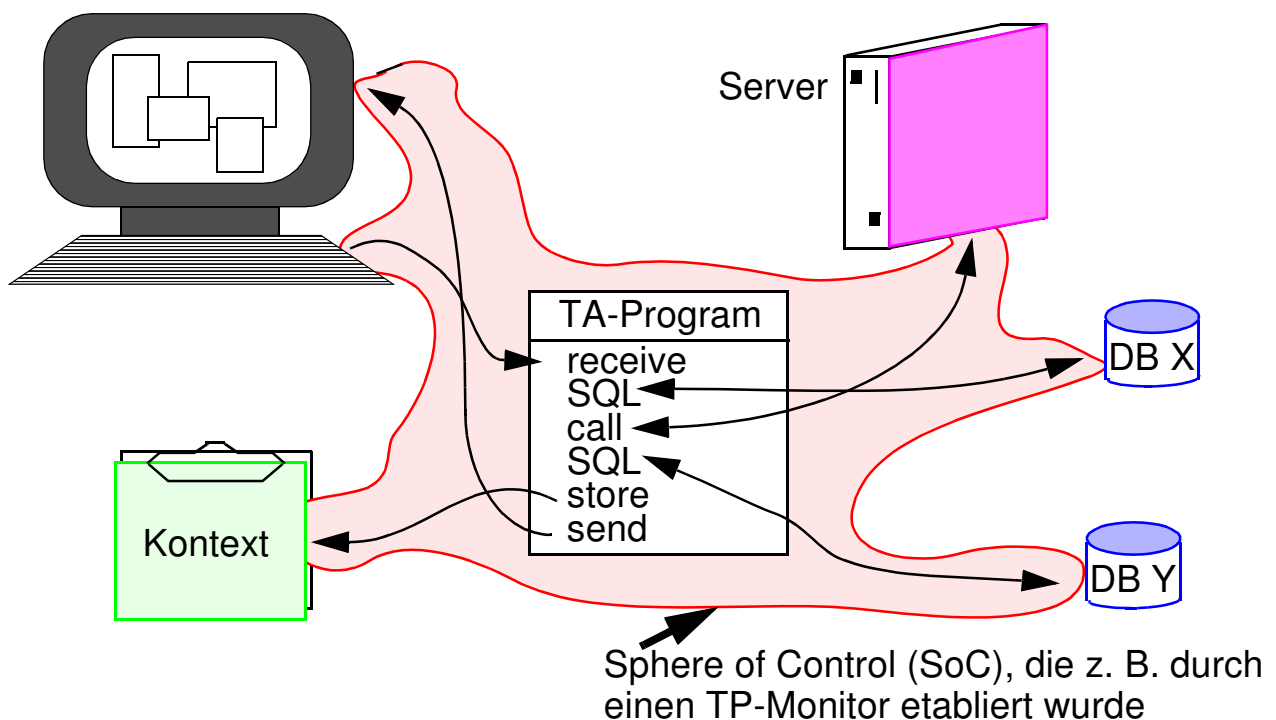
- **Einsatz kooperierender Ressourcen-Manager (RM)**

- 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

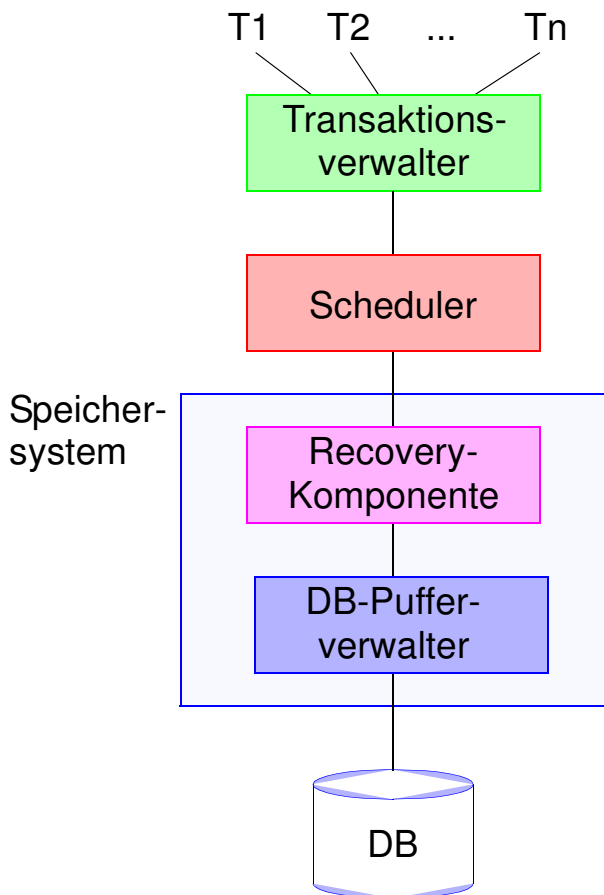


➔ Die gesamte verteilte Verarbeitung in einer SoC ist eine ACID-TA

- alle Komponenten werden durch die TA-Dienste integriert
- für die Kooperation ist eine Grundmenge von Protokollen erforderlich

