Verteilte Systeme

Verteilte Transaktionen und Nebenläufigkeitskontrolle

Transaktionen

Motivation

- Wir haben bereits das Konzept des **gegenseitigen Ausschlusses** bei Zugriff auf kritische Abschnitte betrachtet.
- **Ziel**: *eine* bestimmte *Ressource* soll nur von *einem Client* zur selben Zeit benutzt werden
- Ganz generell haben **Transaktionen** dasselbe **Ziel**: Schutz von Ressourcen vor gleichzeitigem Zugriff.
- Transaktionen gehen jedoch noch wesentlich **weiter**:
  - **Automatisches Erzwingen** der Konsistenzwahrung
  - Es ist möglich, auf *mehrere* Ressourcen in einer *einzigen atomaren* Operation zuzugreifen, d.h. **Umgang mit verschiedenen kritischen Abschnitten**
  - Diverse Arten von Fehler können abgefangen werden, so daß Prozesse in den *Zustand vor Beginn* der Ausführung einer Transaktion zurückgesetzt werden, d.h. **Konsistenzwahrung auch bei Fehlern und Ausfällen**.

Beispiel

- Wir wollen die in diesem Kapitel vermittelten Konzepte anhand **eines durchgängigen Beispiel** erläutern.

- Es gibt zwei Arten von Ressourcen:
  - **Account-Objekte** (Konto-Objekt), die *Abbuchungen* und *Einzahlungen* gestatten sowie *Abfragen* und *Änderungen* des Kontostands
  - **Branch-Objekte** (Bankfiliale-Objekt), die eine *Filiale repräsentieren* und es gestatten, Konten zu erzeugen, Konten zu suchen und den Gesamtstand aller Konten in dieser Filiale abzufragen.

Beispiel: Methoden

Methoden des **Account-Objekts**

- **`deposit(amount)`**
  Zahlt `amount` (Betrag) auf Konto ein
- **`withdraw(amount)`**
  Hebt `amount` von Konto ab
- **`getBalance() -> amount`**
  Gibt Kontostand zurück
- **`setBalance(amount)`**
  Setzt Kontostand auf `amount`

Methoden des **Branch-Objekts**

- **`create(name) -> account`**
  Erzeugt neues Konto `name`
- **`lookUp(name) -> account`**
  Gibt Verweis auf Konto `name` zurück
- **`branchTotal() -> amount`**
  Gibt Gesamtsumme aller Konten zurück

Einfache Synchronisation
(ohne Transaktion)

- Im Account-Objekt müssen die Operationen `deposit()` und `withdraw()` **atomar ausgeführt** werden, d.h. sie dürfen in der Ausführung nicht unterbrochen werden.

- In **Java** läßt sich das auf einfache Weise unter Verwendung des Schlüsselwortes **`synchronized`** erreichen:

```
public synchronized void deposit(...);
```

- **Ergebnis**: wenn mehrere Threads gleichzeitig dieselbe bzw. eine andere synchronisierte Methode dieses Objekts benutzen wollen, wird nur ein Thread zugelassen; die anderen werden blockiert.

Fehlermodell für Transaktionen

- B.W. Lampson führte 1981 ein Fehlermodell ein, das heute als **Grundlage aller Transaktionsalgorithmen** verwendet wird. Ein Algorithmus muß demnach folgende (vorhersehbare) Fehler behandeln können:
  - **Fehler beim Schreibzugriff** auf permanenten Speicher
  - **Server-Absturz**
  - Beliebige **Verzögerungen** bei der **Nachrichtenübertragung**

- Im **Katastrophenfall keine Aussage** über die Folgen.
  - Schreiben in falschen Block ist Katastrophe
  - Gefälschte Nachrichten sowie nicht erkannte fehlerhafte Nachrichten sind Katastrophe

Transaktionen

- **Transaktionen** bestehen aus einer **Folge von Operationen** (Anfragen an Server), für die bestimmte Eigenschaften gelten – die ***ACID-Eigenschaften***.

- **Beispiel** für eine Transaktion in der Bankanwendung:
  - eine Kunde will **verschiedene Operationen** auf drei Konten *a*, *b* und *c* ausführen.
  - Die Operationen sollen **ohne Unterbrechung** ausgeführt werden.
  - **Transaction T**:

```
a.withdraw(100);
b.deposit(100);
c.withdraw(200);
b.deposit(200);
```

Transaktionen: ACID-Eigenschaft

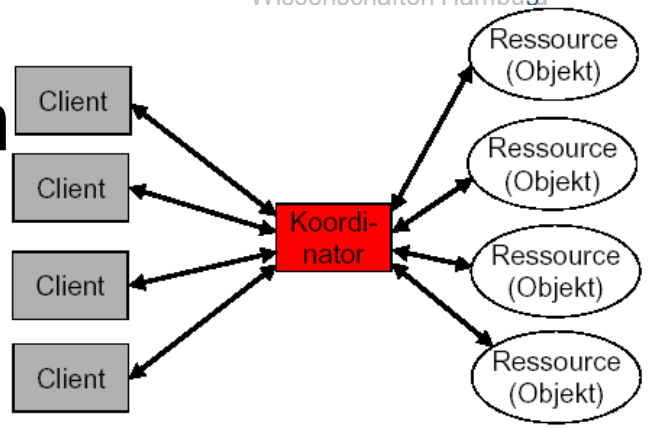
- **ACID** ist ein von T. Härder und A. Reuter 1983 vorgeschlagenes **Acronym**.

- **Bedeutung**:
  - **A**tomicity: *Alles-oder-Nichts* Eigenschaft: Die Transaktion wird entweder vollständig ausgeführt oder hinterläßt keine Wirkung.
  - **C**onsistency: eine Transaktion überführt das System von einem konsistenten Zustand in einen konsistenten Zustand.
  - **I**solation: jede Transaktion muß von der Ausführung anderer Transaktionen unabhängig bleiben (Serialisierbarkeit).
  - **D**urability: Die Änderungen einer beendeten und bestätigten (*committed*) Transaktion können weder verloren gehen noch rückgängig gemacht werden.

ACID (1): Atomarität und Dauerhaftigkeit

- *Atomicity* und *Durability*
  - ist **gefährdet** durch eine **fehlerhafte Umgebung** und
  - wird erreicht durch die Verwendung **wiederherstellbarer Objekte**.
- Wenn ein Server-Prozeß während der Abarbeitung einer Transaktion abstürzt und dann ein neuer Prozeß gestartet wird, dann muß dieser den alten Zustand der Objekte wieder laden können.
- Wenn die Transaktion abgeschlossen ist, muß das Objekt den neuen Zustand repräsentieren und abgespeichert werden.

Implementierung: Methoden

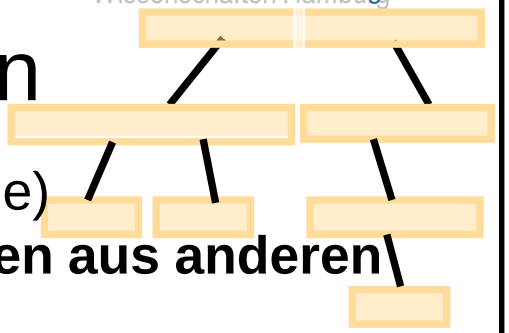


- **`openTransaction`**`() -> trans;`
  startet eine neue Transaktion und gibt die eindeutige TID `trans` zurück. Diese ID wird in den anderen Operationen der Transaktion verwendet.

- **`closeTransaction`**`(trans) -> (commit, abort);`
  beendet eine Transaktion: der Rückgabewert `commit` zeigt an, daß die Transaktion festgeschrieben wird; der Rückgabewert `abort` zeigt an, daß sie abgebrochen wurde.

- **`abortTransaction`**`(trans);`
  bricht die Transaktion `trans` ab.

Geschachtelte Transaktionen



- Geschachtelte Transaktionen erweitern das bisherige (flache) Transaktionsmodell, indem sie gestatten, daß **Transaktionen aus anderen Transaktionen zusammengesetzt** sind.
- Die Transaktion auf der höchsten Ebene wird als **toplevel transaction** bezeichnet, die anderen als **subtransactions**.
- **Zusätzliche Nebenläufigkeit**:
  - *Subtransactions* auf der selben Hierarchieebene können nebenläufig ausgeführt werden
  - Bankenbeispiel: die Operation `branchTotal()` muß für sämtliche Konten die Methode `getBalance()` aufrufen. Man könnte jeden dieser Aufrufe als Untertransaktion starten
- **Unabhängiges Commit** oder **Abort**:
  - Dadurch werden Transaktionen potentiell robuster (hängt von der Anwendung ab)
  - Die Elterntransaktion muß jeweils entscheiden, welche Folge ein Abort der Untertransaktion haben soll.

Geschachtelte Transaktion: Regeln

1. Eine Transaktion darf nur abgeschlossen werden, *wenn* ihre Untertransaktionen abgeschlossen sind.
2. *Wenn* eine Untertransaktion abschließt, entscheidet sie unabhängig, entweder provisorisch festzuschreiben (commited) oder endgültig abzubrechen.
3. *Wenn* eine Elterntransaktion abbricht, werden auch alle Subtransaktionen abgebrochen.
4. *Wenn* eine Subtransaktion abbricht, entscheidet die Elterntransaktion, was weiter geschieht.
5. *Wenn* eine Elterntransaktion festgeschrieben ist, dann können alle provisorisch festgeschriebenen Untertransaktionen ebenfalls (permanent) festgeschrieben werden.

Transaktionen: ACID-Eigenschaft

- **ACID** ist ein von T. Härder und A. Reuter 1983 vorgeschlagenes **Acronym**.

- **Bedeutung**:
  - **A**tomicity: *Alles-oder-Nichts* Eigenschaft: Die Transaktion wird entweder vollständig ausgeführt oder hinterläßt keine Wirkung.
  - **C**onsistency: eine Transaktion überführt das System von einem konsistenten Zustand in einen konsistenten Zustand.
  - **I**solation: jede Transaktion muß von der Ausführung anderer Transaktionen unabhängig bleiben (Serialisierbarkeit).
  - **D**urability: Die Änderungen einer beendeten und bestätigten (*committed*) Transaktion können weder verloren gehen noch rückgängig gemacht werden.

ACID (2): Isolierung und Konsistenz

- Die Operationen aller Transaktionen müssen so synchronisiert werden, daß *Isolation* und *Consistency* erreicht werden.
- Die beiden Eigenschaften sind **gefährdet** durch **Interferenzen nebenläufiger Transaktionen**.
- **Einfachste Variante**: **Serielle Ausführung** der Transaktionen
- Ist nicht wünschenswert, da die Performance des Servers sehr schlecht wäre und mögliche nebenläufige Ausführungen von Transaktionen würden nicht berücksichtigt.
- Zur **Maximierung der Leistung** wird deshalb versucht, die Nebenläufigkeit zu maximieren: Zwei Transaktionen dürfen nebenläufig ausgeführt werden, wenn diese Ausführung denselben Effekt hat wie die sequentielle Ausführung – die Ausführung heißt dann **seriell äquivalent** (Serialisierbar).

Nebenläufigkeitskontrolle

Nebenläufigkeitskontrolle

- **Nebenläufigkeitskontrolle** (Concurrency Control) ist die wichtigste Aufgabe des Transaktionsmanagers, um die Nebenläufigkeit maximieren zu können.
- **Aufgabe**: finde möglichst nebenläufige Ablaufpläne für Transaktionen, ohne das serielle Äquivalentskriterium zu verletzen.
- Es geht also im wesentlichen darum, miteinander in Konflikt stehende Operationen **korrekt einzuplanen**.

Interferenzen nebenläufiger Transaktionen

Problem der verlorenen Updates

	Transaction T:	**Transaction U:**	

	`balance = b.getBalance();`
	`b.setBalance(balance*1.1);`
	`a.withdraw(balance/10)`
		`balance = b.getBalance();`
		`b.setBalance(balance*1.1);`
		`c.withdraw(balance/10);`	

$200	`balance = b.getBalance();`		
		`balance = b.getBalance();`	$200
		`b.setBalance(balance*1.1);`	$220
$220	`b.setBalance(balance*1.1);`		
$20	`a.withdraw(balance/10);`		
		`c.withdraw(balance/10);`	$20

Korrekte Interferenz

Transaction T:	**Transaction U:**
`balance = b.getBalance();`	`balance = b.getBalance();`
`b.setBalance(balance*1.1);`	`b.setBalance(balance*1.1);`
`a.withdraw(balance/10)`	`c.withdraw(balance/10);`

$200	`balance = b.getBalance();`		
$220	`b.setBalance(balance*1.1);`		
		`balance = b.getBalance();`	$220
		`b.setBalance(balance*1.1);`	$242
$20	`a.withdraw(balance/10);`		
		`c.withdraw(balance/10);`	$22

Interferenzen nebenläufiger Transaktionen

```
$200 == a.getBalance()
$200 == b.getBalance()
```

Problem der inkonsistenten Abrufe

	Transaction v:	**Transaction w:**	
	`a.withdraw(100)` `b.deposit(100)`	`aBranch.branchTotal()`	
$100	`a.withdraw(100);`	`total = a.getBalance()`	$100
		`total = total+b.getBalance()`	$300
		`total = total+c.getBalance()`	
		⋮	
$300	`b.deposit(100)`		

Korrekte Interferenz

```
$200 == a.getBalance()
$200 == b.getBalance()
```

	Transaction v:	**Transaction w:**
	`a.withdraw(100)` `b.deposit(100)`	`aBranch.branchTotal()`
$100 $300	`a.withdraw(100);` `b.deposit(100)`	
		`total = a.getBalance()` $100 `total = total+b.getBalance()` $400 `total = total+c.getBalance()` ⋮

Wiederherstellung nach Abbrüchen

Transaction T:	**Transaction U:**
`balance = a.getBalance();`	`balance = a.getBalance();`
`a.setBalance(balance +10);`	`a.setBalance(balance +20);`
$100 `balance = a.getBalance();`	Dirty Read
$110 `a.setBalance(balance +10);`	`balance = a.getBalance();` $110
Überlagernde Abrüche	`a.setBalance(balance +20);` $130
	`commit transaction;`
`abort transaction;`	Nur vorläufiges `commit`!
`a.setBalance(105);`	`a.setBalance(110);`
$105 `a.setBalance(105);`	Vorzeitiges Schreiben
	`a.setBalance(110);` $110
`abort/commit transaction;`	`commit/abort transaction;`

Konflikte zwischen Operationen

- **Was bedeutet** es, wenn zwei Operationen zueinander im **Konflikt** stehen?

⇨ Ihr kombinierter Effekt hängt von der Reihenfolge ab, in der sie ausgeführt werden.

