RPC: Transparenzproblematik

- RPCs sollten so weit wie möglich lokalen Prozeduraufrufen gleichen, es gibt aber einige subtile Unterschiede

  bekanntes Programmier-paradigma!

  - Client- / Serverprozesse haben ggf. unterschiedliche Lebenszyklen: Server mag noch nicht oder nicht mehr oder in einer "falschen" Version existieren

- Leistungstransparenz
  - RPC i.a. wesentlich langsamer
  - Bandbreite bei umfangreichen Parametern beachten
  - ungewisse, variable Verzögerungen

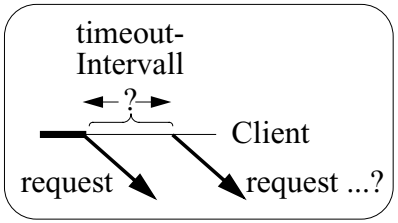
- Ortstransparenz
  - Standort des Servers bei Adressierung u.U. anzugeben
  - erkennbare Trennung der Adressräume von Client und Server
  - i.a. keine Pointer/Referenzparameter als Parameter möglich
  - auch keine Kommunikation über globale Variablen möglich

- Fehlertransparenz
  - es gibt mehr Fehlerfälle (beim klassischen Prozeduraufruf gilt: Client = Server → "fail-stop"-Verhalten: alles oder nix)
  - partielle ("einseitige") Systemausfälle: Server-Absturz, Client-Absturz
  - Nachrichtenverlust (Ununterscheidbar von zu langsamer Nachricht!)
  - Anomalien durch Nachrichtenverdopplung (z.B. nach Timeout)
  - Crash kann zu "ungünstigen Momenten" erfolgen (kurz vor / nach Senden / Empfangen einer Nachricht etc.)
  - Client / Server haben zumindest zwischenzeitlich eine unterschiedliche Sicht des Zustandes einer "RPC-Transaktion"

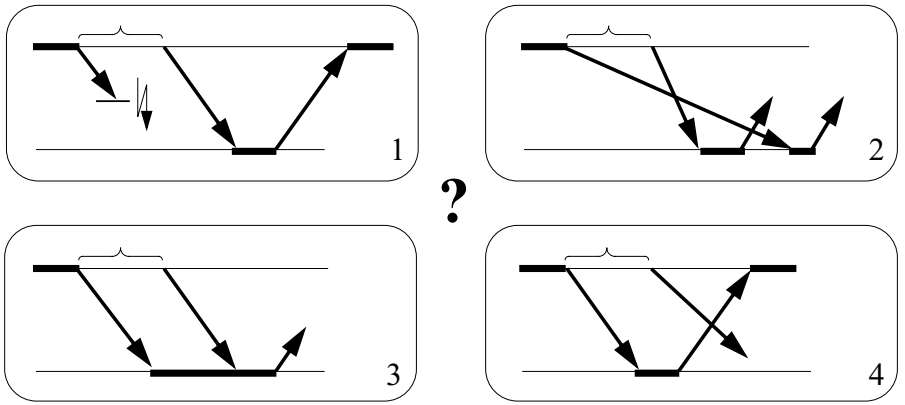
==> Fehlerproblematik ist also "kompliziert"!

Typische Fehlerursachen: I. Verlorene Request-Nachricht

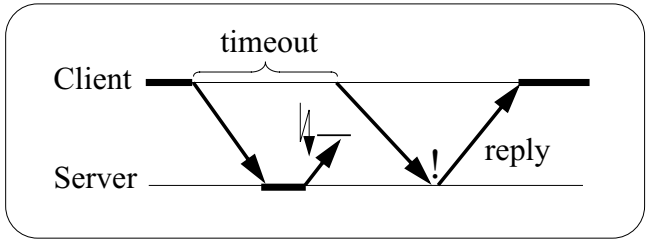
- *Gegenmassnahme*:
  - Nach Ablauf eines Timers ohne Reply die Request-Nachricht erneut senden



- *Probleme*:
  - Wieviele Wiederholungsversuche maximal?
  - Wie gross soll der Timeout sein?
  - Falls die Request-Nachricht gar nicht verloren war, sondern Nachricht oder Server untypisch langsam:
    - Doppelte Request-Nachricht! (Gefährlich bei nicht-idempotenten Operationen!)
    - Server sollte solche Duplikate erkennen. (Wie? 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?