## Transaktionsverwaltung (3)

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



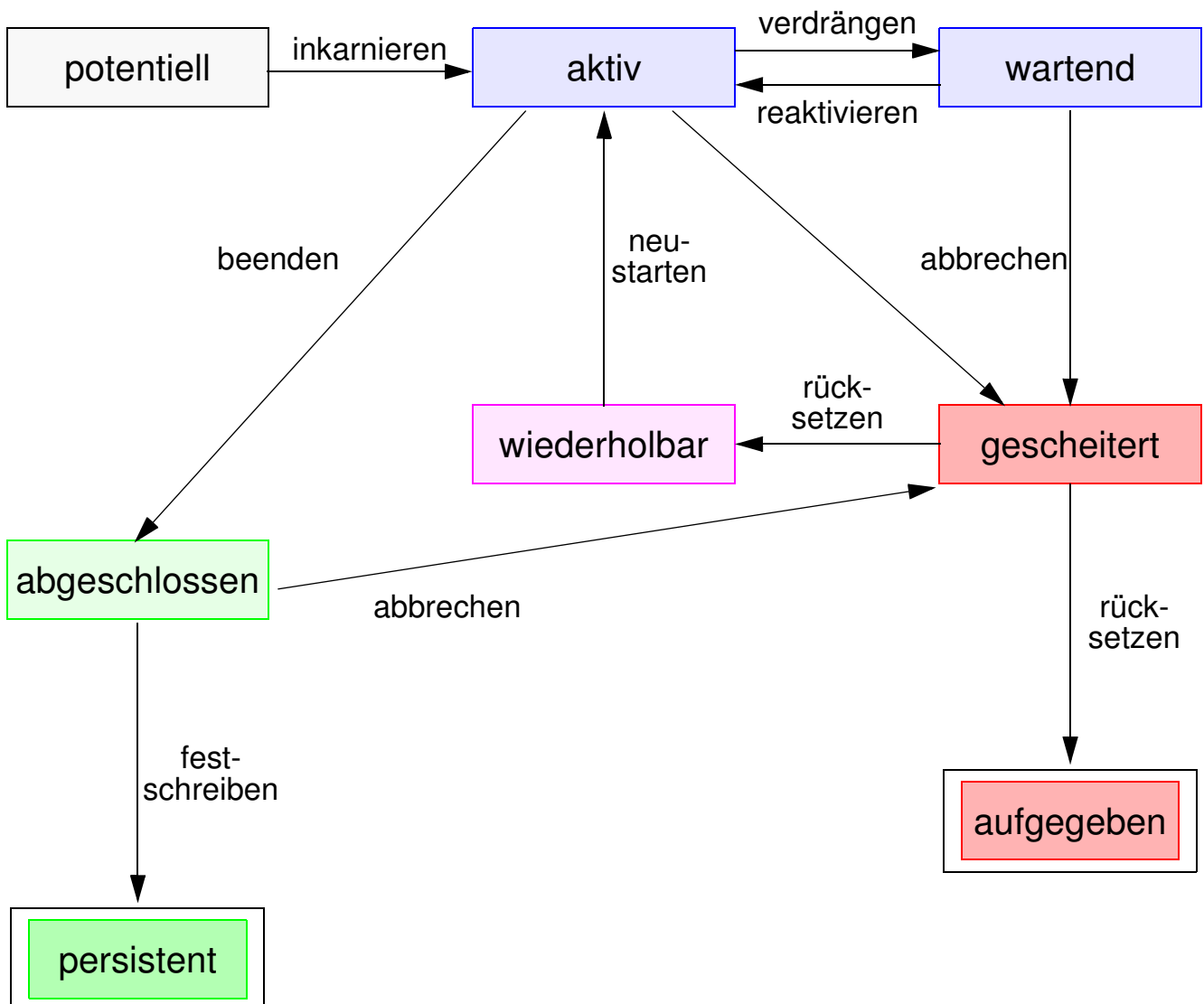
- **Transaktionsverwalter**
  - Verteilung der DB-Operationen in VDBS und Weiterreichen an den Scheduler
  - zeitweise Deaktivierung von TA (bei Überlast)
  - Koordination der Abort- und Commit-Behandlung
- **Scheduler (Synchronisation)**  
kontrolliert die Abwicklung der um DB-Daten konkurrierenden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

# 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**

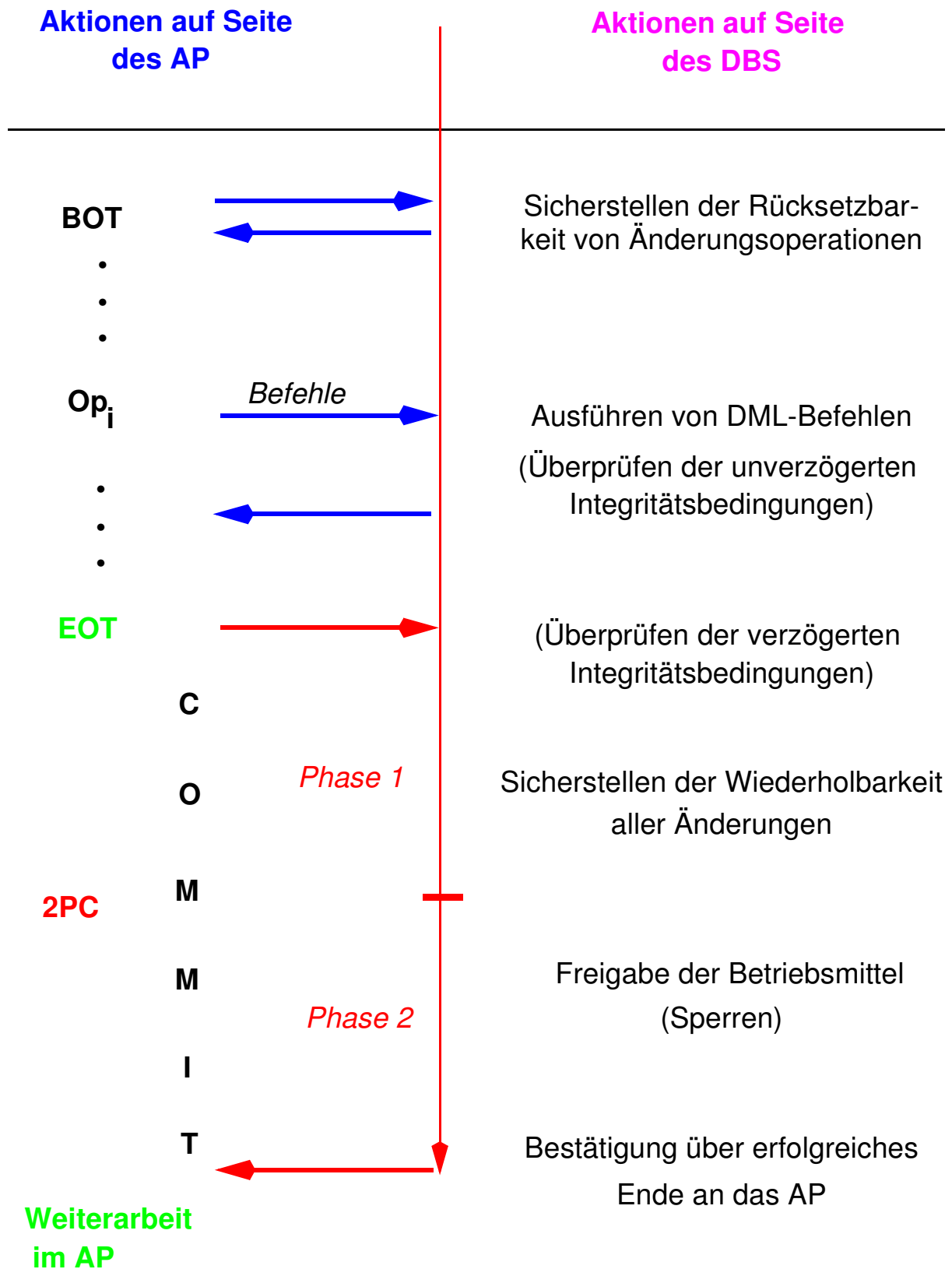
Vielfältige Ereignisse können zum Scheitern ein TA führen (siehe Fehlermodell, Verklemmung usw.)