- Mit diesem Begriff läßt sich **serielle Äquivalenz** formaler definieren:

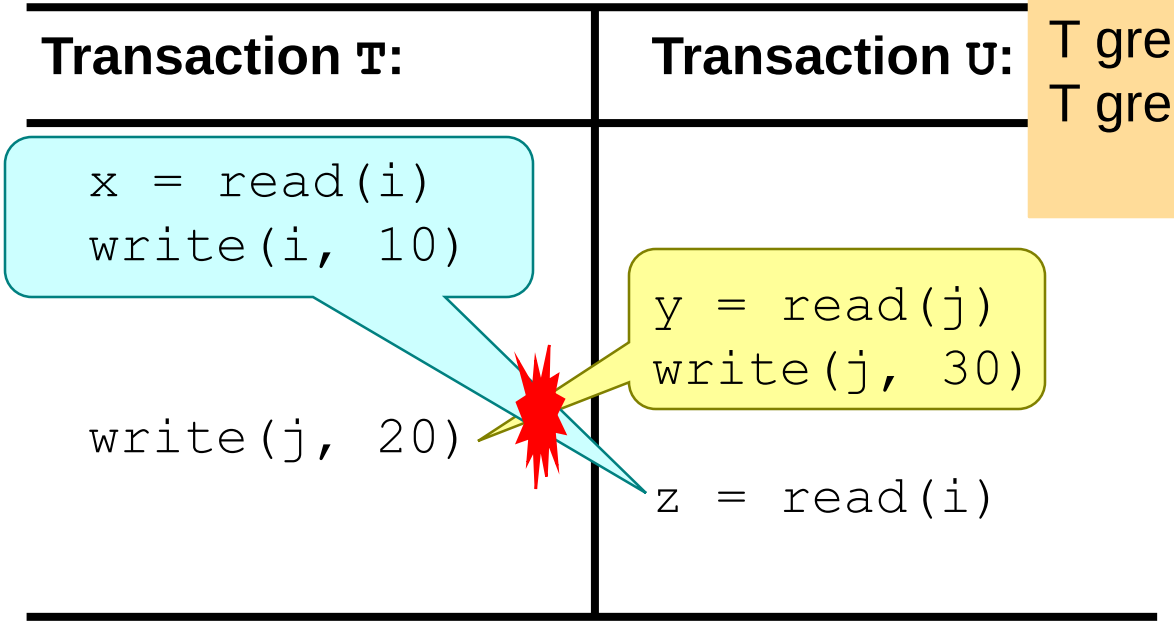
⇨ Zwei Transaktionen sind genau dann **seriell äquivalent**, wenn alle Paare von miteinander in Konflikt stehenden Operationen der beiden Transaktionen auf allen betroffenen Objekten in derselben Reihenfolge ausgeführt werden.

Beispiel: Konfliktregeln für read & write

Operationen unterschiedlicher Transaktionen		*Konflikt*	*Grund*
read	*read*	*Nein*	*Weil die Wirkung eines Paares von read-Operationen nicht von der Ausführungsreihenfolge abhängig ist.*
read	*write*	*Ja*	*Weil die Wirkung einer read- und einer write-Operation von der Ausführungsreihenfolge abhängig ist.*
write	*write*	*Ja*	*Weil die Wirkung eines Paares von write-Operationen von der Ausführungsreihenfolge abhängig ist.*

Beispiel: Serielle Äquivalenz

- Gegeben seien zwei Transaktionen wie fo
  - `T: x=read(i); write(i,10); write(j,`
  - `U: y=read(j); write(j,30); z=read(i`
- Ist der folgende Ablauf seriell äquivalent? Warum bzw. warum nicht?



Der Zugriff auf einzelne Objekte ist serialisiert:
•T greift auf i vor U zu
•U greift auf j vor T zu

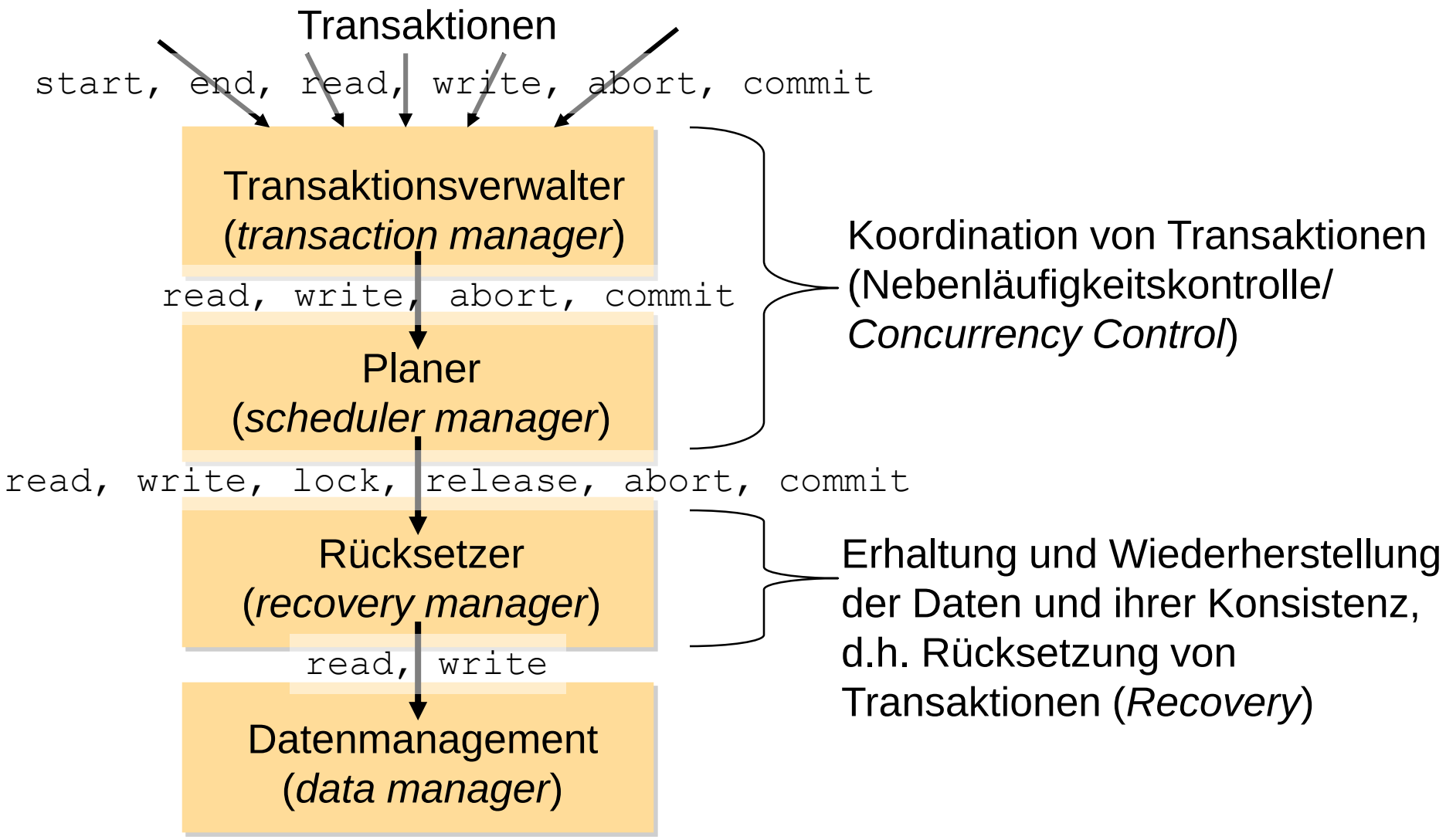
Aber: **Nicht äquivalent!**
Korrekt wäre zB:
T greift vor U auf i zu und
T greift vor U auf j zu

Beispiel: Serielle Äquivalenz

	x	y	z	i	j
Ausgangswerte	–	–	–	*	**
T vor U	*	20	10	10	20 30
U vor T	*	**	*	10	30 20
Wie im Beispiel	*	**	10	10	30 20

- **Beispiel ist nicht seriell Äquivalent**:
  weder zu „`T vor U`“ noch zu „`U vor T`“
- Serielle Äquivalenz **entscheidet nicht** über „`T vor U`“ oder „`U vor T`“:
  serielle Äquivalenz sorgt dafür, daß **eines von beiden** im Ergebnis erzielt wird!

Architektur eines Transaktionssystems

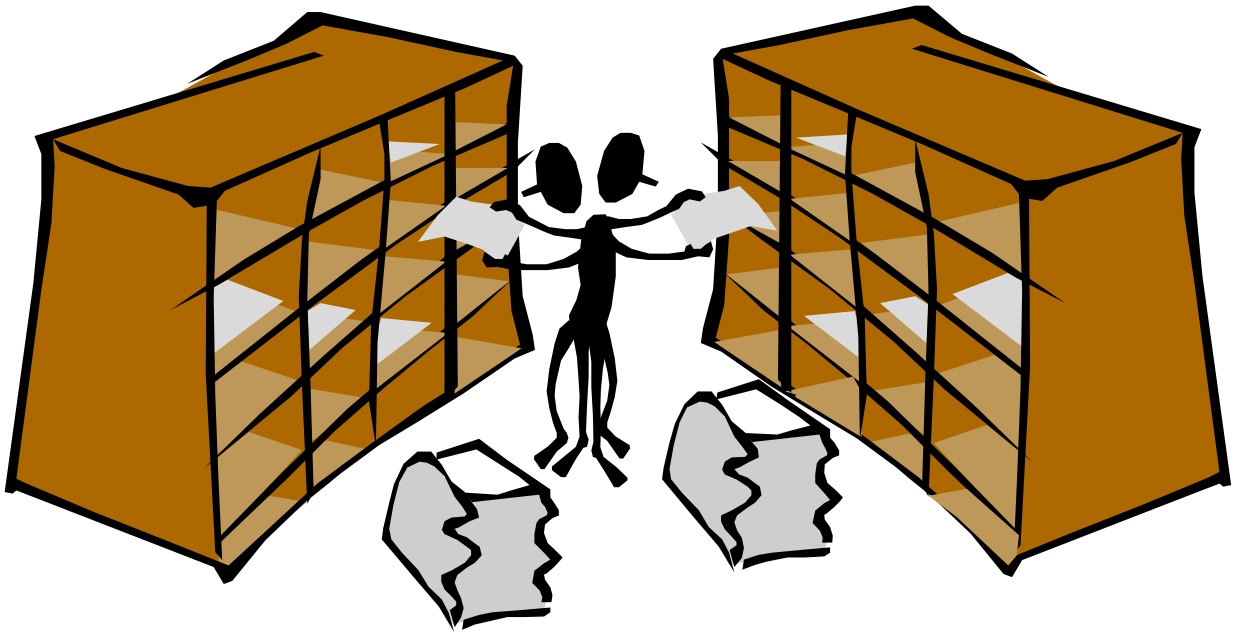


Nebenläufigkeitskontrolle: Algorithmen

- Es geht also nun darum, einen **Ablaufplan** für zueinander in Konflikt stehende Operationen zu finden.

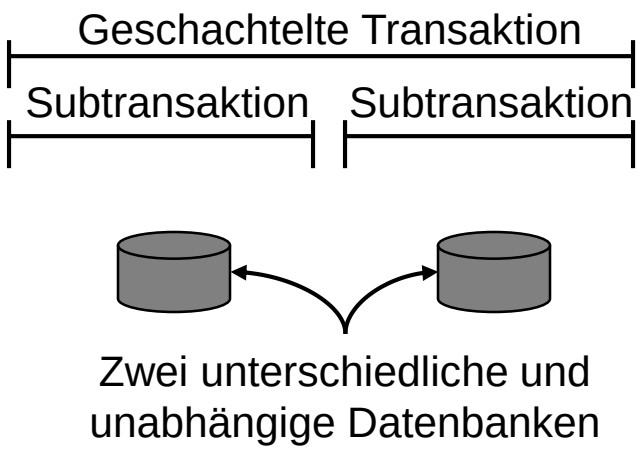
- Drei gängige Ansätze:
  - **Sperren** (*Locking*): pessimistische Systeme
  - **optimistische Nebenläufigkeitskontrolle** (*Optimistic concurrency control*)
    (Auswertung ganze Transaktion)
  - **Zeitstempel-Reihenfolge** (*Timestamp ordering*)
    (Auswertung einzelne Operation)

Verteilte Transaktionen

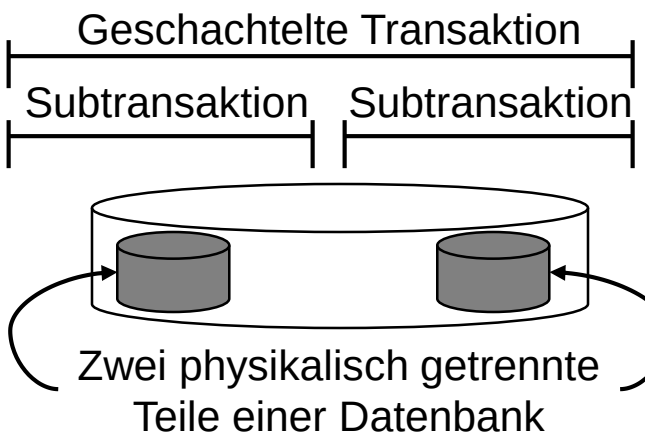


Verteilte Transaktionen

- Bisher haben wir Transaktionen betrachtet, die auf **Objekte auf einem einzigen Server (Transaktionssystem)** zugreifen (**rechts**).
- Oft jedoch werden die **Objekte** bzw. Operationen **über mehrere Server** und damit mehrere Transaktionssysteme **verteilt** (**links**).
- **Zwei Arten** von Diensten:
  - **Nicht-transaktionale** Dienste bieten keine Unterstützung für verteilte Transaktionen an, Dienstleistungen werden ohne besondere Garantien erbracht
  - **Transaktionale** Dienste bieten Unterstützung für verteilte Transaktionen an, unterliegen bei entsprechender Abstimmung globalen ACID-Garantien
- **Beispiel**: Buchung einer Reise
  - Flug
  - Hotel
  - Bustransfers
  - Tagesausflüge



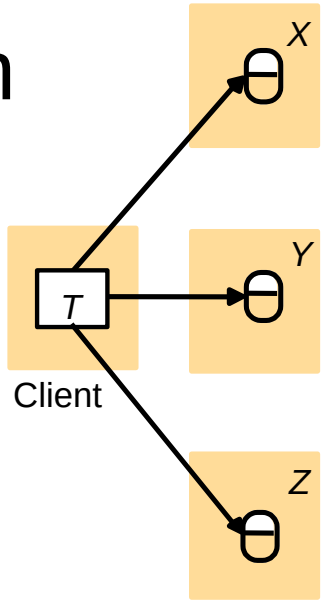
Zwei unterschiedliche und unabhängige Datenbanken