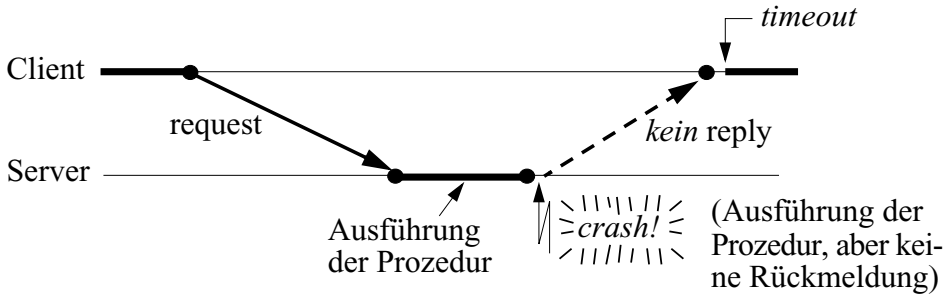
II. Verlorene Reply-Nachricht

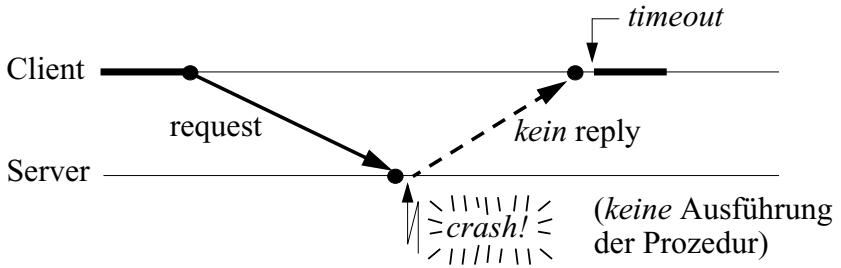


- *Gegenmassnahme 1:* analog zu verlorener Request-Nachricht
  - Also: Anfrage nach Ablauf des Timeouts wiederholen
- *Probleme:*
  - Vielleicht ging aber tatsächlich der Request verloren?
  - Oder der Server war nur langsam und arbeitet noch?
  - Ist aus Sicht des Clients nicht unterscheidbar!

- *Gegenmassnahme 2:*
  - Server könnte eine “Historie” der versendeten Replies halten
    - Falls Server Request-Duplikate erkennt und den Auftrag bereits ausgeführt hat: letztes Reply erneut senden, ohne die Prozedur erneut auszuführen!
    - Pro Client muss nur das neueste Reply gespeichert werden.
    - Bei vielen Clients u.U. dennoch Speicherprobleme:
      → Historie nach “einiger” Zeit löschen.
      (Ist in diesem Zusammenhang ein ack eines Reply sinnvoll?)
      Und wenn man ein gelöschtes Reply später dennoch braucht?

III. Server-Crash

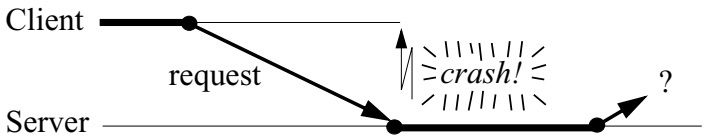




Probleme:

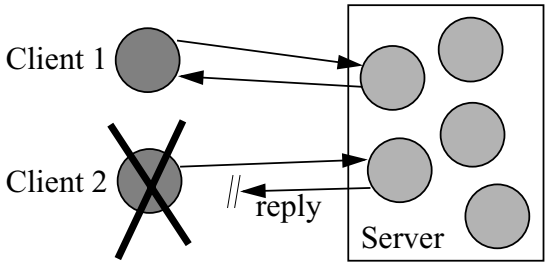
- Wie soll der Client dies unterscheiden?
  - ebenso: Unterschied zu verlorenem request bzw. reply?
  - Sinnhaftigkeit von Gegenmassnahmen hängt ggf. davon ab
  - Client *meint* u.U. zu Unrecht, dass ein Auftrag nicht ausgeführt wurde (→ falsche Sicht des Zustandes!)
- Evtl. Probleme nach einem Server-Restart
  - z.B. “Locks”, die noch bestehen (Gegenmassnahmen?) bzw. allgemein: “verschmutzer” Zustand durch frühere Inkarnation
  - typischerweise ungenügend Information (“Server Amnesie”), um in alte Kommunikationszustände problemlos wieder einzusteigen

IV. Client-Crash



- 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.a. Ressourcen beim Server!

- "Orphans" (Waisenkinder) beim Server
  - Prozesse, deren Auftraggeber nicht mehr existiert



Beispiel: Pro RPC-Auftrag eines Client gründet der Server einen eigenen Prozess

- Nach Neustart des Client dürfen alte Replies nicht stören
  - "Antworten aus dem Nichts" (Gegenmassnahme: Epochen-Zähler)
- Nach Restart könnte ein Client versuchen, Orphans zu terminieren (z.B. durch Benachrichtigung der Server)
  - dadurch bleiben aber u.U. locks etc. bestehen
  - Orphans könnten 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)

RPC-Fehlersemantik

Operationale Sichtweise:

- Wie wird auf (vermeintlich?) nicht eintreffende Requests oder Replies nach einem Timeout und auf wiederholte Requests reagiert?
- Und wie auf gecrashte Server / Clients?

---

1) Maybe-Semantik:

- Keine Wiederholung von Requests
- *Einfach und effizient*
- Keinerlei Erfolgsgarantien → oft nicht anwendbar
  Mögliche Anwendungsklasse: Auskunftsdienste (noch einmal probieren, wenn keine Antwort kommt)

wird etwas euphemistisch oft als "best effort" bezeichnet

2) At-least-once-Semantik:

- Hartnäckige Wiederholung von Requests
- Keine Duplikatserkennung (*zustandsloses Protokoll* auf Serverseite)
- Akzeptabel bei idempotenten Operationen (z.B. Lesen einer Datei)

RPC-Fehlersemantik (2)

3) At-most-once-Semantik:

- Erkennen von Duplikaten (Sequenznummern, log-Datei etc.)
- Keine wiederholte Ausführung der Prozedur, sondern ggf. erneutes Senden des Reply
- Geeignet auch für *nicht-idempotente* Operationen
- Kein Ergebnis bei abgestürztem Server

4) Exactly-once-Semantik:

- Wunschtraum?
- Oder geht es zumindest unter der *Voraussetzung*, dass der Server nicht crasht und ein reply letztlich auch durchkommt? (Z.B. durch hartnäckige Wiederholung von Requests?)
- Was ist mit verteilten Transaktionen? (→ Datenbanken! Stichworte: Checkpoint; persistente Datenspeicherung; Recovery...)

- Nochmals: Fehlertransparenz bei RPC?

- Problem: Client / Server haben u.U. (temporär?) eine inkonsistente Sicht
- Einige Fehler sind bei gewöhnlichen Prozeduraufrufen nicht möglich
- Timeout beim Client kann *verschiedene* Ursachen haben (verlorener Request, verlorenes Reply, langsamer Request bzw. Reply, langsamer Server, abgestürzter Server...) → Fehlermaskierung schwierig
- Vollständige Transparenz ist kaum erreichbar
- Hohe Fehlertransparenz = hoher Aufwand

