

C.1 Überblick

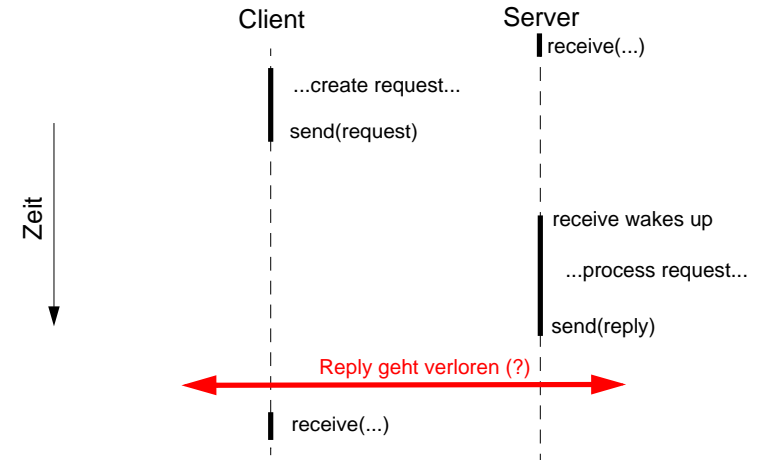
- Besprechung Aufgabe 5
- Ausgewählte Aspekte eines transparenten Fernaufrufmechanismus
 - ◆ Verklemmungsgefahr
 - Beispiel 1: Türme von Hanoi
 - Beispiel 2: Verteilte Koordinierung (Semaphore via RPC)
 - ◆ Aufruftransparenz
 - Komplexere Datenstrukturen bei Call-by-Value
 - Call-by-Reference nochmals betrachtet
 - "Echtes" Call-by-Reference über Callback-Mechanismus
- Aufgabe 6
 - ◆ Erweiterung des eigenen RPC um transparenten Callback-Mechanismus

C.2 Besprechung Aufgabe 5

- Aufgabe 5
 - ◆ "Call-by-Value-Result" (war hoffentlich einfach?)
 - ◆ automatische Stub-/Skeleton-Erzeugung mit IDLflex
- Fragen oder Probleme?

C.2 Besprechung Aufgabe 5

■ Timing-Probleme beim Fernaufruf



C.2 Besprechung Aufgabe 5

- Lösungsmöglichkeiten
 - ◆ Kein Problem bei Unix-Sockets, wenn Empfangs-Socket bereits vor dem **send** geöffnet ist
 - Daten werden vom Kern automatisch gepuffert (i.d.R. max. 64kB)
 - ◆ Fast kein Problem bei echter Verteilung
 - Größerer Zeitabstand zwischen Senden des Request und Empfangen des Reply. Höchstwahrscheinlich hat Client bereits **receive** ausgeführt
 - ◆ Problem vermeidbar mit mehreren Threads auf Seite des Clients
 - **receive** wird von einem Dispatcher-Thread aufgerufen, bevor **send** vom eigentlichen Aufrufer ausgeführt wird
- Schlussfolgerung
 - ◆ Für ein *immer* korrekt funktionierendes System muss man sich überlegen:
 - Kann eine Antwort ankommen, bevor die RPC-Schicht bereit ist, diese zu empfangen?
 - Falls ja, wird diese dann vom Betriebssystem (oder sonst wo) gepuffert?

C.3 Transparenter RPC

1 Überblick

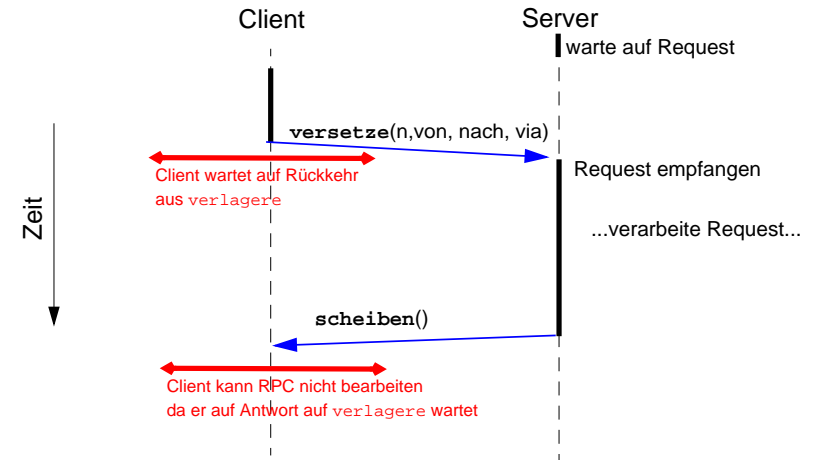
- Rückblick: Transparenz beim RPC
- Verklemmungsgefahr bei naiver Implementierung
- Komplexe Datenstrukturen bei "Call-by-Value"
- "Call-by-Reference" genauer betrachtet