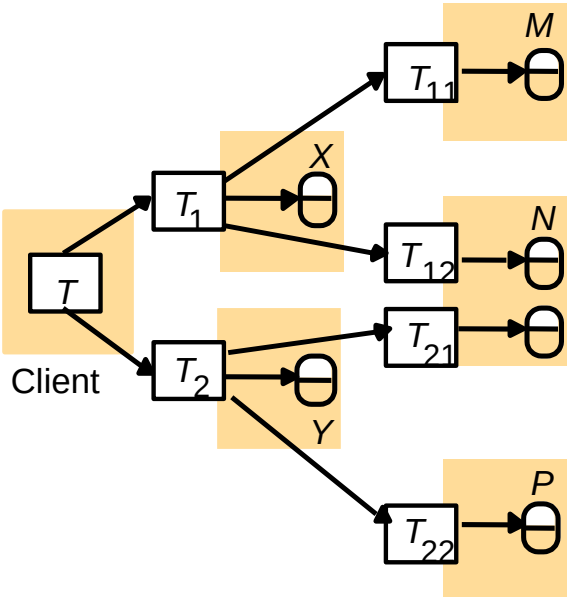


Zwei physikalisch getrennte Teile einer Datenbank

Verteilte Transaktionen

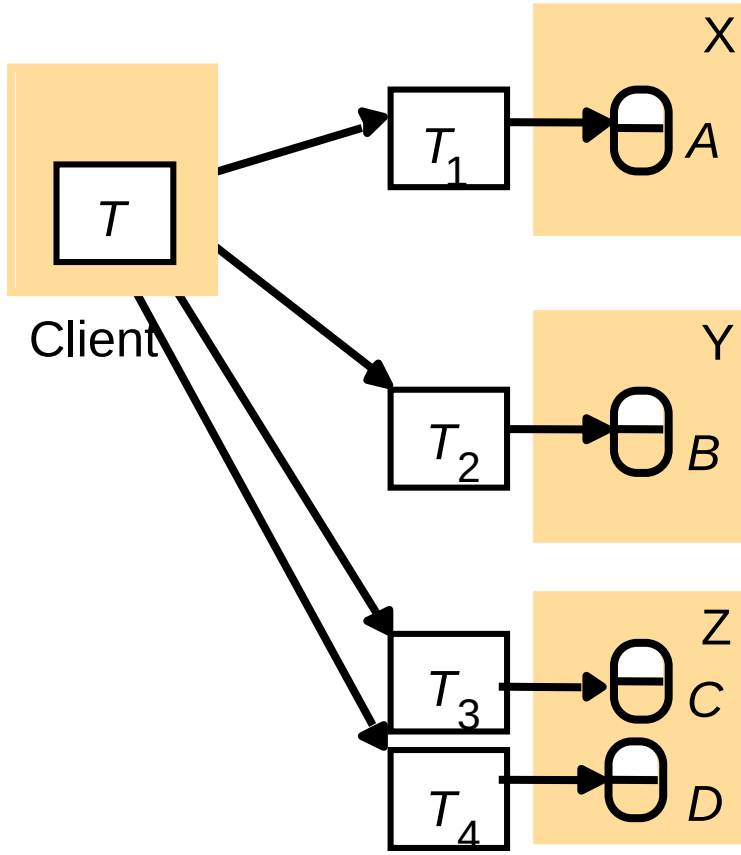
- **Verteilte Transaktionen** können wiederum **flach** (oben) oder **geschachtelt** (unten) sein.
- Bei einer **flachen** verteilten Transaktion greift der Client **nacheinander** auf die beteiligten Server zu.
- Bei der Verwendung von **Subtransaktionen** kann von der **Nebenläufigkeit** der verschiedenen Server Gebrauch gemacht werden.



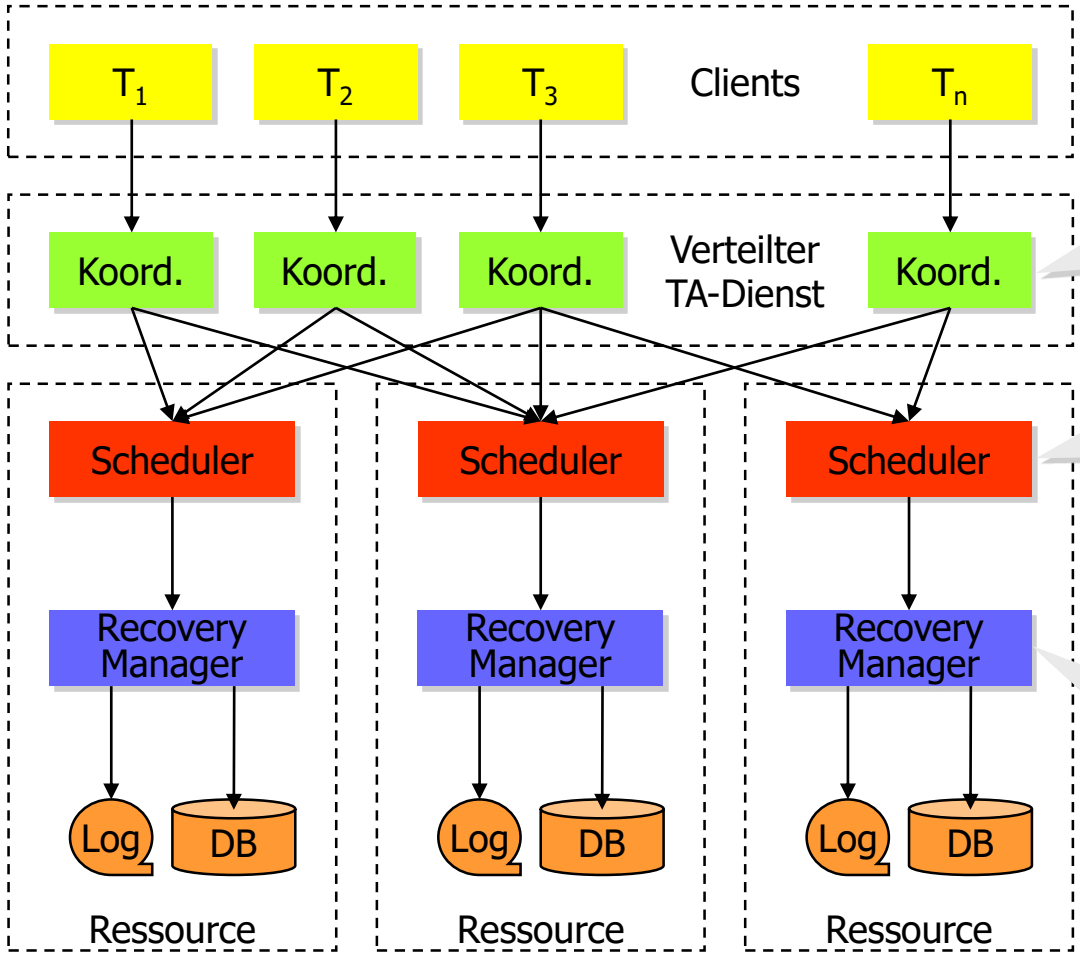


Verteilte Transaktionen: Beispiel

```
T =  openTransaction
       openSubTransaction
         a.withdraw(10);
       openSubTransaction
         b.withdraw(20);
       openSubTransaction
         c.deposit(10);
       openSubTransaction
         d.deposit(20);
     closeTransaction
```



Beispielarchitektur eines Transaktionssystems



Verteilte TA-Koordinatoren
- Vergabe von TA-Kennungen (TIDs)
- Zuordnung von TIDs zu Operationen
- Koordination von Festschreiben, Rücksetzen und Wiederanlauf

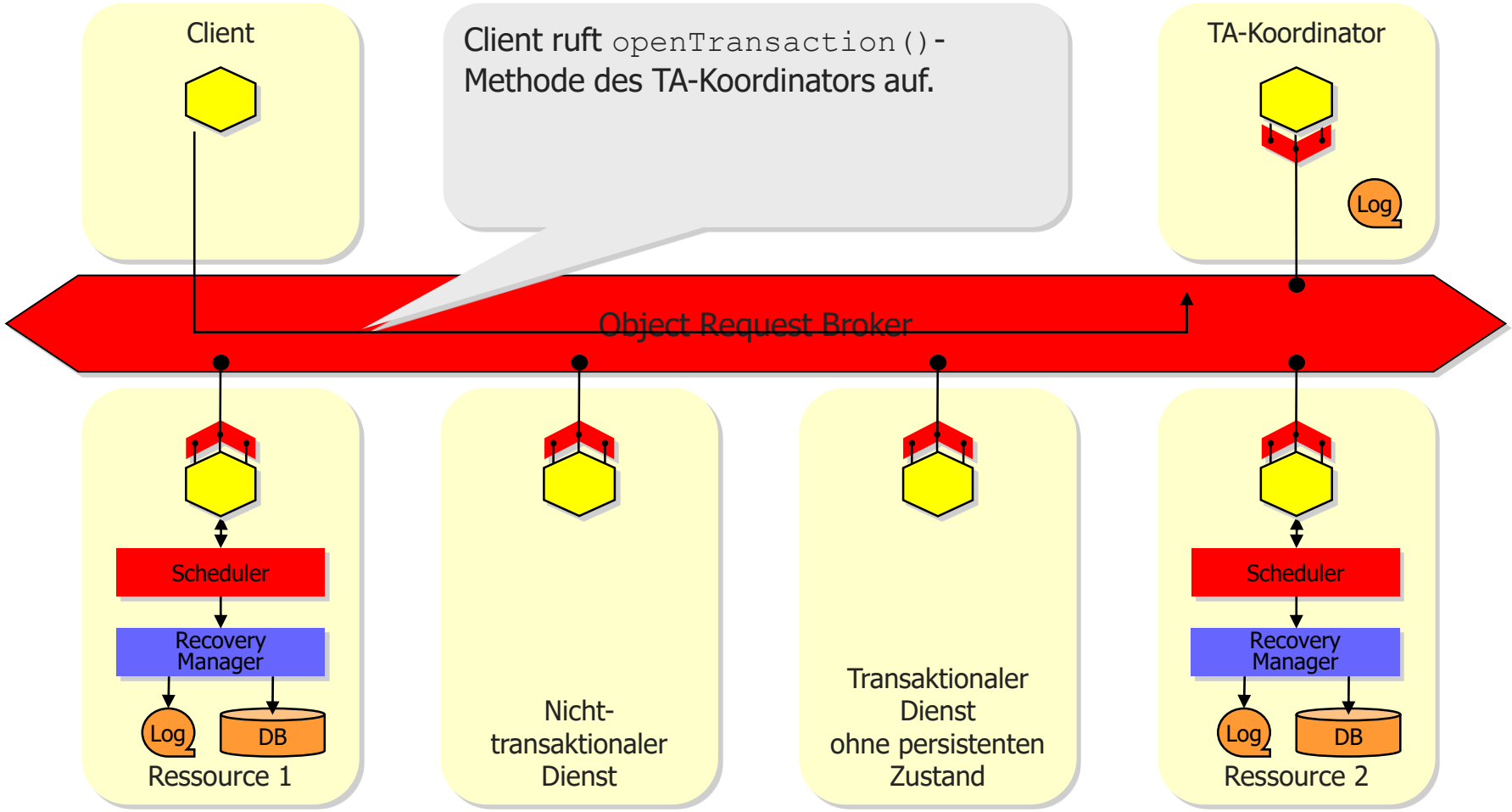
Lokale Scheduler
- Lokale Durchführung des 2PS-Prot.
- Lokale Sperrenverwaltung
- Lokale Warteschlangenverwaltung
- Lokale Verklemmungsüberwachung

Lokale Recovery Manager
- Führung der lokalen Protokolldatei
- Lokales Festschreiben von Transakt.
- Lokales Rücksetzen von Transakt.
- Lokaler Wiederanlauf nach Crash

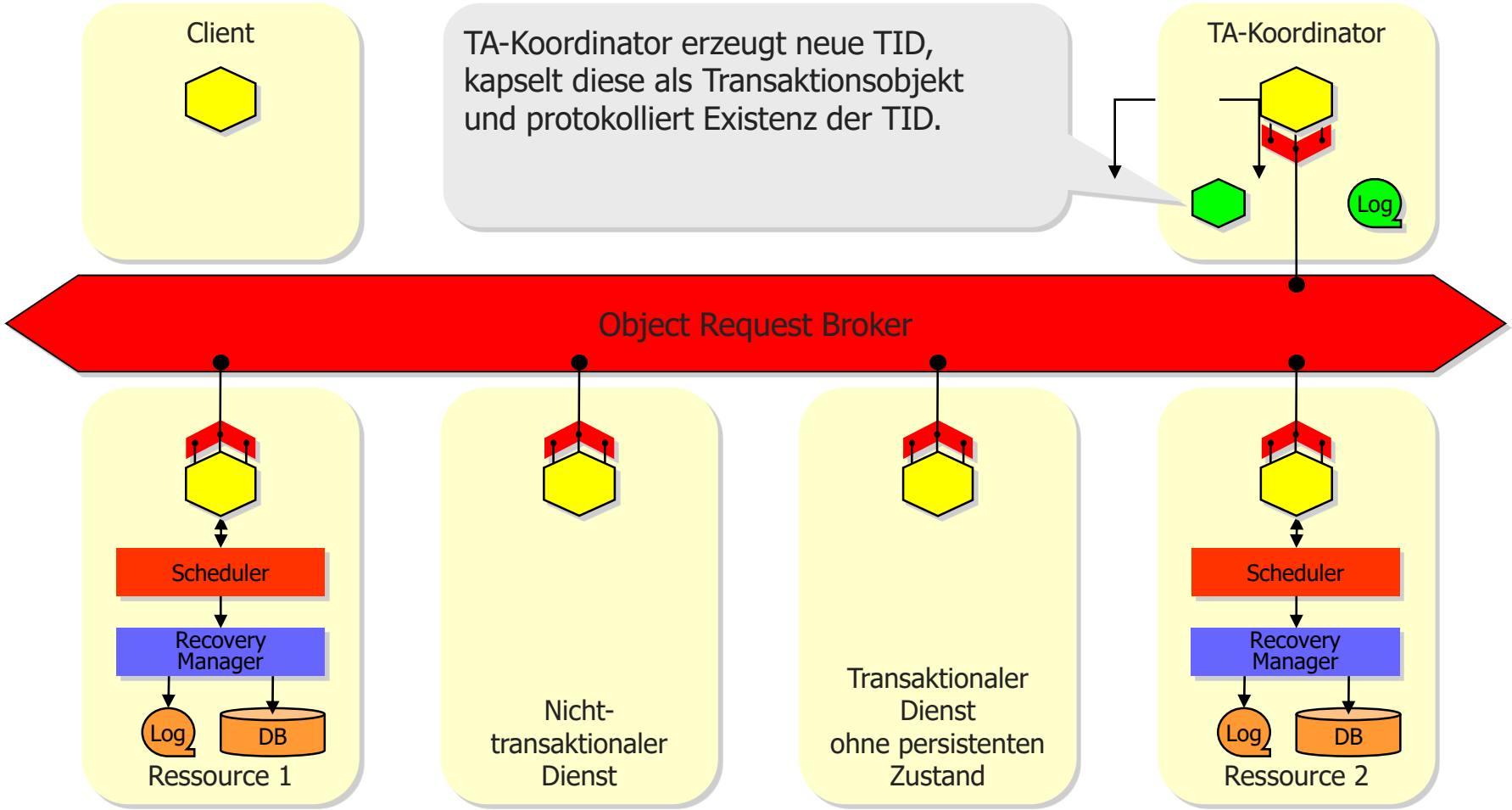
Koordination

- Zur korrekten Abwicklung der Transaktion **müssen** die Server ihre Aktionen **koordinieren**.
- Dazu wird für jede Transaktion ein **Koordinator** (Transaktionsmanager) **bestimmt** (typischerweise in einem der Server).
- Zum **Start** der Transaktion sendet der Client ein `openTransaction()` an den Koordinator.
  - Dieser startet die Transaktion und liefert eine **eindeutige Transaktions-ID** (z.B. IP-Nummer + lokale TID) zurück.
  - Der **Koordinator entscheidet** am Ende, ob eine verteilte Transaktion **abgebrochen** oder **korrekt** beendet wird.
- Er **kennt alle** Teilnehmer, die wiederum **alle ihn** kennen.
- **Neue Teilnehmer** melden sich mit der Methode `join(Transaktion,Verweis auf Teilnehmer)` an.
- Zur Kooperation wird ein **Commit-Protokoll** (Festschreibungsprotokoll) verwendet.