Wirkung der RPC-Fehlersemantik

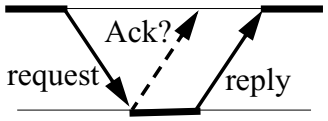
	Fehlerfreier Ablauf	**Nachrichten-verluste**	**Ausfall des Servers**
Maybe	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: 0/1 Ergebnis: 0	Ausführung: 0/1 Ergebnis: 0
At-least-once	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: ≥1 Ergebnis: ≥1	Ausführung: ≥0 Ergebnis: ≥0
At-most-once	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: 0/1 Ergebnis: 0
Exactly-once	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: 1 Ergebnis: 1	Ausführung: 1 Ergebnis: 1

May-be → At-least-once → At-most-once → ...
ist zunehmend aufwendiger zu realisieren!

- man begnügt sich daher, falls es der Anwendungsfall gestattet, oft mit einer billigeren aber weniger perfekten Fehlersemantik
- Motto: so billig wie möglich, so „perfekt“ wie nötig

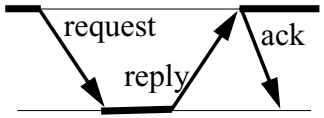
RPC-Protokolle

- *RR-Protokoll* (“Request-Reply”):



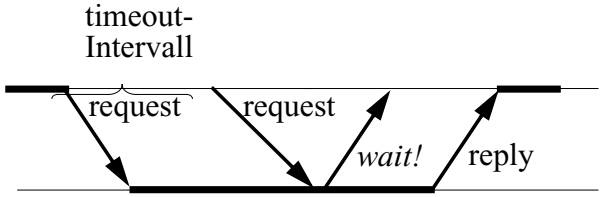
- Reply ist implizite Quittung für Request
- lohnt sich ggf. eine unmittelbare Bestätigung des Request?

- *RRA-Protokoll* (“Request-Reply-Acknowledge”):



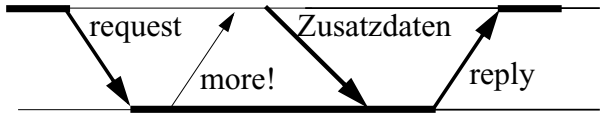
- “pessimistischer” als das RR-Protokoll
- Vorteil: Server kann evtl. gespeicherte Replies frühzeitig löschen (und natürlich Replies bei Ausbleiben des ack wiederholen)

- *Sinnvoll bei langen Aktionen / überlasteten Servern:*



“wait” = Bestätigung eines erkannten Duplikats

- *Parameter-Übertragung „on demand“*



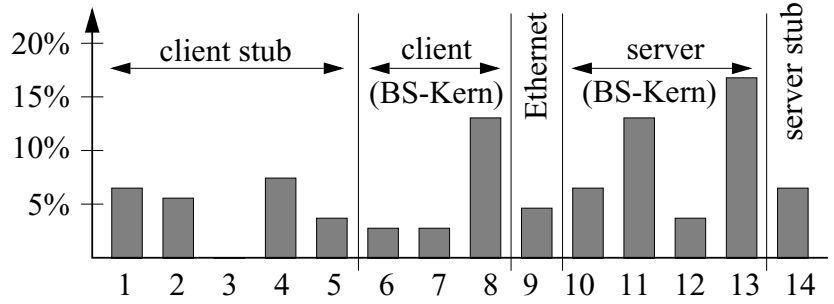
- spart Pufferkapazität
- bessere Flusssteuerung
- Zusatzdaten abhängig vom konkreten Ablauf

- *Weitere RPC-Protokollaspekte:*
  - effiziente Implementierung einer geeigneten (=?) Fehlersemantik
  - geeignete Nutzung des zugrundeliegenden Protokolls (ggf. aus Effizienzgründen eigene Paketisierung der Daten, Flusssteuerung, selektive Wiederholung einzelner Nachrichtenpakete bei Fehlern, eigene Fehlererkennung / Prüfsummen, kryptogr. Verschlüsselung...)

