Synchron $\stackrel{?}{=}$ blockierend

- Kommunikationsbibliotheken machen oft einen Unterschied zwischen synchronem und blockierendem Senden
  - bzw. analog zwischen asynchron und nicht-blockierend

leider etwas verwirrend!

- **Blockierung** ist dann ein rein senderseitiger Aspekt
  - blockierend: Sender wartet, bis die Nachricht lokal vom Kommunikationssystem abgenommen wurde (und der Puffer wieder frei ist)
  - nicht-blockierend: Sender informiert Kommunikationssystem lediglich, wo bzw. dass es eine zu versendende Nachricht gibt (Gefahr des Überschreibens des Puffers bevor dieser frei ist!)
- **Synchron / asynchron** nimmt Bezug auf den Empfänger
  - synchron: Nach Ende der Send-Operation wurde die Nachricht dem Empfänger zugestellt (asynchron: dies ist nicht garantiert)

Nicht-blockierend

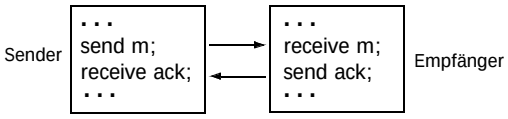
- Nicht-blockierende Operationen liefern oft einen „handle“

  ```
  handle = send(...)
  ```

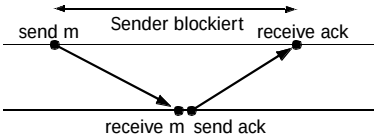
  - dieser kann in Test- bzw. Warteoperationen verwendet werden
  - z.B. Test, ob Send-Operation beendet:
    `if msgdone(handle)…`
  - oder z.B. warten auf Beendigung der Send-Operation:
    `msgwait(handle)`
- Nicht-blockierend ist oft effizienter, aber evtl. unsicherer und umständlicher (evtl. Test; warten) als blockierend

Dualität der Kommunikationsmodelle

Synchrone Kommunikation lässt sich mit asynchroner Kommunikation nachbilden:



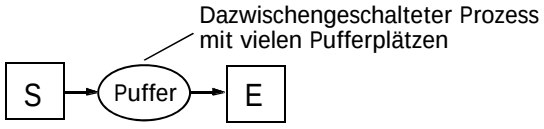
- Warten auf explizites Acknowledgment im Sender direkt nach dem send (receive wird als blockierend vorausgesetzt)
- Explizites Versenden des Acknowledgments durch den Empfänger direkt nach dem receive



Dualität der Kommunikationsmodelle (2)

Asynchrone Kommunikation mittels synchroner:

Idee: Zusätzlichen Prozess vorsehen, der für die Zwischenpufferung aller Nachrichten sorgt



→ Entkoppelung von Sender und Empfänger

Wie realisiert man einen Puffer-prozess bei syn. Kommunikation?

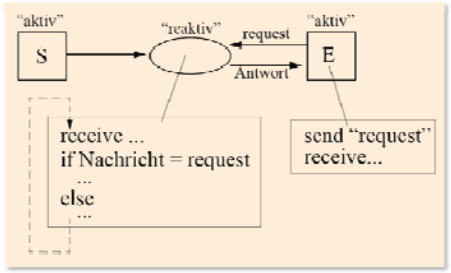
```
.....
receive  - warte, bis Sender S etwas schickt; dann:
Nachricht im lokalen Speicher ablegen
  ?
send     - warte, bis Empfänger E bereit ist
.....
```

- Dilemma: Was tut der Pufferprozess nach dem Ablegen der Nachricht im lokalen Speicher?
  - wieder im receive auf den Sender warten, *oder*
  - in einem (blocking) send auf den Empfänger warten?
- Entweder Sender S oder Empfänger E könnte unnötigerweise blockiert sein!