- **wiederholbar**

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

- **aufgegeben** (Endzustand)

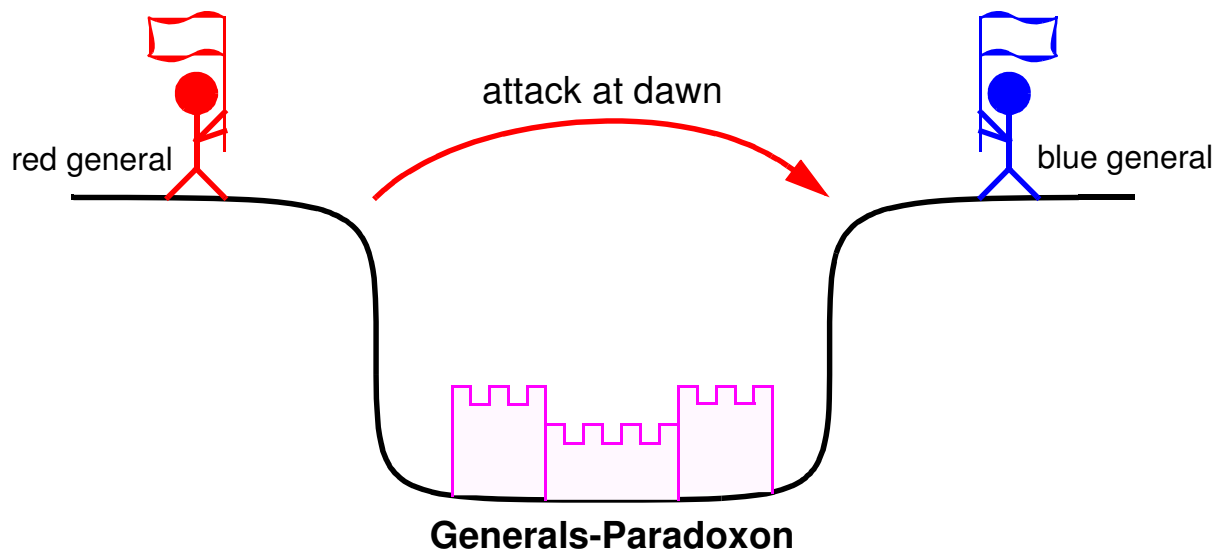
# Schnittstelle zwischen AP und DBS – transaktionsbezogene Aspekte





# 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)

- **Annahmen im allgemeinen Fall**

- nicht nur Verlust (**omission**) von Nachrichten (Bote/Kurier wird gefangen)
- sondern auch ihre bösartige Verfälschung (**commission failures**)

➔ **dann komplexere Protokolle erforderlich:**

**Distributed consensus (bekannt als Byzantine agreement)**

- **Fehlermodell**

- **allgemein:**

- Transaktionsfehler
- Crash (i. Allg. einiger Rechner)
- Gerätefehler

- **speziell (nur omission failures):**

- Nachrichtenverluste
- Nachrichten-Duplikate: dieselbe Nachricht erreicht ihr Ziel mehrmals, möglicherweise verschachtelt mit anderen Nachrichten
- transiente Prozessfehler (soft crashes): Restart erforderlich, aber kein Datenverlust auf Externspeicher
  
- Achtung: Wir schließen hier bösartige Verfälschungen von Nachrichten aus!