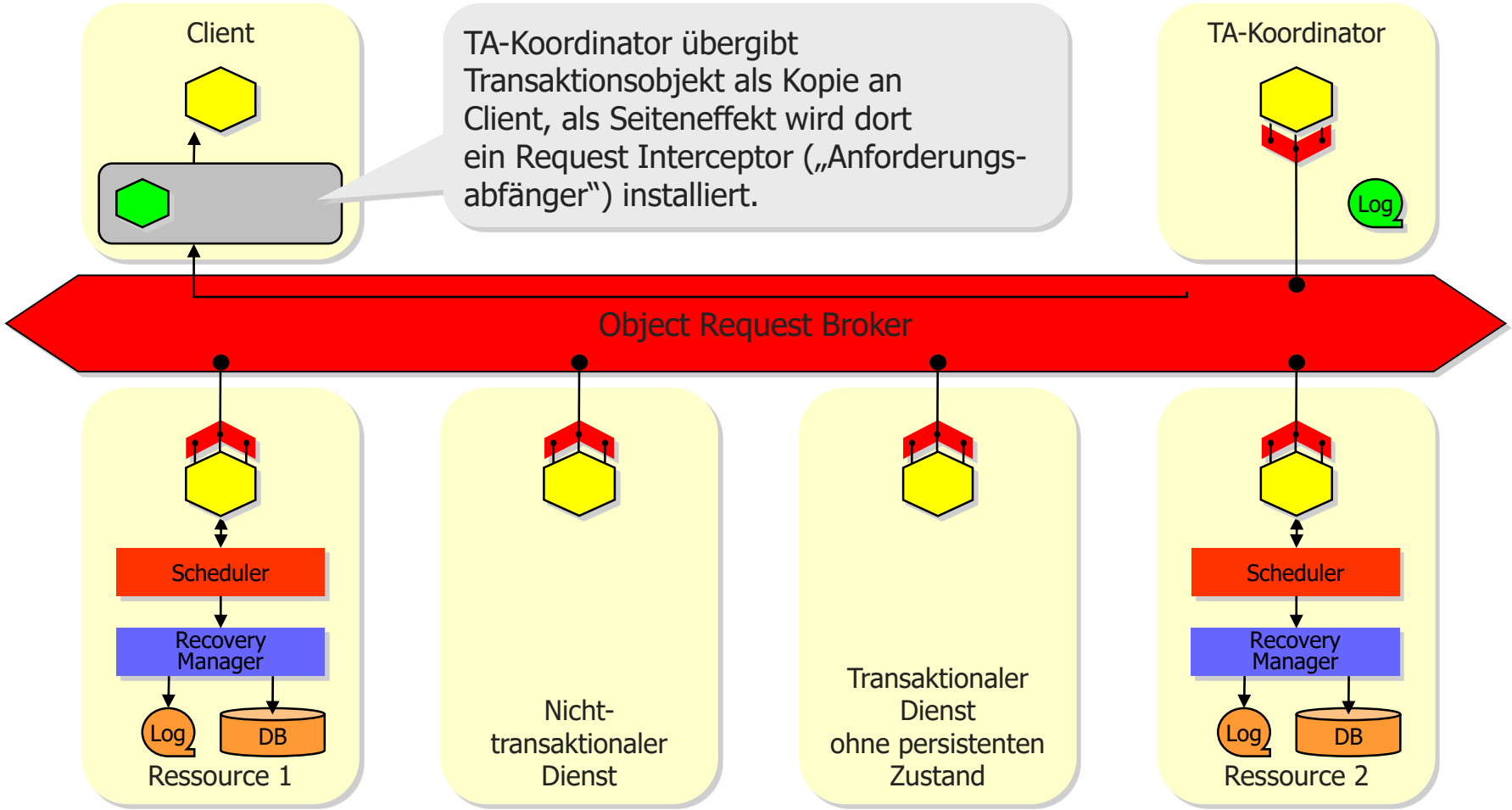
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



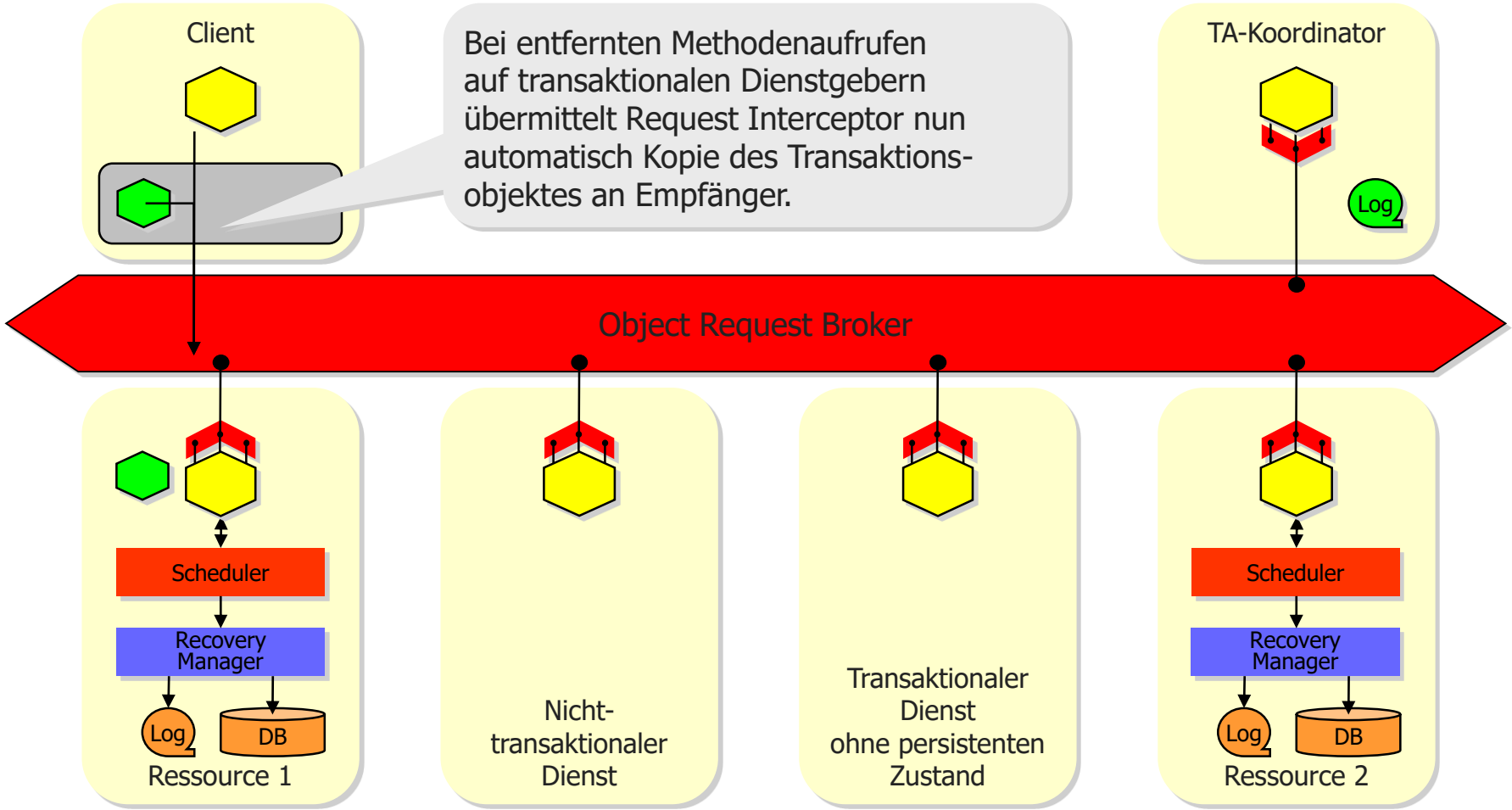
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



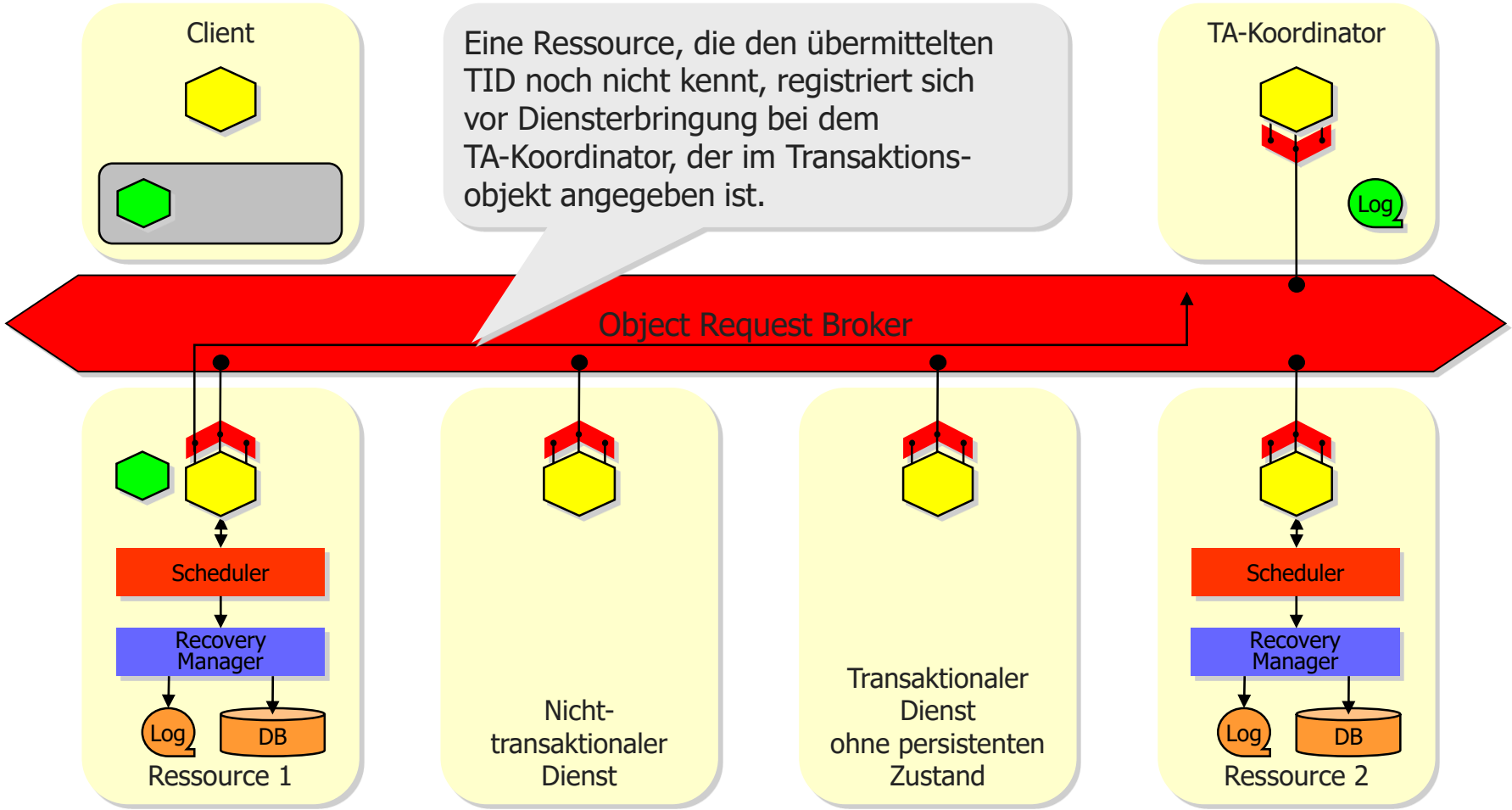
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



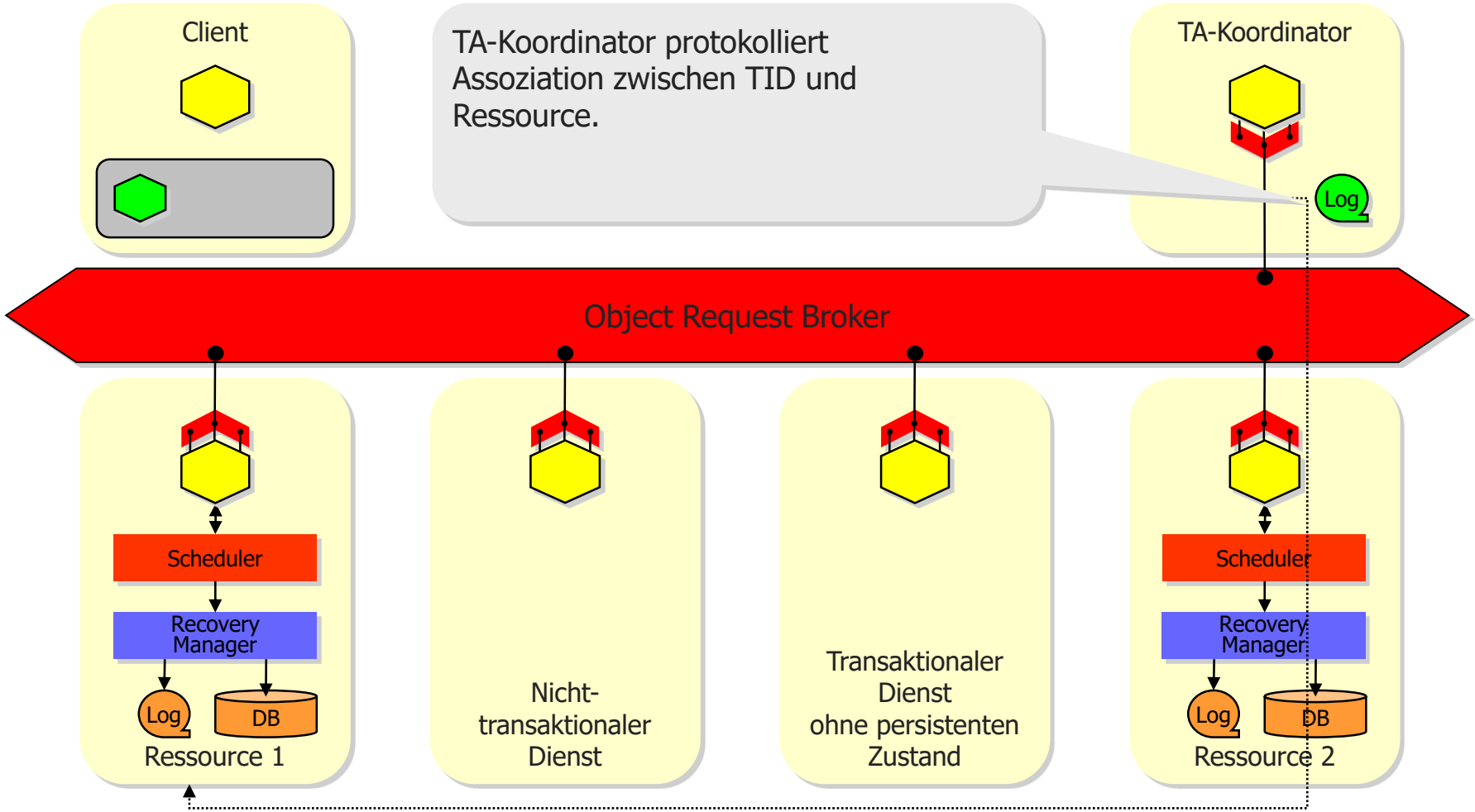
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