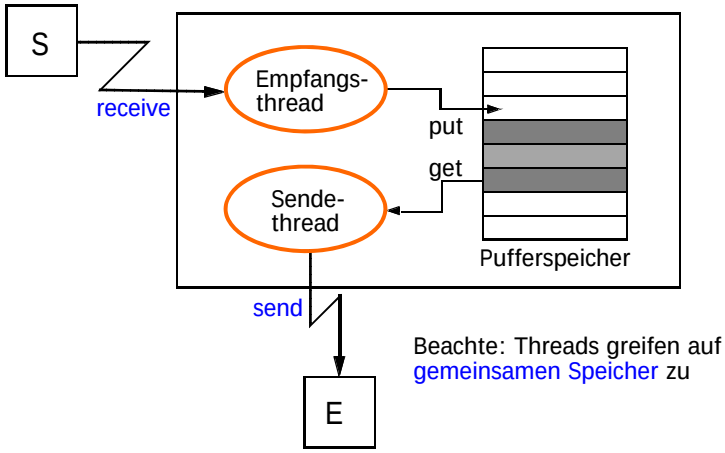
Bemerkung: Puffer der Gösse 1 lassen sich so realisieren → Kaskadier-ung im Prinzip möglich („Pufferpipeline“)

1. Lösung: Puffer als Server!

- E schickt „seinem“ Puffer einen „request“ (und muss dazu die Adresse des Puffers kennen)
- Puffer schickt E keine Antwort, wenn er leer ist
- Empfänger E wird nur dann verzögert, wenn Puffer leer
- Für Sender S ändert sich nichts
- Was tun bei vollem Puffer?
  → Dann sollte der Puffer keine Nachricht von S (wohl aber von E!) annehmen (Denkübung: wie programmiert man das?)

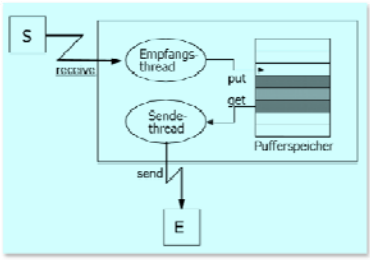


2. Lösung: Puffer als Multithread-Objekt



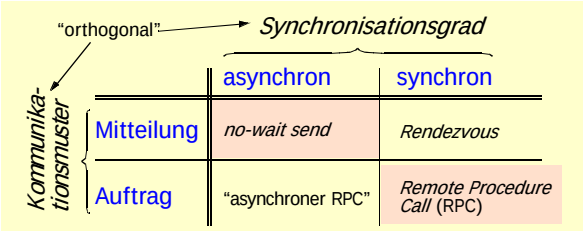
Puffer als Multithread-Objekt (2)

- Empfangsthread ist (fast) immer empfangsbereit
  - nur kurzzeitig anderweitig beschäftigt (put in lokalen Pufferspeicher)
  - evtl. nicht empfangsbereit, wenn lokaler Pufferspeicher voll
- Sendethread ist (fast) immer sendebereit
- Pufferspeicher ist i.Allg. zyklisch organisiert (→ FIFO)
- Pufferspeicher liegt im gemeinsamen Adressraum



- ⇒ Synchronisation der beiden Threads notwendig!
  - konkurrentes Programmieren
  - klassische Themen der Betriebssystemtheorie