➔ **keine speziellen Annahmen:**

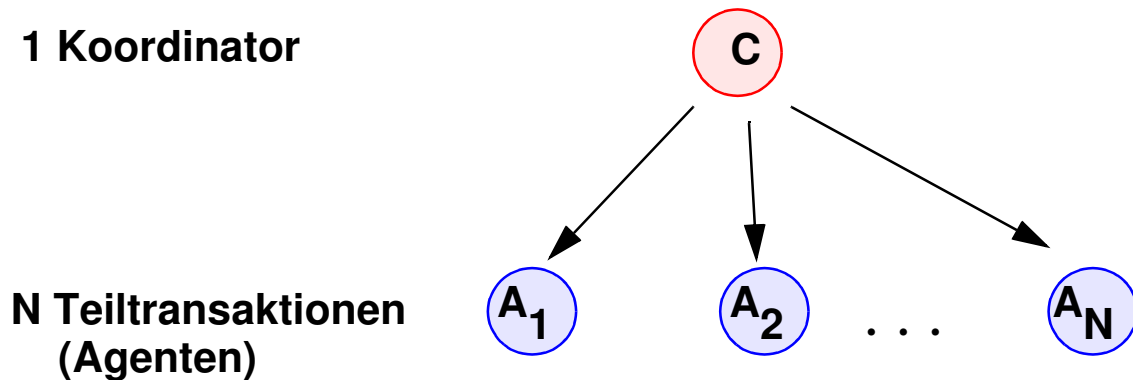
Kommunikationssystem arbeitet mit Datagrammen als einfachstem Typ von unbestätigten, sitzungsfreien Nachrichten

➔ schwierige Fehlererkennung, z. B. oft über Timeout

## Verarbeitung in Verteilten Systemen (3)

- **Erweitertes Transaktionsmodell**

**verteilte** Transaktionsbearbeitung (Primär-, Teiltransaktionen) –  
**zentralisierte Steuerung** des Commit-Protokolls (vergleiche „Heirat“)



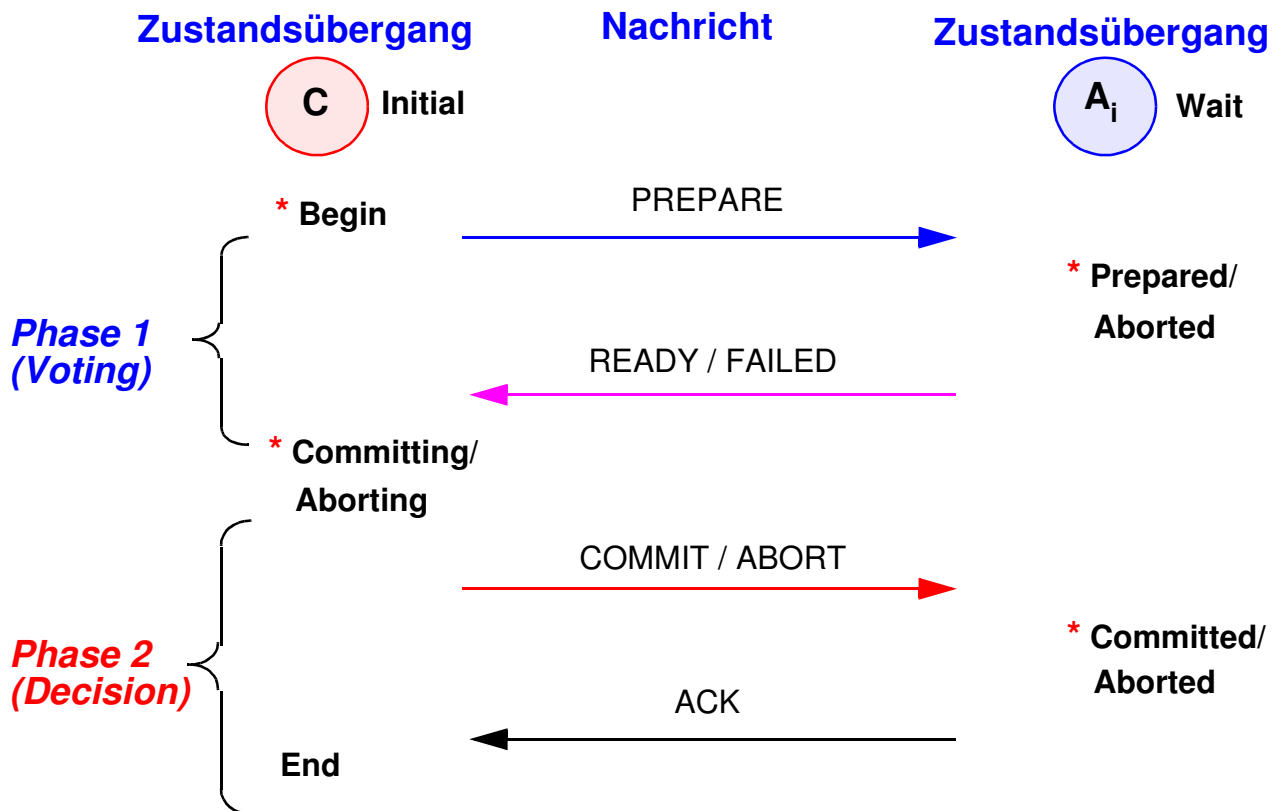
➔ *rechnerübergreifendes Mehrphasen-Commit-Protokoll notwendig, um Atomarität einer globalen Transaktion sicherzustellen*

- **Allgemeine 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*

# Zentralisiertes Zweiphasen-Commit



\* synchrone Log-Ausgabe (log record is force-written)  
 „End“ ist wichtig für Garbage Collection im Log von C

## • Protokoll (Basic 2PC)

- Folge von Zustandsänderungen für Koordinator und für Agenten
  - Protokollzustand auch nach Crash eindeutig: synchrones Logging
  - Sobald C ein NO VOTE (FAILED) erhält, entscheidet er ABORT
  - Sobald C die ACK-Nachricht von allen Agenten bekommen hat, weiß er, dass alle Agenten den Ausgang der TA kennen

➔ C kann diese TA vergessen, d. h. ihre Log-Einträge im Log löschen!