2 Transparenz beim RPC

- Intention beim RPC (Idealvorstellung)
 - ◆ Der Anwendungsentwickler soll vom Fernaufruf nur den Aufruf selbst wahrnehmen, nicht die zusätzlichen Probleme, die sich durch eine Verteilung ergeben können
 - ◆ An erster Stelle: **Netzwerktransparenz**
 - **Zugriffstransparenz:** Gleicher Mechanismus im lokalen wie im verteilten Fall.
Erfordert bei heterogenen System *Heterogenitätstransparenz*
 - **Ortstransparenz:** Zugriff auf entfernten Dienst, ohne den Ort des Dienstes explizit zu kennen
 - ◆ Weitere: Nebenläufigkeits-, Replikations-, Fehler-, Migrations-, ...-Transparenz
- *Völlige Transparenz wird in Realität kaum erreicht!*

3 Verklemmungsgefahr beim RPC

- Beispiel 1: Türme von Hanoi (siehe Vorlesung)



3 Verklemmungsgefahr beim RPC

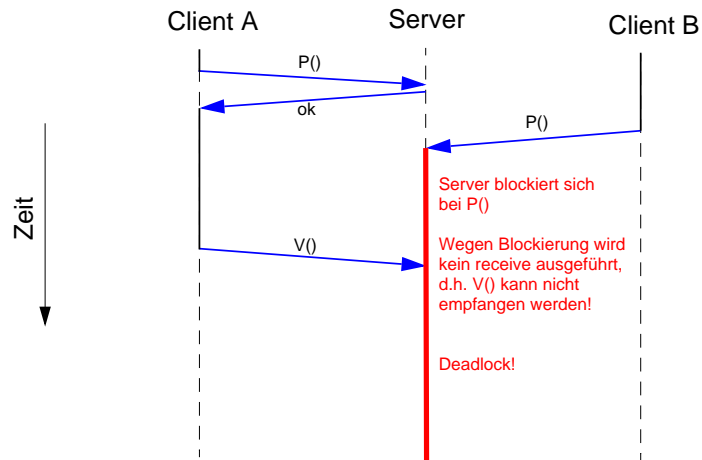
- Implementierung einer Semaphore zur Koordinierung in verteilten Systemen
- Lokale Implementierung

```

class Semaphore {
public:
  void P() {
    ... // Lock resource
        // If already locked, block until unlock
  }
  void V() {
    ... // Unlock resource
  }
}
  
```

3 Verklemmungsgefahr beim RPC

- Direkte Verwendung mit bisherigem RPC-System



3 Verklemmungsgefahr beim RPC

- Verhinderung einer Verklemmung
 - ◆ Verklemmung kann a priori ausgeschlossen werden
 - Es ist sichergestellt, dass es keine zyklischen Aufrufketten geben kann: z.B.: Ein Teilnehmer kann nie sowohl Client als auf Server sein
 - Die über RPC aufgerufene Prozedur kann nicht blockieren (beispielsweise keine Semaphore möglich)
 - ◆ Verklemmung kann durch geeignete RPC-Mechanismen vermieden werden
 - Mehrere Aktivitätsträger!
Es gibt stets einen Aktivitätsträger, der Anforderungen entgegennehmen und verarbeiten kann

C.4 Komplexe Datenstrukturen beim RPC

1 Überblick

- Strukturen, Arrays
- Verzeigerte Datenstrukturen

2 Strukturen, Arrays

- Sequentielle Übertragung der einzelnen Elemente
- Beispiel

```
struct Person {
    char lastname[40];
    char firstname[40];
    int age;
}

class AdressBook {
    void addPerson(const Person p);
    ...
}
```

2 Strukturen, Arrays

- Passender Stub für das Beispiel

```
struct Person {
    char lastname[40];
    char firstname[40];
    int age;
}
class AdressBook {
    void addPerson(const Person p);
    ...
}
```

```
class AdressBookStub {
    void addPersion(const Person p) {
        ...
        buffer = new Request(...);
        buffer.writeArray(40, p.lastname);
        buffer.writeArray(40, p.firstname);
        buffer.write(p.age);
        comm.send(buffer);
        ...
    }
    ...
}
```