Hauptklassifikation von Kommunikationsmechanismen



- Häufigste Kombination:
  Mitteilung asynchron, Auftrag hingegen synchron

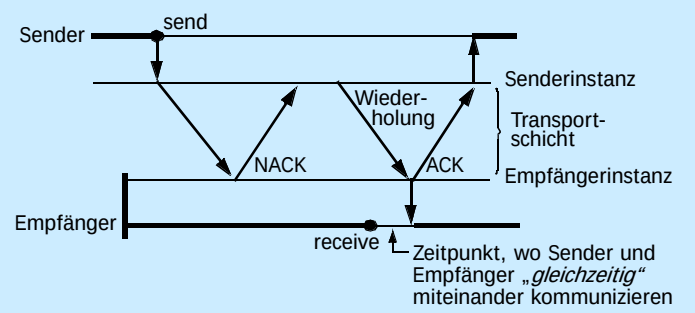
No-Wait Send

- Asynchron-mitteilungsorientierte Kommunikation

- Vorteile
  - weitgehende zeitliche Entkopplung von Sender und Empfänger
  - einfache, effiziente Implementierung (bei kurzen Nachrichten)
- Nachteile
  - keine Erfolgsgarantie für den Sender
  - Notwendigkeit der Zwischenpufferung (Kopieraufwand, Speicher-verwaltung,...) im Unterschied etwa zur synchronen Kommunikation
  - Gefahr des „Überrennens" des Empfängers bei zu häufigen Nachrichten → Flusssteuerung („flow control") notwendig

Rendezvous-Protokolle

- Synchron-mitteilungsorientierte Kommunikation



- Hier beispielhaft „Sender-first-Szenario“:
  Sender wartet als Erster („Receiver-first-Szenario“ analog)

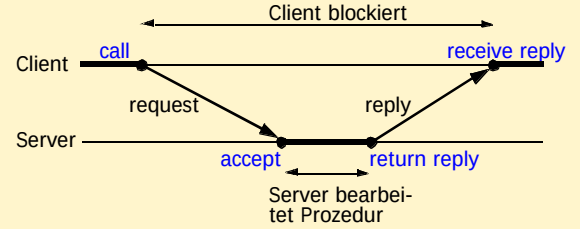
Rendezvous-Protokolle (2)

- Rendezvous: Der erste wartet auf den anderen („Synchronisationspunkt“)
- Mit NACK / ACK (vgl. Bild) sind weniger Puffer nötig
  → aber aufwändiges Protokoll („busy waiting“)
  - Alternative 1: Statt NACK („negative ACK“): Nachricht auf Empfängerseite puffern (Nachteil: Platzbedarf für Puffer)
  - Alternative 2: Statt laufendem Wiederholungsversuch: Empfänger-instanz meldet sich bei Senderinstanz, sobald Empfänger bereit
- Insbesondere bei langen Nachrichten sinnvoll: Vorherige Anfrage, ob bei der Empfängerinstanz genügend Puffer-platz vorhanden ist, bzw. ob Empfänger bereits Synchro-nisationspunkt erreicht hat

Remote Procedure Call (RPC)

- Aufruf einer „entfernten Prozedur“
- Synchron-auftragsorientiertiertes Prinzip

Keine Parallelität zwischen Client und Server



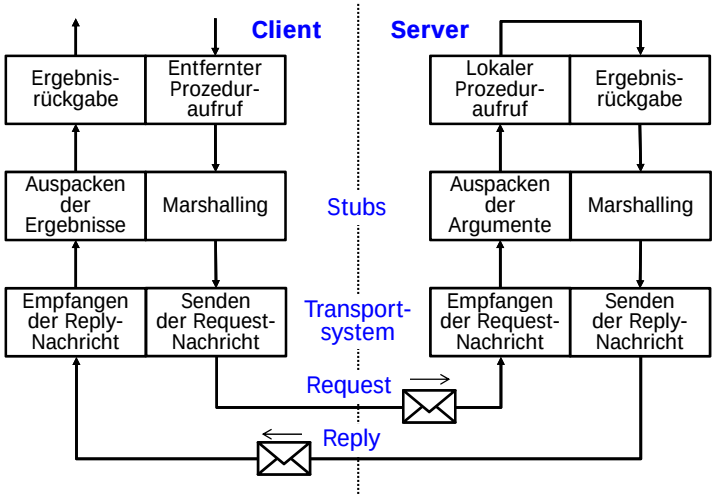
accept, return reply, receive reply etc. werden „unsichtbar“ durch Compiler bzw. Laufzeit-system erledigt

- Bei verteilten objektorientierten Systemen: „Remote Method Invocation“ (RMI), z.B. Java RMI