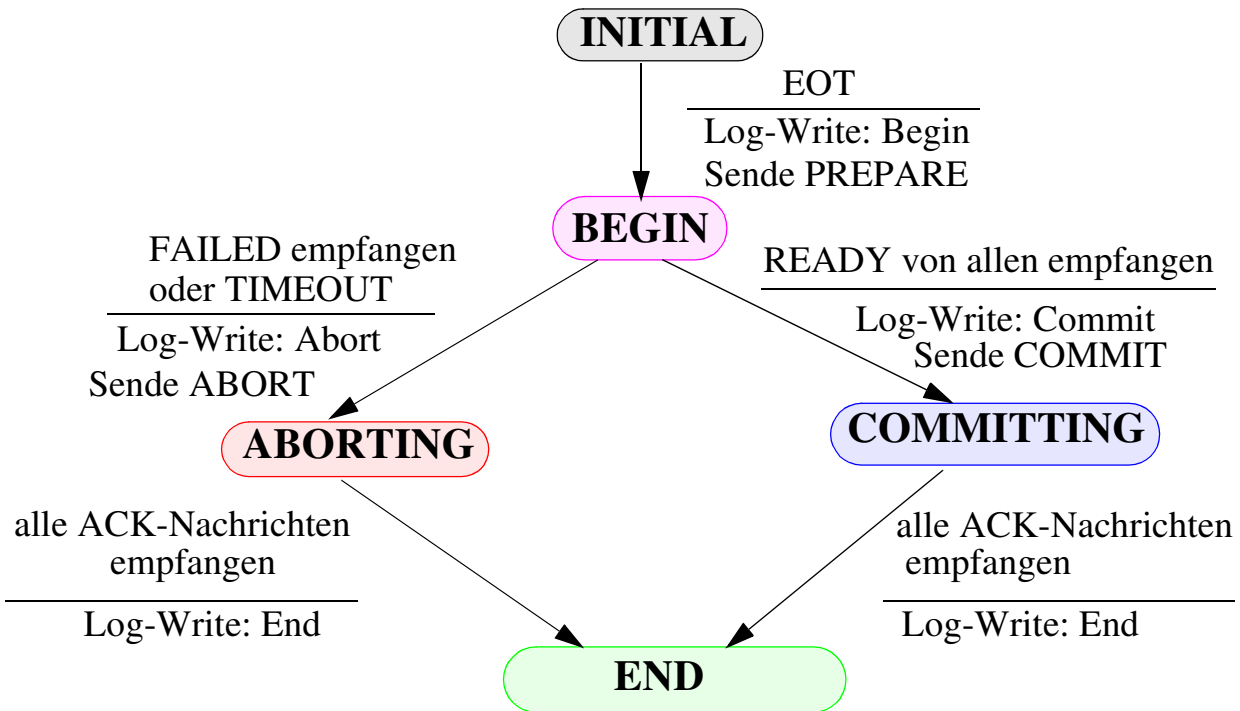
- Warum ist das 2PC-Protokoll blockierend?

## • Aufwand im Erfolgsfall:

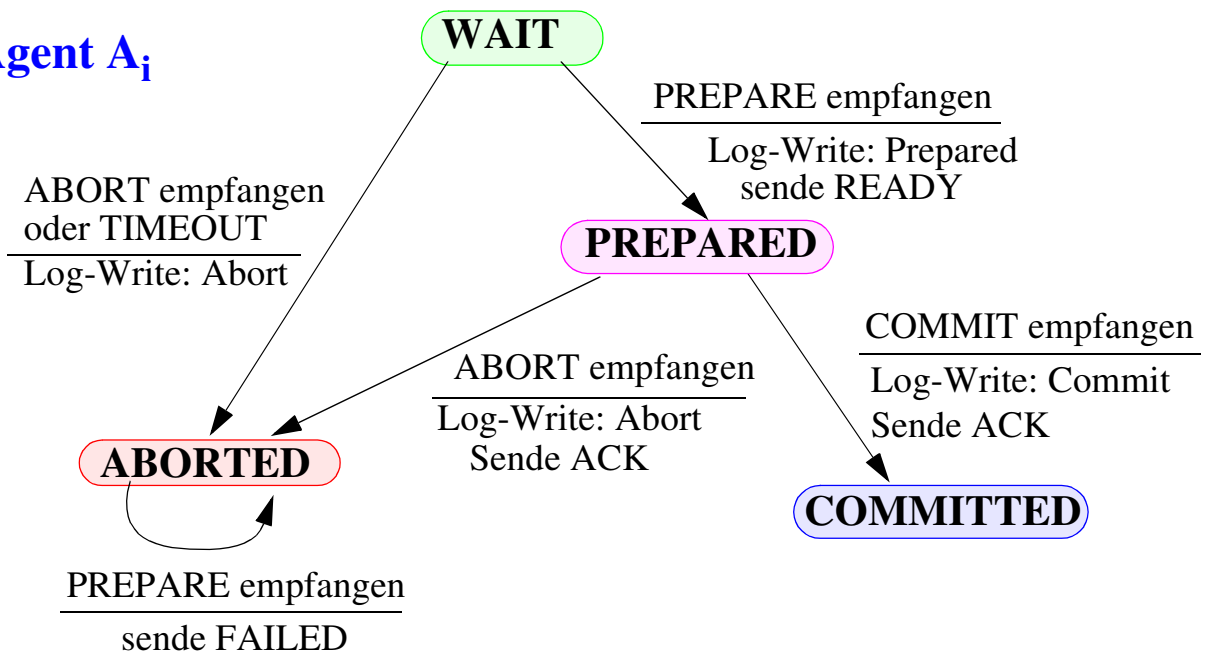
- Nachrichten:
- Log-Ausgaben (forced log writes):

## 2PC: Zustandsübergänge

### Koordinator C



### Agent $A_i$



## 2PC: Fehlerbehandlung

- **Timeout-Bedingungen für Koordinator:**

- **BEGIN** ➡ setze Transaktion zurück; verschicke ABORT-Nachricht
- **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. bei anderen Rechnern)

- **Ausfall des Koordinatorknotens:**

Vermerkter Zustand auf Log

- **END:**
  - 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)

## 2PC-Protokoll in TA-Bäumen

- **Typischer AW-Kontext: C/S-Umgebung**

- Beteiligte: Clients (PCs), Applikations-Server, DB-Server
- unterschiedliche *Quality of Service* bei Zuverlässigkeit, Erreichbarkeit, Leistung, ...