2 Strukturen, Arrays

- Oder Hilfsklasse generieren (so z.B. in CORBA)

```
struct Person {
    char lastname[40];
    char firstname[40];
    int age;
}
class AdressBook {
    void addPerson(const Person p);
    ...
}
```

```
class AdressBookStub {
    void addPersion(const Person p) {
        ...
        buffer = new Request(...);
        PersonHelper.write(buffer, p);
        comm.send(buffer);
    }
}
class PersonHelper {
    static void write(Request req, Person &p) {
        req.writeArray(40, p.lastname);
        req.writeArray(40, p.firstname);
        req.write(p.age);
    }
}
```

3 Verzeigerte Datenstrukturen

- Im lokalen Fall wird hier normalerweise Call-by-Reference verwendet

```
typedef struct NodeStruct TreeNode
struct NodeStruct {
    TreeNode *left;
    TreeNode *right;
};

TreeNode *root = ...;
```

- Für verteiltes Call-by-Reference siehe nächster Abschnitt
- Variante 2: Daten rekursiv in Datenstrom schreiben
 - ◆ Client und Server müssen beide die Kodierung der Daten kennen (was kommt in welcher Reihenfolge)
 - ◆ Nachteil: Oft große Datenmenge, zu Übertragende Datenmenge nicht a priori bekannt

3 Verzeigerte Datenstrukturen

- Weitere Probleme: Zyklen in einem verzeigerten Graphen (Zum Beispiel verkettete Liste)
 - ◆ Gefahr einer Endlosschleife!
 - ◆ Unterscheidung notwendig:
 - *Zeiger zum ersten mal vom Marshalling betrachtet:* Übertragung der referenzierten Daten
 - *Weiteres Vorkommen des selben Zeigers:* Übertragung der Information, dass hier bereits zuvor übertragene Daten referenziert werden

C.5 Call-by-Reference genauer betrachtet

1 Eigenschaften und Probleme

- Call-by-Reference:
 - ◆ Es wird lediglich eine Referenz als Parameter übergeben
 - ◆ Vorteile/Ziele:
 - Aufgerufene Prozedur kann Daten des Aufrufers verändern
 - Ggf. umfangreiche Daten müssen nicht kopiert werden
- Probleme von Referenzen im verteilten System:
 - ◆ Normalerweise sind Zeiger nur jeweils lokal gültig (Ausnahmen siehe Vorlesung; z.B. DSM-Systeme)
 - ◆ Eine einfache Übertragung eines Zeigers ist daher meist nicht sinnvoll möglich

2 Call-by-Value-Result

- Siehe vorherige Übung
- Eigenschaften
 - ◆ Aufgerufene Prozedur kann Daten des Aufrufers verändern
(Einschränkung: nur während der Prozedurausführung möglich!
Es ist nicht möglich, die Referenz ausserhalb des Prozedurkontextes zu speichern und später nach Rückkehr zu verändern!
Häufig ist dies keine problematische Einschränkung.)
 - ◆ Komplette Daten werden sogar doppelt übertragen
(sicher kein Problem bei primitiven Datentypen, aber bei komplexeren Strukturen kann dies erheblichen Aufwand bedeuten!)

3 Echtes Call-by-Reference

- Im allgemeinen Fall meist nur mit OS-Unterstützung möglich
- Spezieller Fall: Objektreferenzen in OO-Programmiersprachen
 - ◆ Objekt kapselt Daten, Zugriff (Idealfall) nur durch Methodenaufrufe
 - ◆ Übertragung einer Objektreferenz kann auf Server-Seite automatisch dazu führen, dass eine Objekt-Stub erzeugt wird, der es erlaubt, alle Methoden des Originalobjekts per RPC aufzurufen.
 - ◆ Server hat damit transparenten Zugriff über die Referenz auf das Original-Objekt. Verhalten entspricht daher "echtem" Call-by-Reference
 - ◆ Einschränkung: Kein direkter Zugriff auf Objektdaten (keine "public"-Variablen)

3 Echtes Call-by-Reference

■ Beispiel

```
typedef char message[256];
interface Printer {
    void write(in message msg);
};
interface HelloServer {
    void sayHello(in Printer prt, in message msg);
};
```