RPC: Pragmatik

- Soll dem klassischen Prozeduraufruf möglichst gleichen
  - klare Semantik für den Anwender (Auftrag als „Unterprogramm“)
- Einfaches Programmieren
  - kein Erstellen von Nachrichten, kein Quittieren etc. auf Anwendungsebene
  - Syntax analog zu bekanntem lokalen Prozeduraufruf
  - Verwendung lokaler / entfernter Prozeduren analog
  - Typsicherheit (Datentypprüfung auf Client- und Serverseite möglich)
- Implementierungsproblem: „Verteilungstransparenz“
  - Verteiltheit so gut wie möglich verbergen

RPC: Implementierung



RPC: Stubs

- Stub = Stummel, Stumpf

Client:

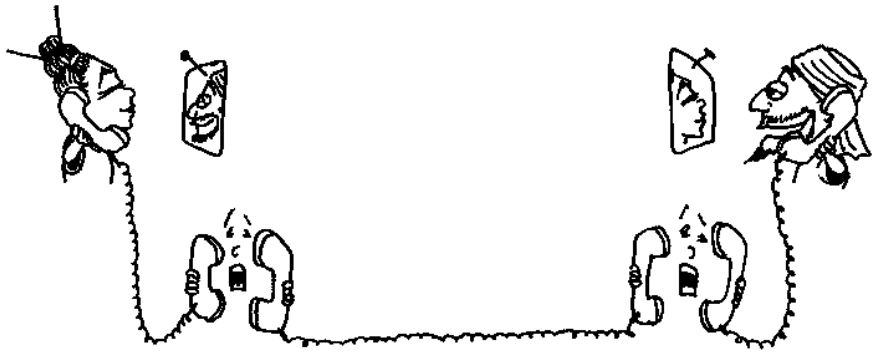
```
xxx ;
call S.X(out: a ; in: b);
xxx ;
```

Ersetzt durch ein längeres Programmstück (*Client-Stub*), welches u.a.:

- Parameter a in eine Nachricht packt
- Nachricht an Server S versendet
- Timeout für die Antwort setzt
- Antwort entgegennimmt (oder evtl. exception bei timeout auslöst)
- Ergebnisparameter b mit den Werten der Antwortnachricht setzt

RPC: Stubs (2)

- Wirken als „proxy“
  - lokale Stellvertreter des entfernten Gegenübers
  - (Client-Stub bzw. Server-Stub)
- Simulieren einen lokalen Aufruf
- Sorgen für Zusammenbau und Entpacken von Nachrichten
- Konvertieren Datenrepräsentationen
  - bei heterogenen Umgebungen
- Können oft weitgehend automatisch generiert werden
  - z.B. aus dem Client- oder Server-Code sowie evtl. einer Schnittstellenbeschreibung
- Steuern das Übertragungsprotokoll
  - z.B. zur Behebung von Übertragungsfehlern



„Kommunikation mit Proxies“ (Bild aus dem Buch: „Java ist auch eine Insel“)

RPC: Kompatibilität von Datenformaten und -strukturen?

- Problem: Parameter komplexer Datentypen wie
  - Records, Strukturen
  - Objekte
  - Referenzen, Zeiger
  - Zeigergeflechte

  - sollen Adressen über Rechner- / Adressraumgrenzen erlaubt sein?
  - sollen Referenzen symbolisch, relativ,... interpretiert werden?
  - wie wird Typkompatibilität sichergestellt?
- Problem: RPCs werden oft in heterogenen Umgebungen eingesetzt mit unterschiedlicher Repräsentation, z.B. von
  - Strings (Längenfeld ↔ '\0' als Endekennung)
  - Character (ASCII ↔ Unicode)
  - Arrays (zeilen- ↔ spaltenweise)
  - Zahlen (niedrigstes Bit vorne oder hinten)

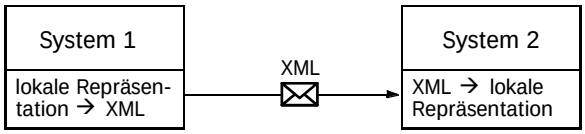
RPC: Marshalling

Marshalling: Zusammenstellen der Nachricht aus den aktuellen Prozedurparametern

- evtl. dabei geeignete „standardisierte“ Codierung (komplexer) Datenstrukturen
- Glätten („flattening“) komplexer (evtl. verzeigerter) Datenstrukturen zu einer Sequenz von Basistypen (evtl. mit Strukturinformation)
- umgekehrte Transformation wird oft als „unmarshalling“ bezeichnet