- **Wer übernimmt die Koordinatorrolle? – wichtige Aspekte**

- TA-Initiator
- Zuverlässigkeit und Geschwindigkeit der Teilnehmer
  - Anzahl der Teilnehmer
  - momentane Last
  - Geschwindigkeit der Netzwerkverbindung
- Kommunikationstopologie und -protokoll
  - sichere/schnelle Erreichbarkeit
  - im LAN: Netzwerkadressen aller Server sind bekannt; jeder kann jeden mit Datagrammen oder neu eingerichteten Sitzungen erreichen
  - im WAN: „transitive“ Erreichbarkeit; mehrere Hops erforderlich; Initiator kennt nicht unbedingt alle (dynamisch hinzukommenden) Teilnehmer (z. B. im Internet)
- Im einfachsten Fall: TA-Initiator übernimmt Koordinatorrolle

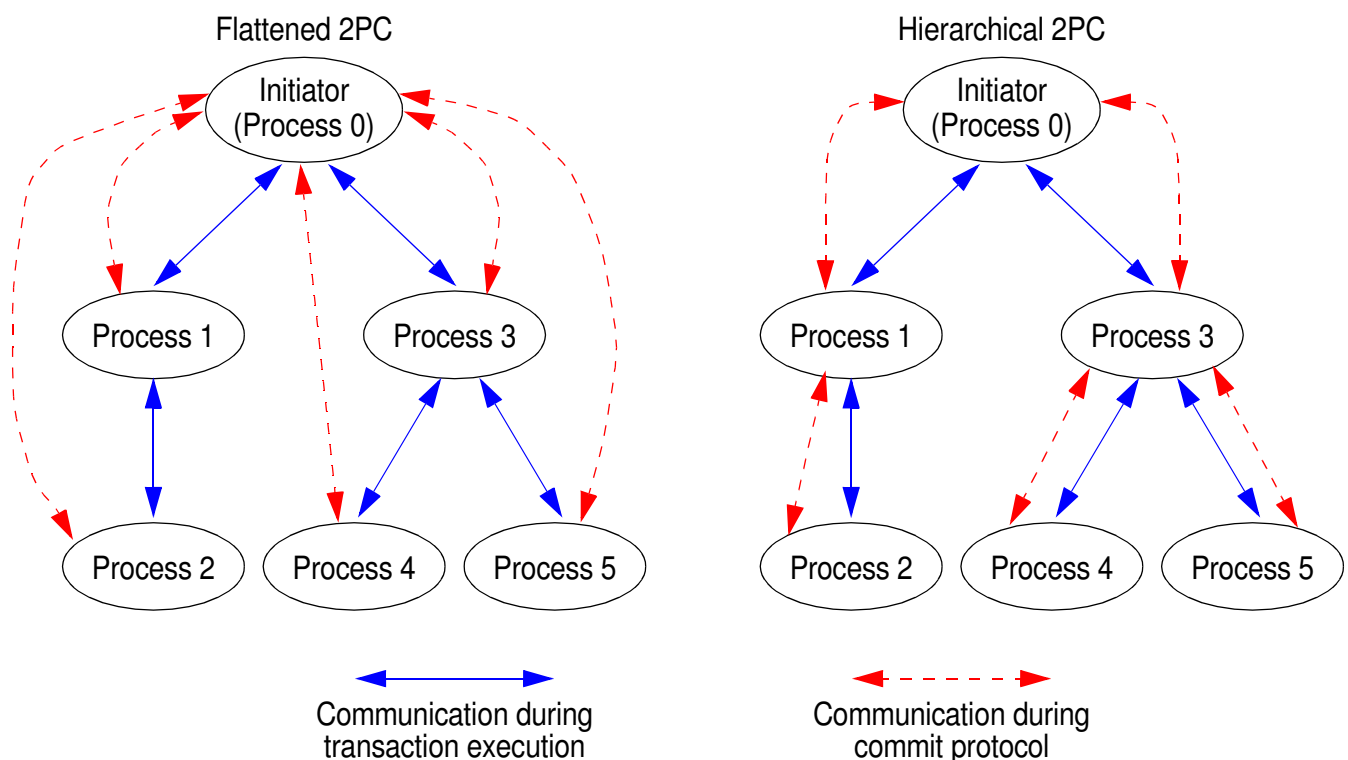
➔ sinnvoll, wenn Initiator ein zuverlässiger, schneller und gut angebundener Applikations-Server ist!