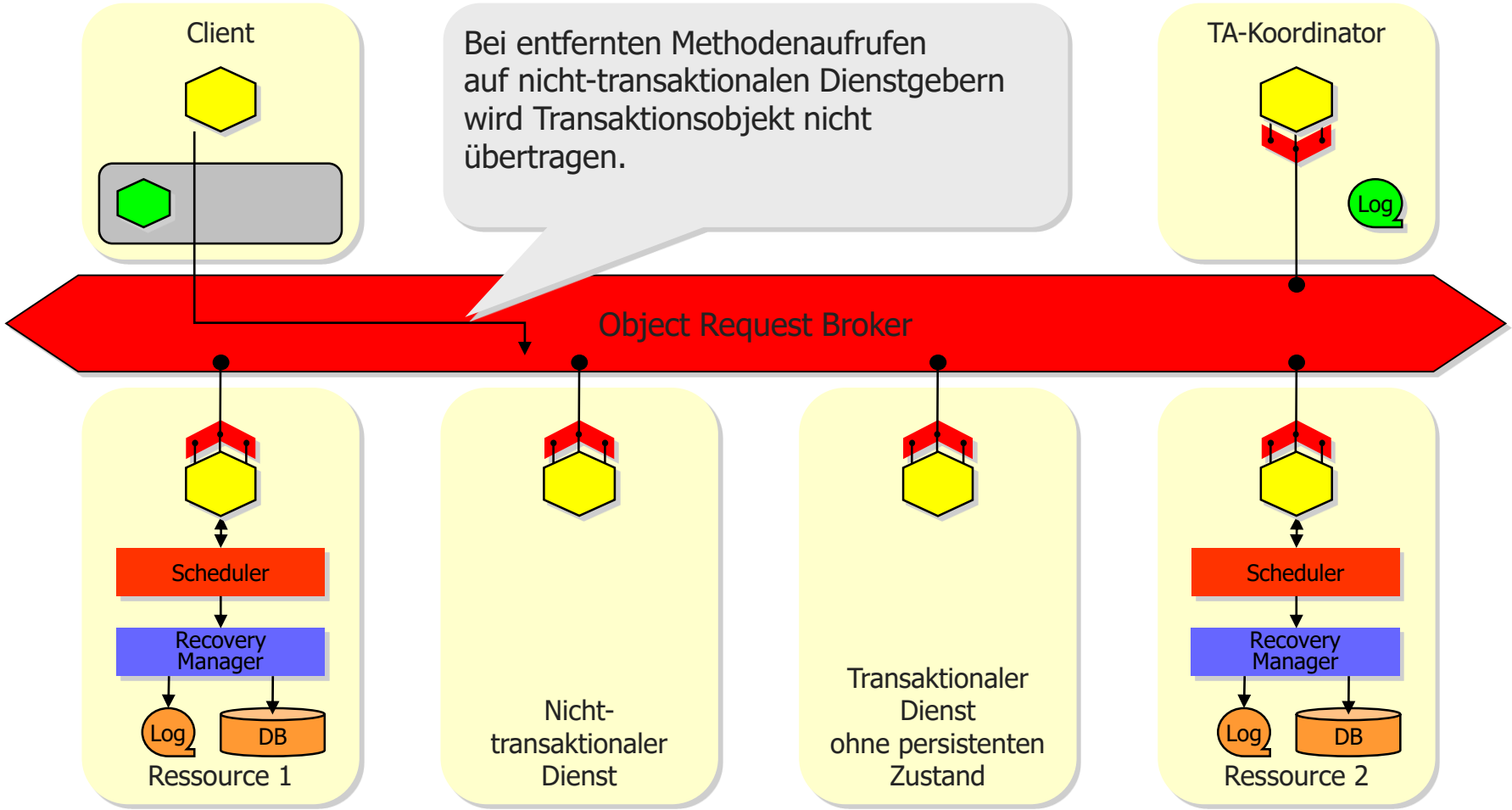
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



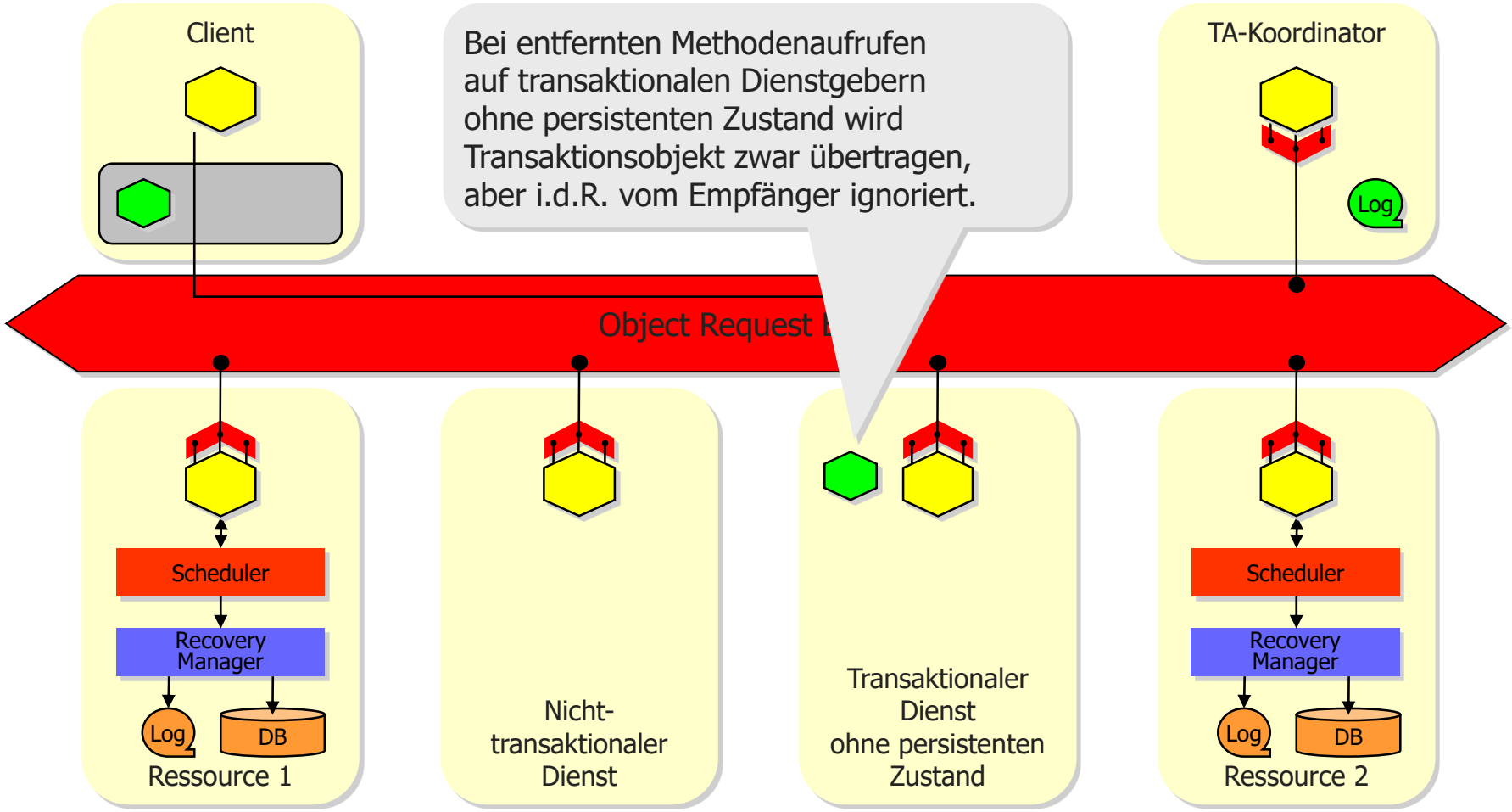
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



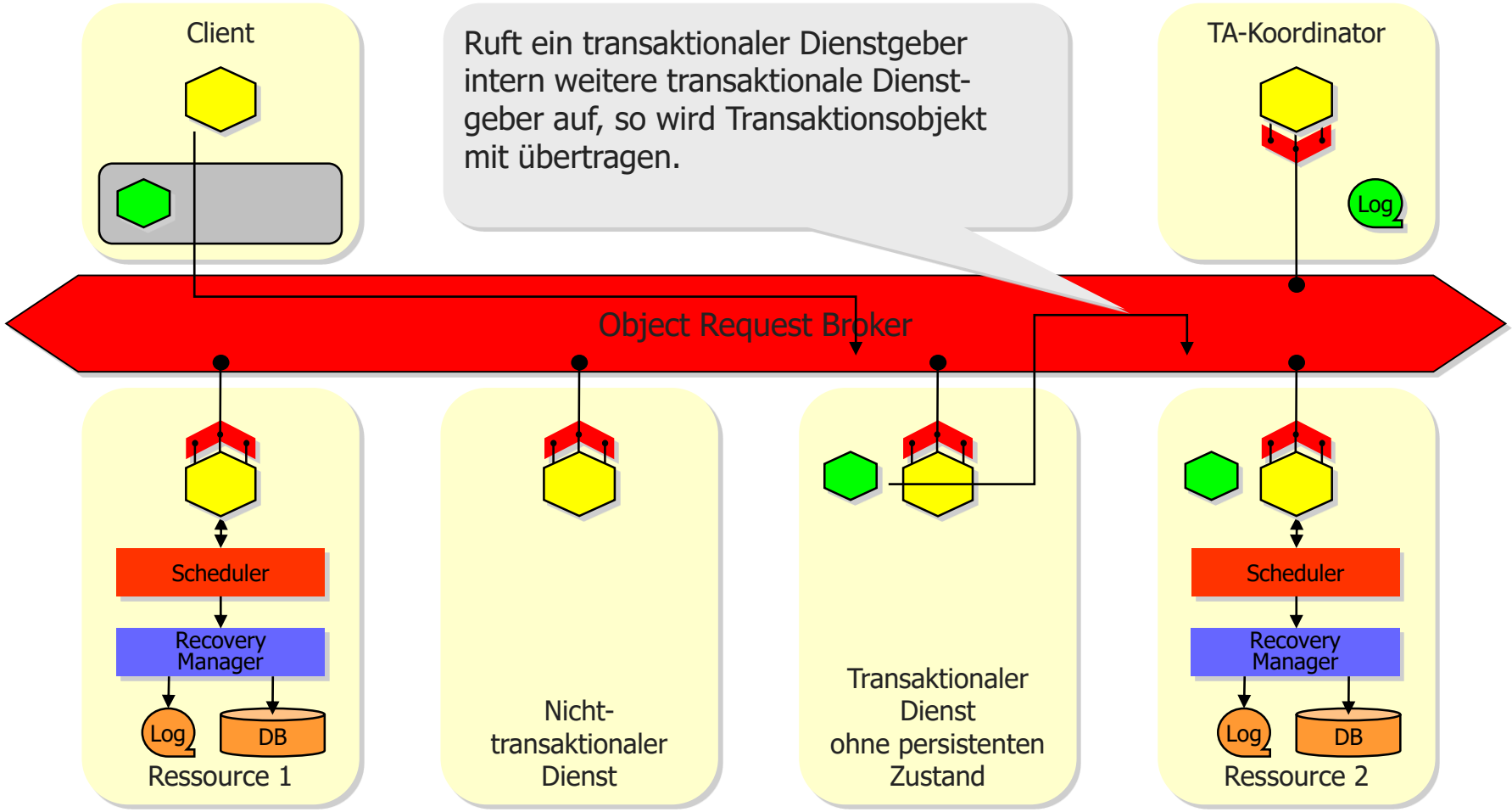
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