RPC: Datenkonversion

1) Umwandlung in eine gemeinsame Standardrepräsentation
   - z.B. XML bei „XML-RPCs“ (in Web-Applikationen)



   - Beachte: Jeweils zwei Konvertierungen erforderlich; für jeden Datentyp jeweils Kodierungs- und Dekodierungsroutinen vorsehen

RPC: Datenkonversion (2)

2) Oder sendeseitig lokale Datenrepräsentation verwenden und dies in der Nachricht vermerken
   - „receiver makes it right“
   - Vorteil: bei gleichen Systemumgebungen/Computertypen ist keine (doppelte) Umwandlung nötig
   - Empfänger muss aber mit der Senderrepräsentation umgehen können

Generell: Datenkonversion ist überflüssig, wenn sich alle Kommunikationspartner an einen gemeinsamen Standard halten

RPC: Transparenzproblematik

- RPCs sollten so weit wie möglich lokalen Prozedur-aufrufen (als bekanntes Programmierparadigma) gleichen, es gibt aber einige subtile Unterschiede
  - z.B. bei Nichterreichbarkeit oder Absturz des Servers; RPCs dauern auch länger als lokale Prozeduraufrufe
- Beachte auch: Client-/Serverprozesse haben evtl. unterschiedliche Lebenszyklen
  - Server könnte z.B. noch nicht oder nicht mehr oder in einer „falschen“ (z.B. veralteten) Version existieren
  - Anwender oder Programmierer eines Clients hat typischerweise keine Kontrolle über den Server

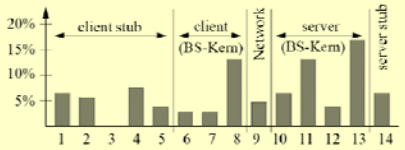
RPC: Leistungstransparenz?

- RPC i.Allg. wesentlich langsamer als lokaler Prozeduraufruf
- Kommunikationsbandbreite ist bei umfangreichen Datenmengen relevant
- Oft ungewisse, variable Verzögerungen

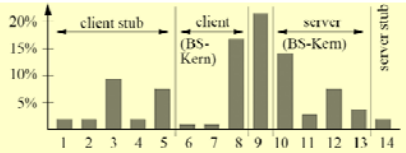
Effizienzzanalyse eines RPC-Protokolls

(zitiert nach A. Tanenbaum)

Null-RPC (Nutznachricht der Länge 0, keine Auftragsbearbeitung)



1440 Byte-Nutznachricht (ebenfalls keine Auftragsbearbeitung)



1. Call stub
2. Get message buffer
3. Marshal parameters
4. Fill in headers
5. Compute UDP checksum
6. Trap to kernel
7. Queue packet for transmission
8. Move packet to controller over the bus
9. Network transmission time
10. Get packet from controller
11. Interrupt service routine
12. Compute UDP checksum
13. Context switch to user space
14. Server stub code

- Eigentliche Übertragung (9) kostet relativ wenig
- Rechenoverhead (Prüfsummen, Header etc.) ist nicht vernachlässigbar
- Bei kurzen Nachrichten ist Kontextwechsel zwischen Anwendung und Betriebssystem relevant
- Mehrfaches Kopieren kostet viel

RPC: Ortstransparenz?

- Evtl. muss Server („Zielort“) bei Adressierung explizit genannt werden
- Getrennte Adressräume von Client und Server
  - keine Kommunikation über globale Variablen möglich
  - typischerweise keine Pointer / Referenzparameter als Parameter möglich

RPC: Fehlertransparenz?

- Es gibt mehr Fehlerfälle
  - beim klassischen Prozeduraufruf gilt: Client = Server → „alles oder nichts“
  - hier: partielle („einseitige“) Systemausfälle typisch (Server-Absturz, Client-Absturz)

⇒ Fehlerproblematik ist also „kompliziert“!