## 2PC-Protokoll in TA-Bäumen

### • Drei wichtige Beobachtungen

- Während der TA-Verarbeitung formen die involvierten Prozesse einen (unbalancierten) Baum mit dem Initiator als Wurzel. Jede Kante entspricht einer dynamisch eingerichteten Kommunikationsverbindung
- Für die Commit-Verarbeitung kann der Baum „flachgemacht“ werden
  - Der Initiator kennt die Netzwerkadressen aller Teilnehmerprozesse bei Commit (durch „piggybacking“ bei vorherigen Aufrufen)
  - Nicht möglich, wenn die Server die Information, welche Server sie aufgerufen haben, kapseln

Initiator = Coordinator



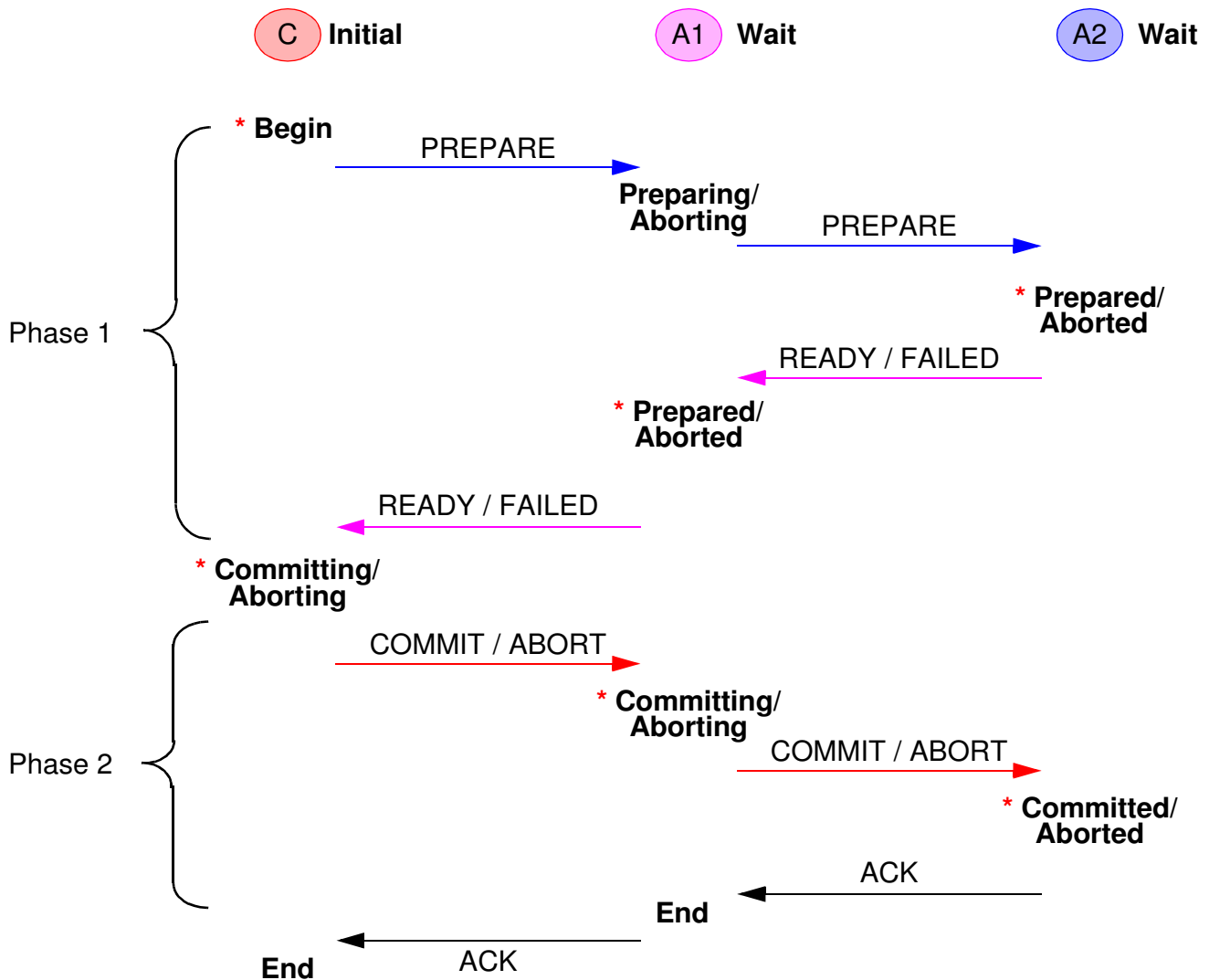
- „Flachmachen“ kann als spezieller Fall der Restrukturierung der C/S-Aufrufhierarchie gesehen werden
  - Es könnte auch ein zuverlässiger innerer Knoten als Koordinator ausgewählt werden
  - „Rotation“ der Aufrufhierarchie um den neu gewählten Koordinatorknoten



# Hierarchisches 2PC

- Allgemeineres Ausführungsmodell

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



\* synchrone Log-Ausgabe (log record is force-written)  
 „End“ ist wichtig für Garbage Collection im Log

- Aufwand im Erfolgsfall:

- Nachrichten:
- Log-Ausgaben (forced log writes):
- Antwortzeit steigt mit Schachtelungstiefe

- Problem Koordinator-/Zwischenknotenausfall ➔ Blockierung möglich!

# Commit: Optimierungen

## • Commit-Protokoll

- hat erheblichen Einfluss auf den TA-Durchsatz
  - substanzieller Anteil an der gesamten TA-Zeit bei kurzen TAs (Reservierungen, Buchungen, Kreditkartenvalidierung usw.)
  - Commit-Anteil bei TAs, die einen Satz ändern, etwa 1/3 der TA-Zeit
- Schnelleres Commit-Protokoll kann Durchsatz auf mehrfache Art verbessern
  - Reduktion der Commit-Dauer jeder TA
  - frühere Freigabe von Sperren, was die Wartezeit anderer TA verkürzt
  - Verkleinerung des Zeitfensters für die Blockierungsgefahr (Crash oder Nicht-Erreichbarkeit von C)

## • Wünschenswerte Charakteristika eines Commit-Protokolls

1. **A von ACID: stets garantierte TA-Atomarität<sup>1</sup>**

2. **Fähigkeit, den Ausgang der Commit-Verarbeitung einer TA „nach einer Weile“ vergessen zu können**