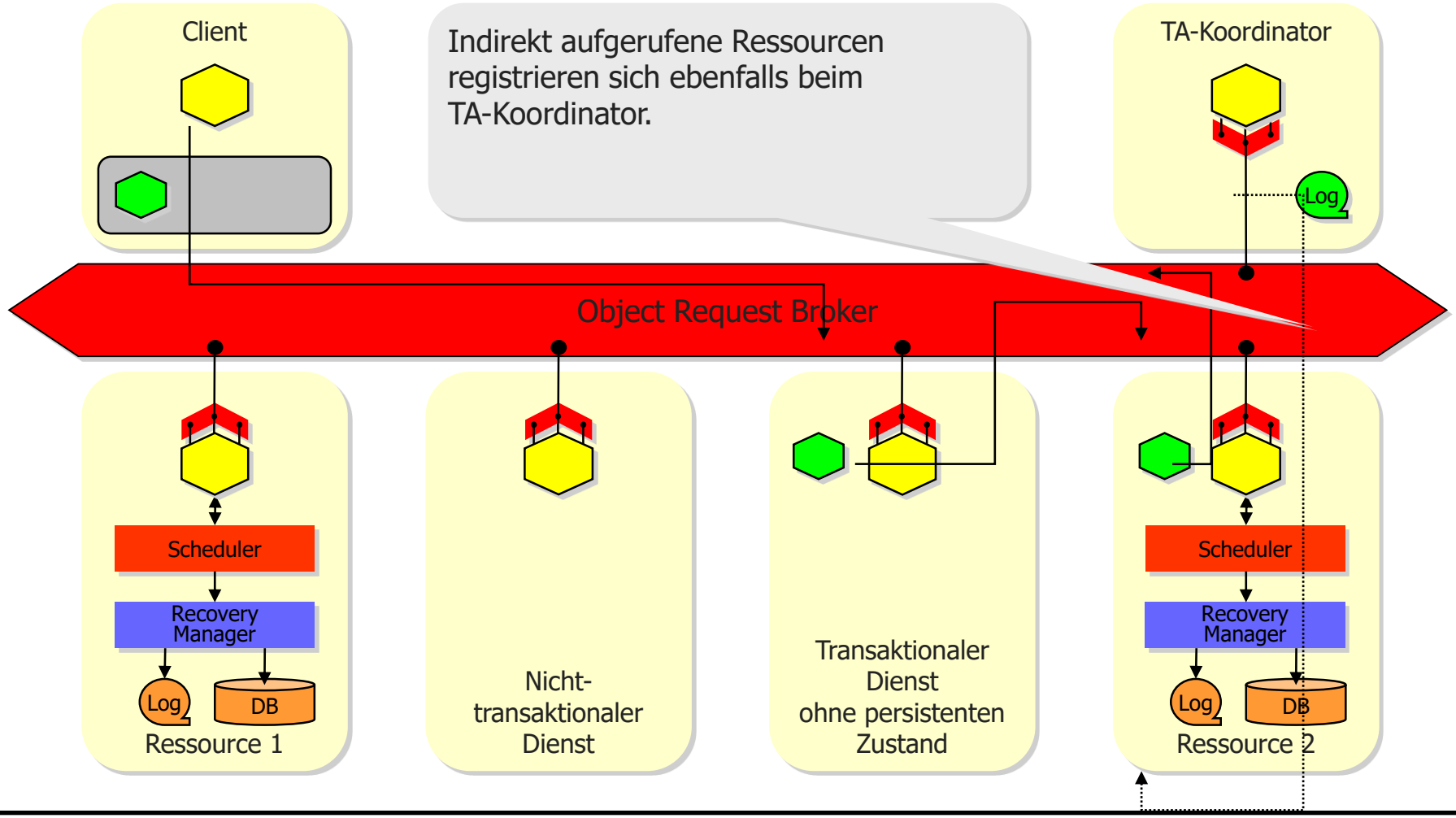
Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



Globale TID-Erzeugung und -Weiterleitung



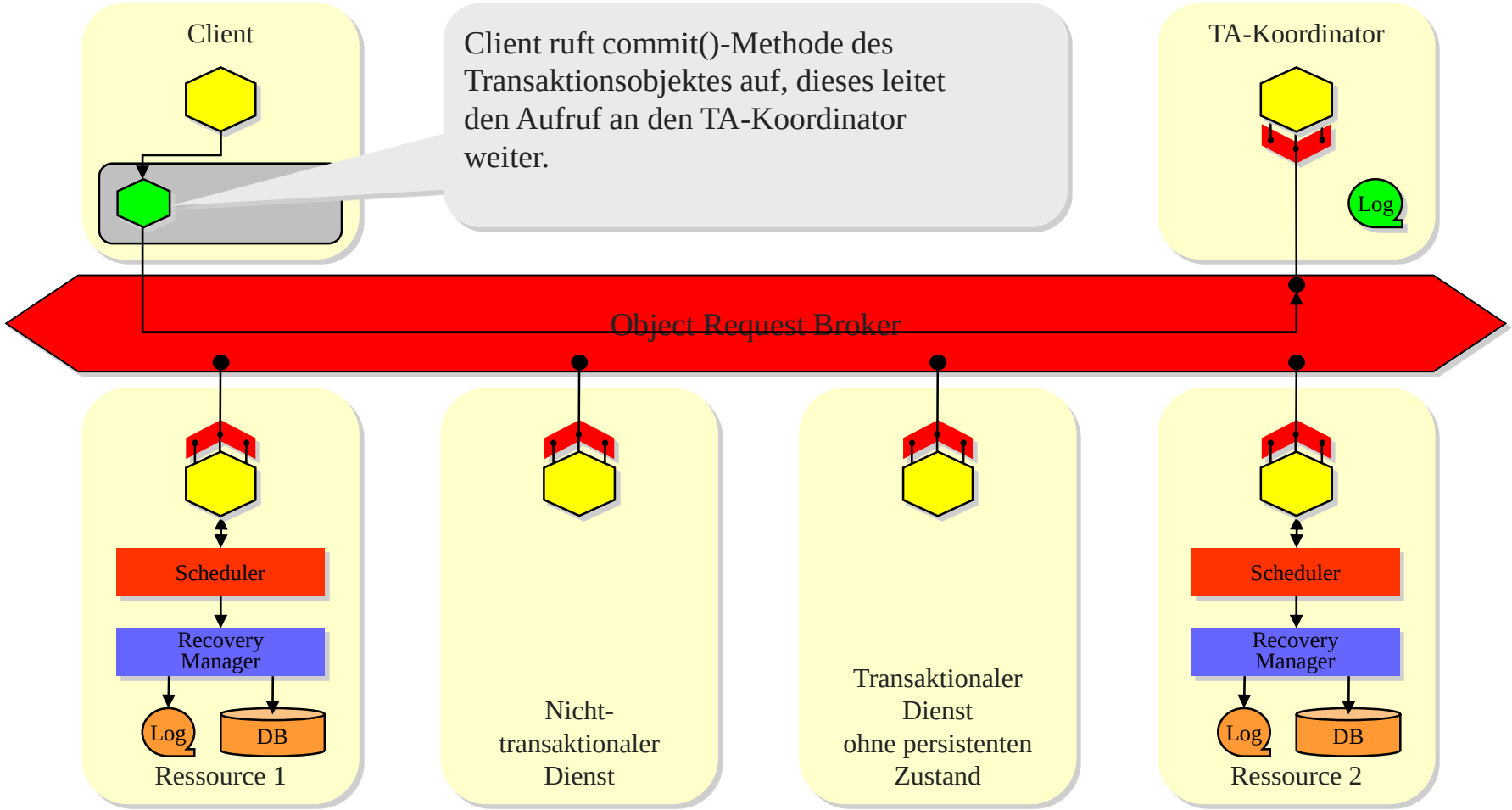
Commit-Protokoll

- **Commit-Protokolle** gibt es seit den frühen 70ern; das berühmte *Two-Phase-Commit* wurde 1978 von J. Gray vorgestellt (Turing-Preisträger 1999)
- **Aufgabe**: Atomarität der **verteilten Transaktion** herstellen
- Ein **atomares Commit-Protokoll** (ACP) erfüllt folgende **Anforderungen**:
  (1) Alle Knoten, die eine Entscheidung treffen, treffen dieselbe Entscheidung.
  (2) Ein Knoten kann seine Entscheidung nicht nachträglich ändern.
  (3) Die Entscheidung, eine Transaktion zu bestätigen, kann nur von allen Knoten einstimmig getroffen werden.
  (4) Falls keine Ausfälle vorliegen und alle Knoten zugestimmt haben, wird die Transaktion festgeschrieben (bestätigt).
  (5) Nach Behebung eventueller Ausfälle muß eine Entscheidung getroffen werden
- **Ein-Phasen-Commit-Protokolle** sind zu einfach; sie erlauben es den beteiligten Subtransaktionen nicht, einen Abbruch an den Koordinator zu melden, der ja dann wieder die anderen informieren müßte.

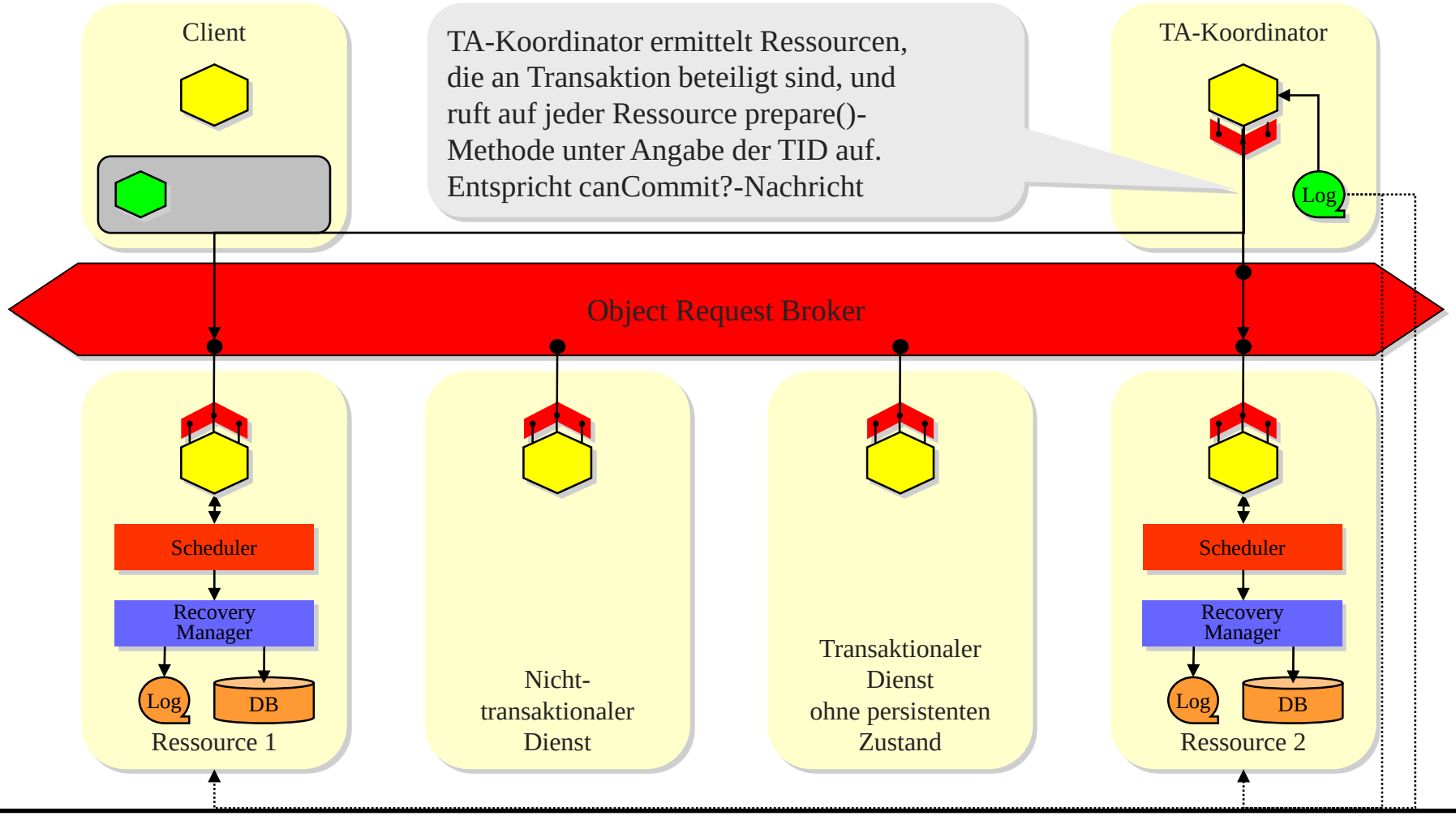
Zwei-Phasen-Commit-Protokoll

- Einer der involvierten Knoten (üblicherweise der „Heimatknoten“ der Transaktion) übernimmt die **Rolle des Koordinators**, alle anderen sind **Teilnehmer** (participants)
- Jeder Knoten unterhält eine **spezielle Log-Datei**, in die alle relevanten Ereignisse geschrieben werden.
- Das **Protokoll beginnt** erst, wenn der **Client** die Transaktion **beendet**. Vorher gibt es nur ein `join`, um der Transaktion beizutreten.
- Das Protokoll besteht aus **zwei Phasen** mit jeweils zwei Schritten:
  - Phase 1: **Abstimmungsphase**
    (1) Aufforderung zur Stimmabgabe (*canCommit? request*)
    (2) Stimmabgabe (*yes or no vote*)
  - Phase 2: **Abschluß gemäß des Abstimmungsergebnisses**
    (3) Mitteilung über die Entscheidung (*doCommit/doAbort decision*)
    (4) Bestätigung der Entscheidung (*acknowledge*)