- Nachrichtenverlust
  - ununterscheidbar von zu langsamer Nachricht!
- Client/Server haben zumindest zwischenzeitlich eine unterschiedliche Sicht des Zustands einer „RPC-Transaktion“
  - crash kann im „ungünstigsten Moment“ des RPC-Protokolls erfolgen

Typische RPC-Fehlerursachen

Wir besprechen nachfolgend 4 typische Fehlerursachen:

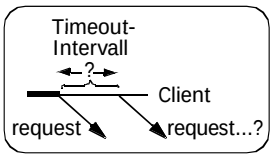
1. Verlorene Request-Nachricht
2. Verlorene Reply-Nachricht
3. Server-Crash
4. Client-Crash

Grundprobleme:

- Client / Server haben temporär eine inkonsistente Sicht
- Timeout beim Client kann verschiedene Ursachen haben (verlorener Request, verlorenes Reply, langsamer Request bzw. Reply, langsamer Server, abgestürzter Server,...) → Fehlermaskierung schwierig

Verlorene Request-Nachricht

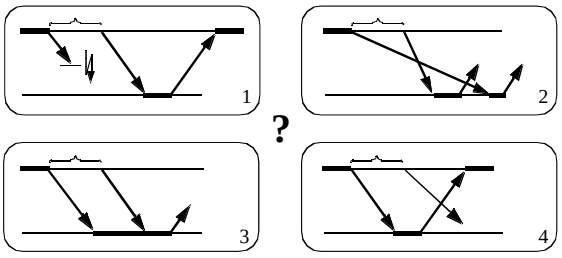
- Gegenmassnahme:
  Nach Timeout (kein Reply) die Request-Nachricht erneut senden



- Probleme:
  - Wie viele Wiederholungsversuche maximal?
  - Wie gross soll der Timeout sein?
  - Was, wenn die Request-Nachricht gar nicht verloren war, sondern Nachricht oder Server untypisch langsam?

Verlorene Request-Nachricht (2)

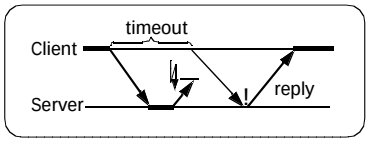
- Probleme, wenn Nachricht tatsächlich gar nicht verloren:
  - Doppelte Request-Nachricht!
    (Gefährlich bei nicht-idempotenten serverseitigen Operationen!)
  - Server sollte solche Duplikate erkennen (Denkübung: Benötigt er dafür einen Zustand? Genügt es, wenn der Client Duplikate als solche kennzeichnet? Genügen Sequenznummern? Zeitmarken?)
  - Würde das Quittieren der Request-Nachricht etwas bringen?



Bei automatischer Wiederholung von Request-Nachrichten ist eine Vielzahl möglicher Fälle zu unterscheiden

Verlorene Reply-Nachricht

- Gegenmassnahme 1:
  analog zu verlorener Request-Nachricht
  - also: Anfrage bei Timeout wiederholen

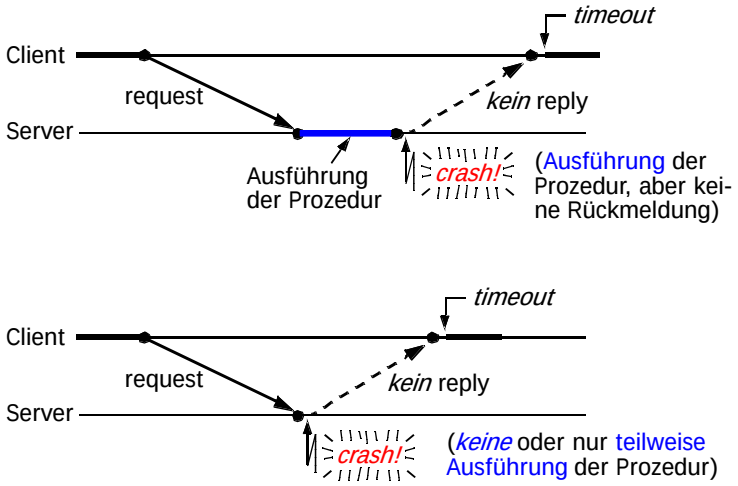


- Probleme:
  - vielleicht ging aber tatsächlich der Request verloren?
  - oder der Server war nur langsam und arbeitet noch?
  - ist aus Sicht des Clients nicht unterscheidbar!