- ◆ Client besitzt lokale Implementierung von Printer

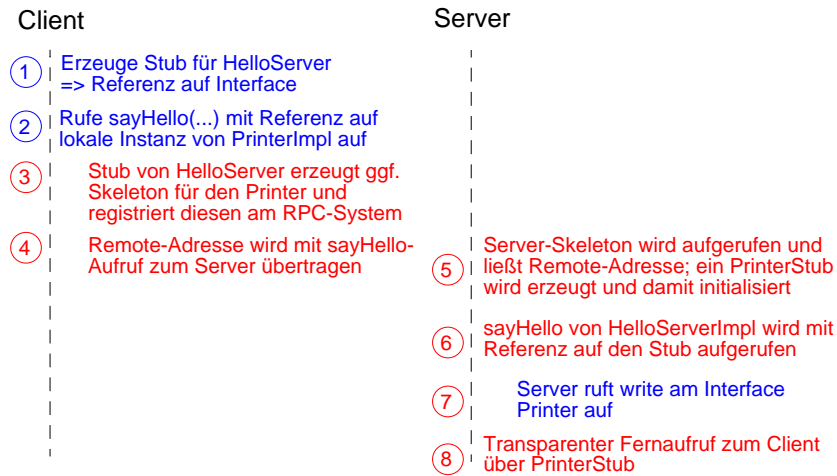
```
class PrinterImpl: public Printer {
    void write(char msg[256]) { printf(...); }
};
```

- ◆ Auf Serverseite existiert eine Implementierung von HelloServer

```
class HelloServerImpl: public HelloServer {
    void sayHello(Printer p, char msg[256]) { p.write(msg); }
};
```

3 Echtes Call-by-Reference

■ Mögliches Vorgehensweise



4 Verwaltung der Stubs und Skeletons

■ Bei naiven Vorgehen:

- ◆ Bei jedem Marshalling einer Objekt-Referenz wird ein Stub und ein Skeleton erzeugt
- ◆ Unnötig, falls die selbe Objektreferenz mehrfach übertragen wird!

■ Übliches Verfahren in vielen RPC-Systemen:

- ◆ Hashtabelle bei Client und Server
 - für Client: Abbildung lokaler Objektreferenzen auf Skeletons (oder Liste aller Skeletons, die durchsucht werden kann)
 - für Server: Abbildung von Remote-Referenzen auf Stubs

■ Wann können Stub oder Skeleton aufgeräumt werden, d.h. wann werden sie nicht mehr benötigt?

4 Verwaltung der Stubs und Skeletons

■ Stubs

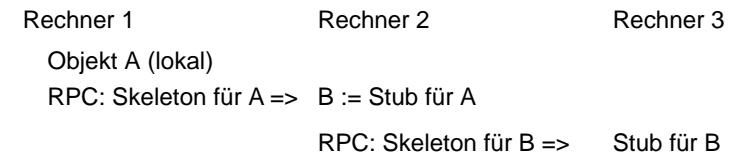
- ◆ In der aufgerufenen Server-Methode (explizit durch free, implizit)
- ◆ Im Skeleton, der den Stub erzeugt hat, diesen auch wieder freigeben.
- ◆ ???
- ◆ Durch automatische Garbage Collection (Achtung, lokale Hashtabelle besitzt Referenzen auf Stubs, hier sind z.B. weak references (Java) zu verwenden!)

■ Skeletons

- ◆ 1. Möglichkeit: Skeleton erst dynamisch erzeugen, wenn eine Anfrage kommt, nach der Bearbeitung der Anfrage wieder löschen
 - Dazu muss z.B. die Remote-Referenz die lokale Adresse des Objekts beinhalten. Strenge Typprüfung kaum möglich
- ◆ 2. Möglichkeit: Destruktor des Stubs benachrichtigt die Gegenseite davon, dass der Skeleton nicht mehr benötigt wird.

5 Aufrufketten

■ Referenz wird über mehrere Fernaufrufe weitergereicht



- ◆ Aufruf von Rechner 3 wird über Rechner 2 zu Rechner 1 geschickt

■ Besser: Aufrufoptimierung

- ◆ Von Rechner 2 wird keine Skeleton und keine neue Remote-Adresse generiert, sondern die ursprüngliche Adresse von Rechner 1 weitergegeben

C.6 Aufgabe 6

- Implementiere im bisherigen RPC-System einen Call-by-Reference-Mechanismus
- einfache Beispielanwendung

```
typedef char message[256];

interface Printer {
    void write(in message msg);
};

interface HelloServer {
    void sayHello(in Printer prt, in message msg);
};
```