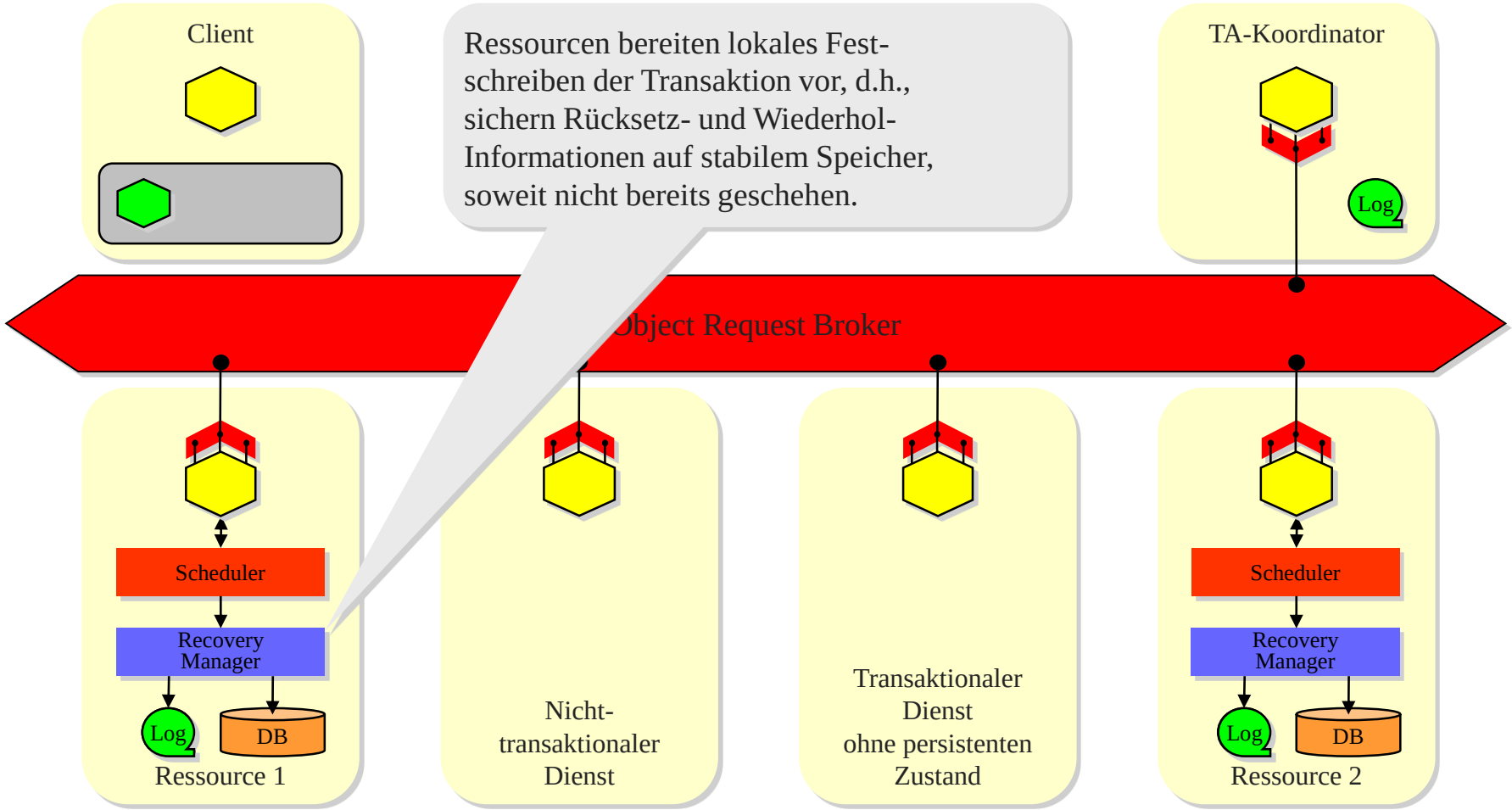
Zwei-Phasen-Commit



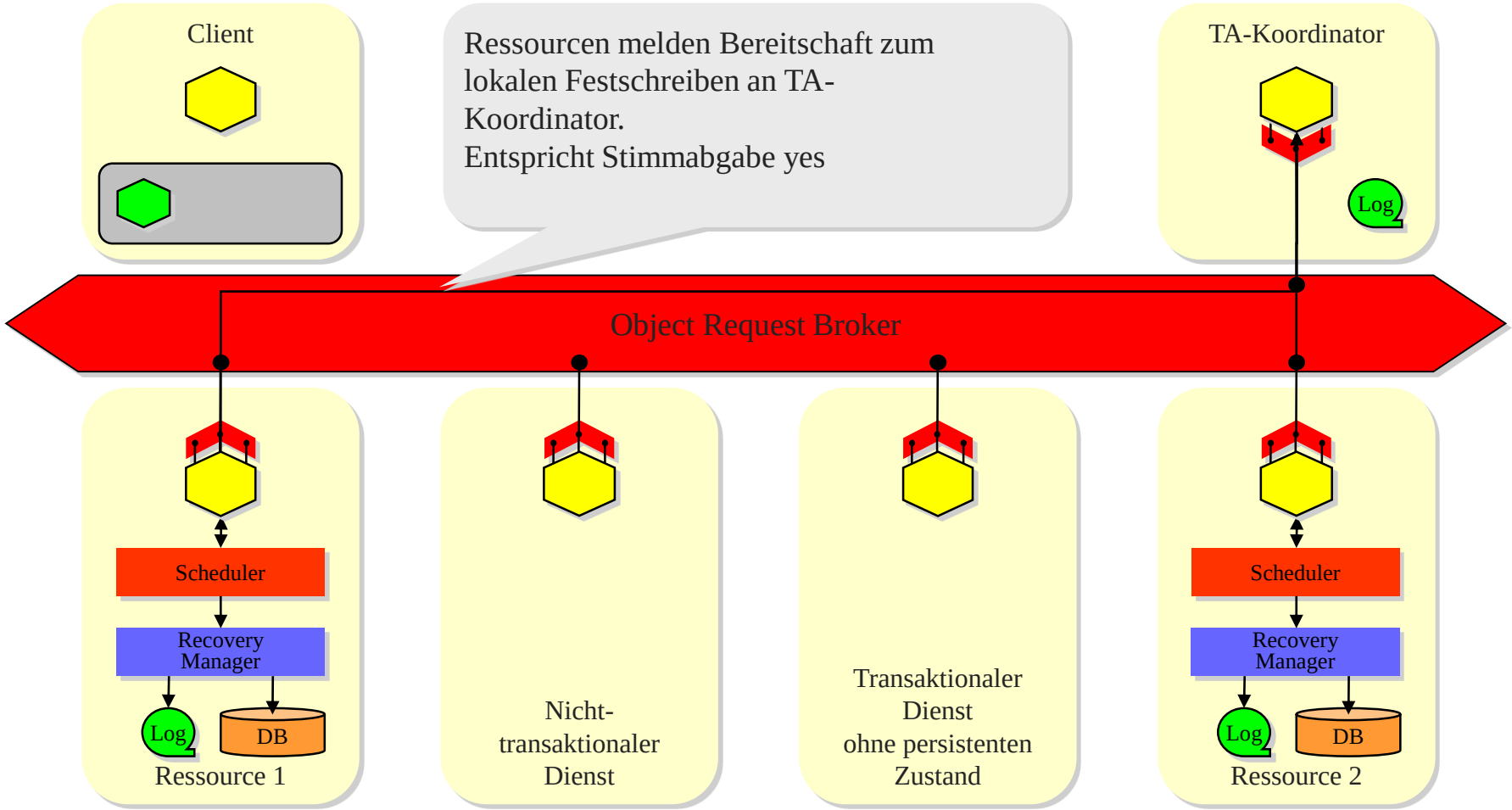
Zwei-Phasen-Commit



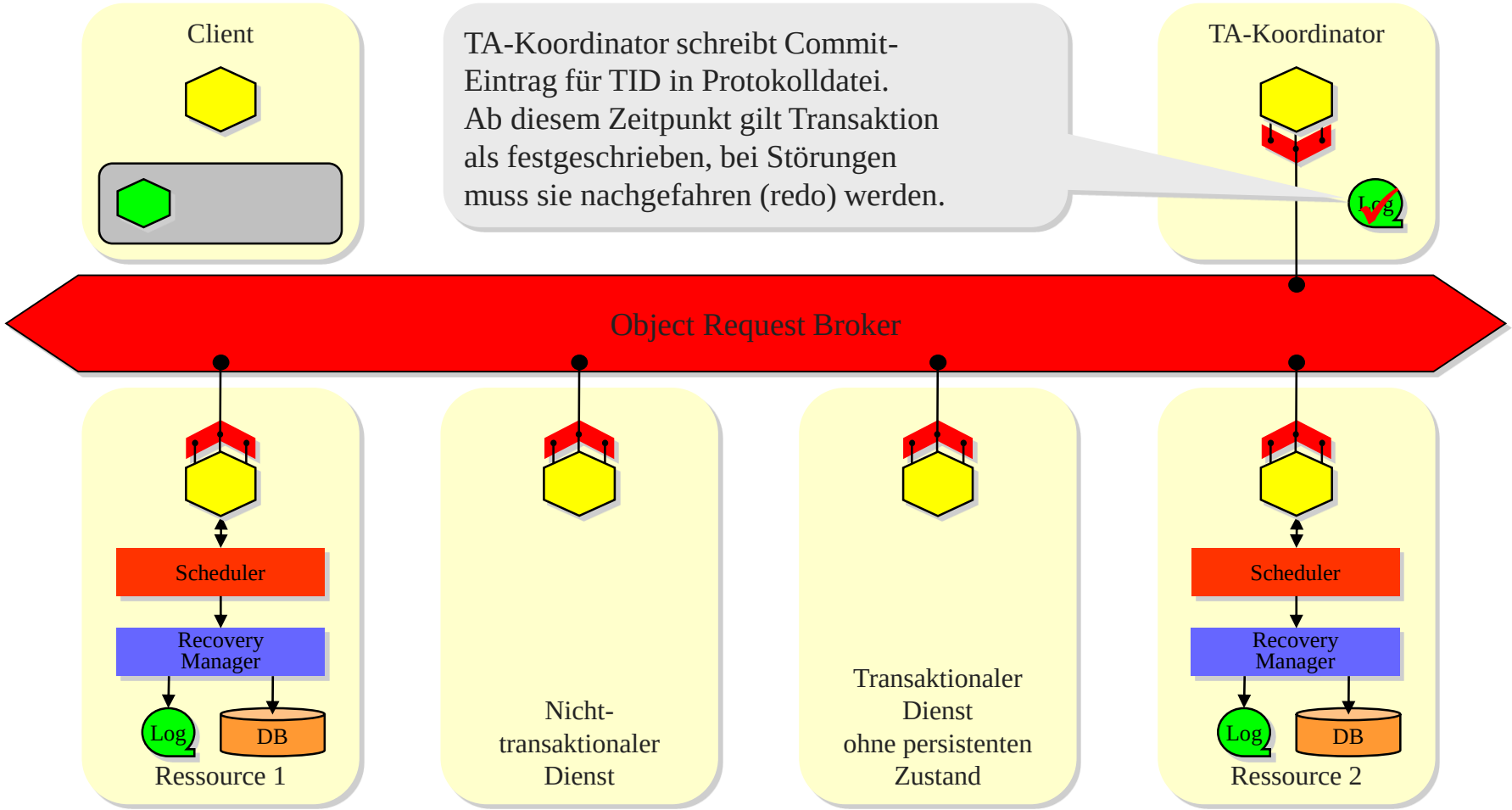
Zwei-Phasen-Commit



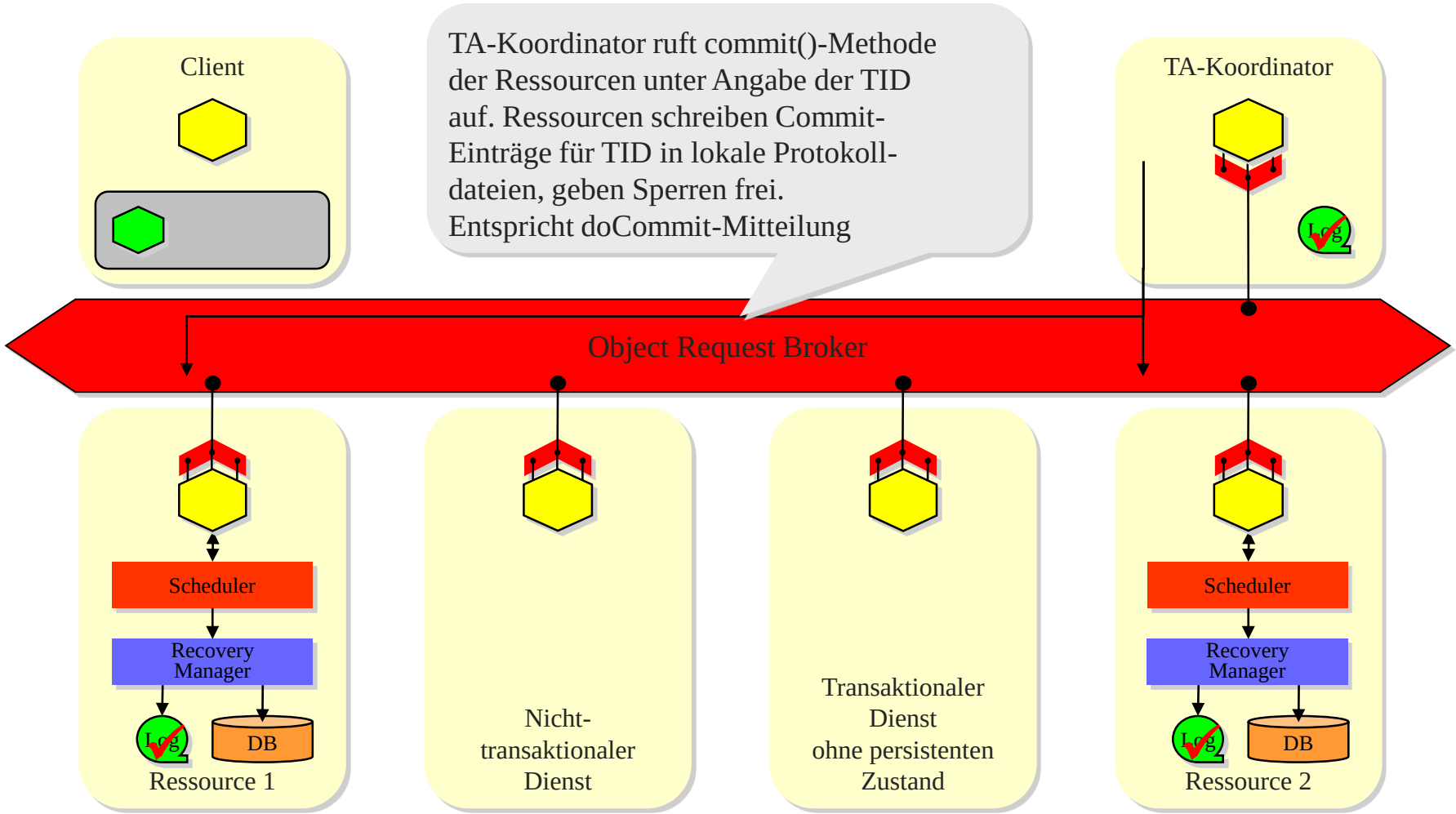
Zwei-Phasen-Commit



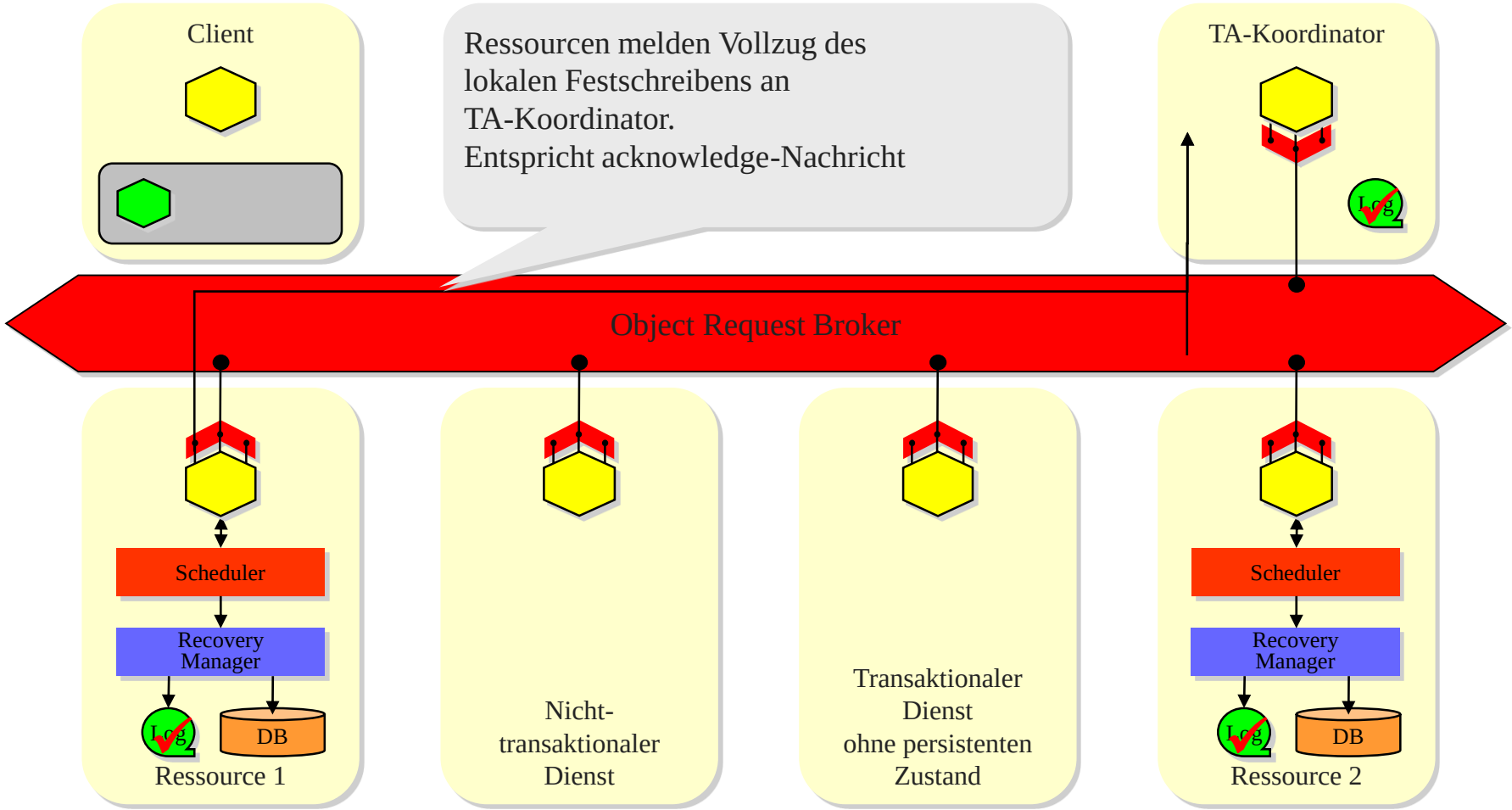
Zwei-Phasen-Commit



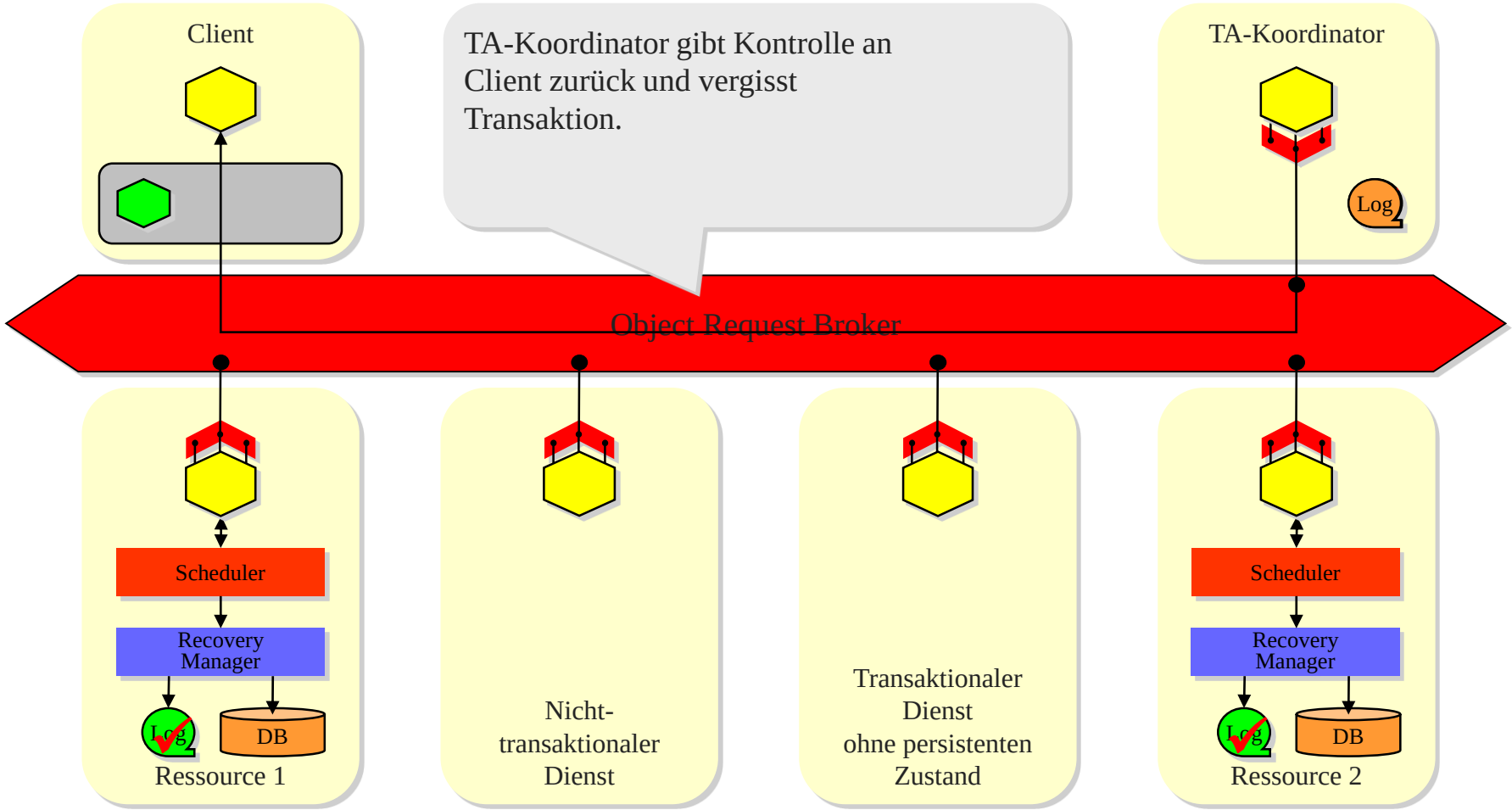
Zwei-Phasen-Commit



Zwei-Phasen-Commit



Zwei-Phasen-Commit



Verhalten im Fehlerfall

(1) Teilnehmer wartet auf *canCommit? request*: Falls keine Nachricht eintrifft, entscheidet der Teilnehmer *Abort* und stoppt.

(2) Koordinator wartet auf *vote-messages*: Falls nicht alle Stimmabgaben eingetroffen sind, entscheidet der Koordinator *Abort*, sendet *doAbort decision* und stoppt.

(3) Teilnehmer wartet auf *decision-message*: Da die Entscheidung zu diesem Zeitpunkt vielleicht bereits getroffen ist, ist eine einseitige Entscheidung wie in (1) nicht mehr möglich. Um die Ungewißheit zu beenden, muß ein anderer Teilnehmer *Q* nach dem Ergebnis gefragt werden (Terminierungsprotokoll).
Drei Möglichkeiten

(a) *Q* hat die **Entscheidung** erhalten und gibt sie **weiter**

(b) *Q* hat **noch nicht abgestimmt**. *Q* kann einseitig *Abort* entscheiden und eine entsprechende Nachricht senden

(c) *Q* ist selbst in der **Ungewißheitsphase** und kann nicht helfen.

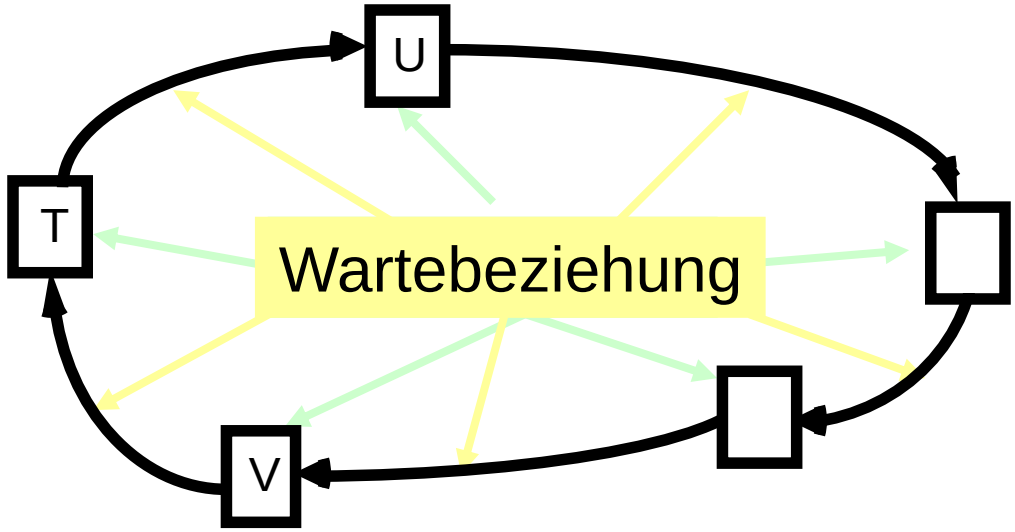
Eigenschaften

- **Fehlertoleranz**: Toleriert Knotenausfälle und Kommunikationsfehler (durch Fristablauf)
- **Blockierung**: Zwei-Phasen-Commit-Protokoll blockiert, wenn bei einem Teilnehmer ein Fristablauf während seiner Ungewißheitsphase entsteht und nur Knoten erreicht werden können, die sich ebenfalls in Ungewißheit befinden.
- **Zeitkomplexität**:
  - Das 2PC-Protokoll benötigt drei Runden.
  - Im Fehlerfall kommen zwei Runden für das Terminierungsprotokoll hinzu.
- **Nachrichtenkomplexität**:
  - Bei n Teilnehmern und 1 Koordinator: **3n Nachrichten**
  - Im Fehlerfall weitere $O(n^2)$ Nachrichten

Deadlock

- Ein Deadlock (Verklemmung) ist ein **Zustand**, in dem **jedes** Mitglied einer Gruppe von Transaktionen darauf **wartet**, daß ein **anderes** Mitglied eine Sperre freigibt.
- Je feiner die Granularität bei der Nebenläufigkeitskontrolle ist, desto geringer ist die Gefahr von Deadlocks.
- **Frage**: kann man Deadlocks erkennen bzw. verhindern?

Warte-Graph



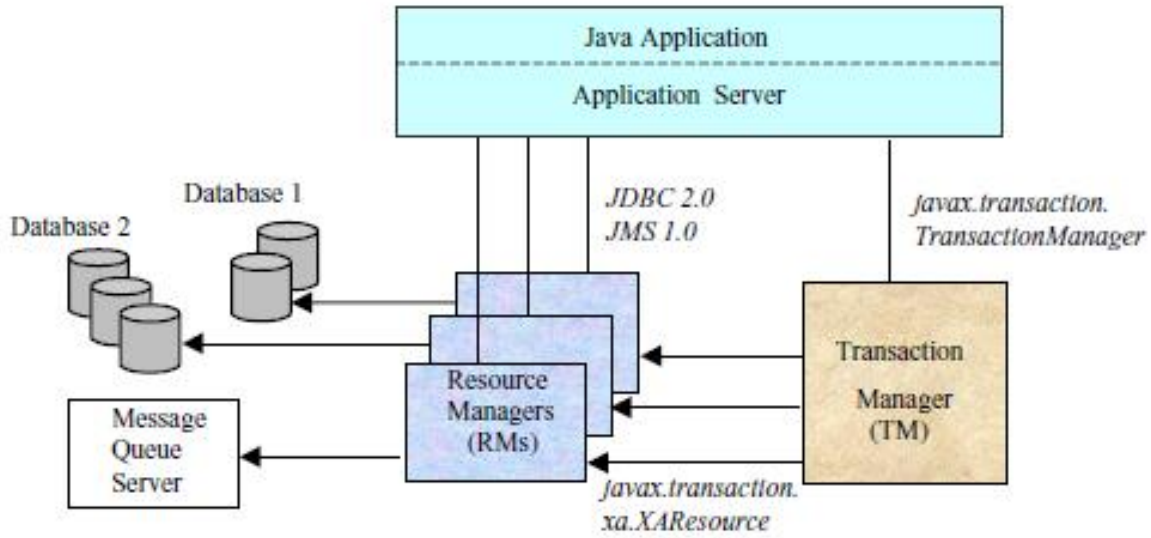
Verteilte Deadlocks

- In verteilten Transaktionen wird auch das Problem der Deadlocks noch einmal eine Stufe schwieriger: **verteilte Deadlocks können entstehen**.