Verlorene Reply-Nachricht (2)

- Gegenmassnahme 2:
  Server hält eine „Historie“ versendeter Replies
  - falls Server Request-Duplikate erkennt und den Auftrag bereits ausgeführt hat: letztes Reply erneut senden, ohne die Prozedur nochmal auszuführen
  - pro Client muss nur das neueste Reply gespeichert werden
- Bei vielen Clients u.U. dennoch Speicherplatzprobleme:
  → Historie nach „einiger“ Zeit löschen bzw. kürzen
  - und wenn man ein gelöschtes Reply später dennoch braucht?
  - ist in diesem Zusammenhang ein ack eines Reply sinnvoll?

Server-Crash

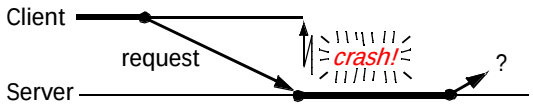


Server-Crash (2)

- Probleme: Wie soll der Client obige Fälle unterscheiden?
  - ebenso: Unterschied zu verlorenem request bzw. reply?
  - Sinn und Erfolg konkreter Gegenmassnahmen hängt u.U. davon ab!
  - Client meint evtl. zu Unrecht, dass ein Auftrag nicht ausgeführt wurde (→ falsche Sicht des Zustandes!)
- Evtl. Probleme nach einem Server-Restart
  - z.B. „Locks“, die noch bestehen (Gegenmassnahmen?) bzw. allgemein: „verschmutzter“ Zustand durch frühere Inkarnation
  - typischerweise ungenügend Information, um in alte Transaktionszustände problemlos wieder einzusteigen

Client-Crash

- Oder auch:
  Client mittlerweile nicht mehr am reply interessiert



- Reply des Servers wird nicht abgenommen
  - Server wartet z.B. vergeblich auf eine Bestätigung
    (wie unterscheidet der Server dies von langsamen Clients oder langsamen Nachrichten?)
  - blockiert i.Allg. Ressourcen beim Server!

Client-Crash (2)

- Problem: „Orphans“ (Waisenkinder) beim Server
  - Prozesse, deren Auftraggeber nicht mehr existiert
- Nach Restart könnte ein Client versuchen, Orphans zu terminieren (z.B. durch Benachrichtigung der Server)
  - Orphans könnten aber bereits andere RPCs abgesetzt haben, weitere Prozesse gegründet haben,...
- Pessimistischer Ansatz: Server fragt bei laufenden Aufträgen von Zeit zu Zeit und vor wichtigen Operationen beim Client zurück (ob dieser noch existiert)
- „Sehr“ alte Prozesse, die für einen Auftrag gegründet wurden, werden als Orphans angesehen und terminiert

Resümee (3a)

- Synchrone Kommunikation mit asynchroner simulieren
  - Warten auf ein explizites Acknowledgement
- Asynchrone Kommunikation mit synchroner simulieren
  - Pufferprozess zur Entkoppelung dazwischenschalten

Resümee (3b)

- Implementierung von Pufferprozessen
  - z.B. durch Multithreading
- Rendezvous-Protokoll (syn., mitteilungsorientiert)
- RPC-Implementierung
  - Stubs
  - Parameter-Marshalling
  - Transparenzproblematik
  - RPC-Effizienz
- RPC-Fehlerproblematik
  - Fehlerursachen (verlorene Nachrichten, Crash von Server / Client)
  - Gegenmassnahmen