- begrenzte Log-Kapazität von C
- C muss sicher sein, dass alle Agenten den Commit-Ausgang für  $T_i$  kennen oder
- C nimmt einen bestimmten Ausgang an, wenn er keine Information über  $T_i$  mehr besitzt

3. **Minimaler Aufwand für Nachrichten und synchrones Logging**

4. **Optimierte Leistungsfähigkeit im fehlerfreien Fall (no-failure case)**

- ist wesentlich häufiger zu erwarten: optimistisches Verhalten
- vor allem Minimierung von synchronen Log-Ausgaben (forced log write)
- dafür zusätzlicher Recovery-Aufwand, um verlorengegangene Information im Fehlerfall wieder zu beschaffen

5. **Spezielle Optimierung für Leser**

(ihre Commit-Behandlung ist unabhängig vom Ausgang der TA)

---

1. May all your transactions commit and never leave you in doubt! (Jim Gray)

# Commit: Kostenbetrachtungen

- **vollständiges 2PC-Protokoll**

( $N = \# \text{Teil-TA}$ , davon  $M = \# \text{Leser}$ )

- Nachrichten:  $4 N$
- Log-Ausgaben:  $2 + 2 N$
- Antwortzeit:  
längste Runde in Phase 1 (kritisch, weil Betriebsmittel blockiert)  
+ längste Runde in Phase 2

- **Spezielle Optimierung für Leser**

- Teil-TA, die nur Leseoperationen ausgeführt haben, benötigen keine Recovery!
  - C und D von ACID sind nicht betroffen
  - für A und I genügt das Halten der Sperren bis Phase 1
- Lesende Teil-TA brauchen deshalb **nur an Phase 1** teilnehmen<sup>2</sup>
  - Mitteilung an (Zwischen-)Koordinator: „**read-only vote**“
  - dann Freigabe der Sperren
  - (Zwischen-)Koordinator darf (Teil-)Baum nur freigeben, wenn er ausschließlich *read-only votes* erhält
- Nachrichten:
- Log-Ausgaben:  
für  $N > M$

---

2. Leseroptimierung läßt sich mit allen 2PC-Varianten kombinieren, wird jedoch nachfolgend nicht berücksichtigt

## Commit: Kostenbetrachtungen (2)

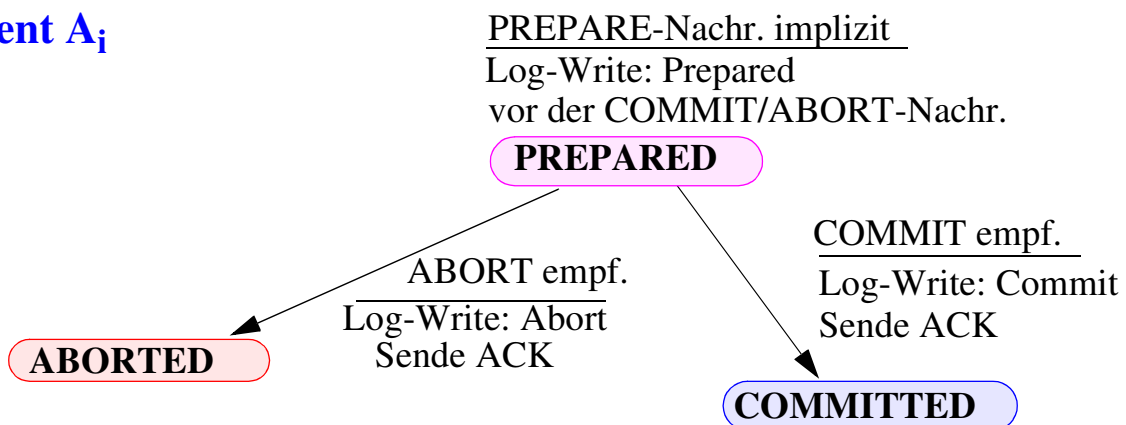
### • 1PC-Protokolle

- Bei Aufruf der Commit-Operation durch die TA sind bereits alle Agenten im PREPARED-Zustand
  - „implicit yes-vote“ (IYV)
  - Modifikation der API erforderlich

### • Variante 1: $A_j$ geht nach jedem Auftrag in den PREPARED-Zustand

- Jeder Aufruf von  $A_j$ : Work&Prepare
- Einschränkungen bei verzögerten Integritätsprüfungen erforderlich (deferred)

#### Agent $A_j$



- Nachrichten:
- durchschnittlich  $K$  Aufträge pro Agent;  
Log-Ausgaben:

### • Variante 2: $A_j$ geht beim letzten Auftrag in den PREPARED-Zustand

- Normaler Aufruf von  $A_j$ : Work
- Letzter Aufruf von  $A_j$ : Work&Prepare;  
Lässt sich diese Art der Optimierung **immer** erreichen?
- Nachrichten:
- Log-Ausgaben:

## Commit: Kostenbetrachtungen (3)

- **Weglassen der expliziten ACK-Nachricht**

- $A_i$  fragt ggf. nach, falls ihn die Koordinatorentscheidung nicht erreicht
- C weiß nicht, ob alle  $A_i$  die Commit/Abort-Nachricht erhalten haben

➔ **impliziert "unendlich langes Gedächtnis" von C**

- 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) !**

# 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
- Reduzierte Blockierungsgefahr durch 3PC:  
Nach Voting-Phase wird in einer zusätzlichen Runde (Dissemination-Phase) allen Agenten der TA-Ausgang mitgeteilt. Erst nachdem C sicher ist, dass alle Agenten das Ergebnis kennen, wird die Decision-Phase initiiert:  
unabhängige Recovery, aber komplexes Fehlermodell