- Verteilte Deadlocks können u.U. nicht am lokalen Wartegraphen erkannt werden. Vielmehr muss ein **globaler Graph** aufgebaut und dieser dann auf Zyklen untersucht werden.
- Der globale Wartegraph wird **aus den lokalen Graphen** konstruiert.
- **Einfachste Lösung**:
  1. Der **zentrale Koordinator sammelt** die lokalen Graphen und konstruiert den Graphen.
  2. Anschließend **untersucht** er ihn auf Deadlocks.
  3. Er **fällt eine Entscheidung** und informiert die betreffenden Server über die Notwendigkeit eines Transaktionsabbruchs.
  4. Gehe zu 1
- Nicht immer gut wegen der üblichen Probleme (Bottleneck, single point of failure)

Phantom-Deadlock

- Ein Phantom-Deadlock ist ein entdecktes Deadlock, das in der Realität jedoch gar nicht existiert.
- **Woher kann das kommen**?
- Genau von dem Hauptproblem verteilter Systeme, daß sich **ein Zustand zu einem gegebenen Zeitpunkt nicht feststellen läßt**.
- Das heißt, der Wartegraph kann eine **Mischung** aus älteren und neueren Daten sein; eine bisher belegte Sperre kann inzwischen schon wieder freigegeben sein.
- Kann **nicht** passieren **bei** Verwendung von **Zwei-Phasen-Sperren**!
- **Mögliche Lösung**: Verteilte Ermittlung des Graphen

Implementierung verteilter Transaktionen



Quelle: Oracle JTA Spezifikation 1.1 (http://download.oracle.com/otndocs/jcp/jta-1.1-spec-oth-JSpec/)

Java Transaction API

- Das Java Transaction API (JTA) stellt ein **Interface** zur Anbindung von Transaktionsmanagern bereit
- Die Transaktionsmanager werden im jeweiligen Application Server eines Anbieters implementiert
- Damit ist es möglich, verteilte Transaktionen transparent über Applikationsservergrenzen hinweg durchzuführen
  - In der Praxis hat sich jedoch gezeigt, dass nicht alle Implementierungen kompatibel sind!

Bestandteile des JTA (1/2)

- **UserTransaction Interface**
  - Interface um Transaction für den Anwendungsentwickler bereitzustellen.
- **TransactionManager Interface**
  - Interface, das die Schnittstelle der Implementierung im Application Server definiert.
- **XAResource Interface**
  - Java Mapping für das X/Open XA Protokoll. Das Protokoll ist eine Implementierung eines 2-Phasen-Commits.

Bestandteile des JTA (2/2)

- **Xid Interface**
  - Interface, dass eindeutige Transaction Ids (TID) definiert

- **TransactionSynchronizationRegistry Interface**
  - Interface, dass eine Schnittstelle zum registrieren von Ressourcen, die in der Transaktion benötigt werde, definiert.