RPC: Effizienz

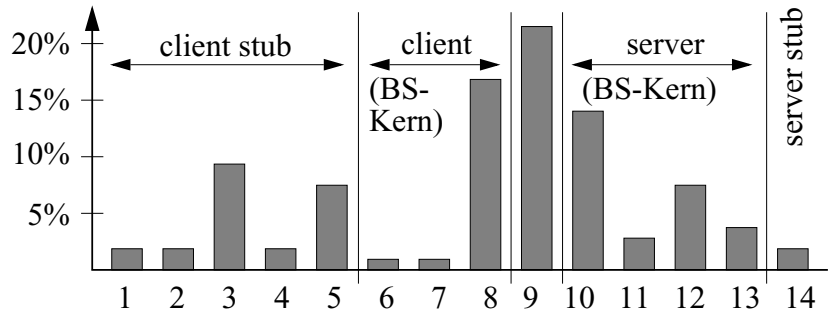
Analyse eines RPC-Protokolls durch Schroeder
(zitiert nach A. Tanenbaum)

a) Null-RPC (Nutznachricht der Länge 0, kein 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. Ethernet 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

b) 1440 Byte Nutznachricht (ebenfalls kein Auftragsbearbeitung):

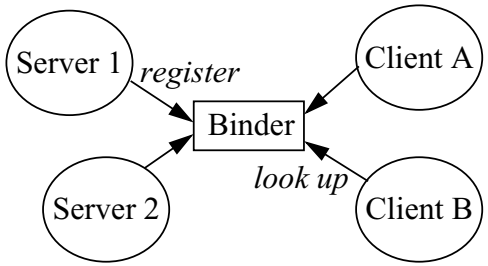


- Eigentliche Übertragung kostet relativ wenig
- Rechenoverhead (Prüfsummen, Header etc.) keineswegs vernachlässigbar
- Bei kurzen Nachrichten: Kontextwechsel zw. Anwendung und BS wichtig
- Mehrfaches Kopieren kostet viel

RPC: Binding

- Problem: Wie werden Client und Server “gematcht”?
  - Verschiedene Rechner und i.a. verschiedene Lebenszyklen → kein gemeinsames Übersetzen / statisches Binden (fehlende gem. Umgebung)

Dynamisches Binden mittels eines “Binders”



- Server (-stub) gibt den Namen etc. seines Services (RPC-Routine) dem Binder bekannt
  - “*register*”; “exportieren” der RPC-Schnittstelle (Typen der Parameter...)
  - ggf. auch wieder abmelden
- Client erfragt beim Binder die Adresse eines geeigneten Servers
  - “*look up*”; “importieren” der RPC-Schnittstelle

oft auch “registry” oder “look-up service” genannt

- *Vorteile*: im Prinzip kann Binder
  - mehrere Server für den gleichen Service registrieren (→ Fehlertoleranz; Lastausgleich)
  - Autorisierung etc. überprüfen
  - durch Polling der Server die Existenz eines Services testen
  - verschiedene Versionen eines Dienstes verwalten

dann eher “Trader” oder “Broker”

- *Probleme*:
  - zentraler Binder ist ein potentieller Engpass (Binding-Service geeignet verteilen? Konsistenz!)
  - dynamisches Binden kostet Ausführungszeit

Asynchroner RPC

- andere Bezeichnung: “Remote Service Invocation”
- auftragsorientiert → Antwortverpflichtung

Client

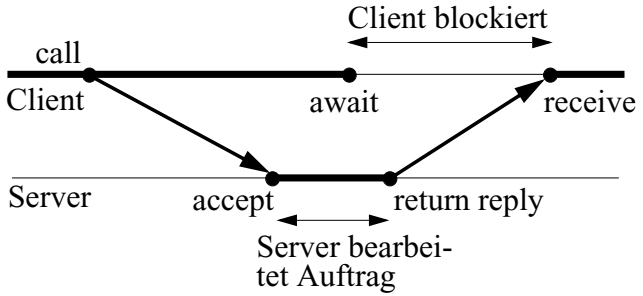
```
call X(...), reply to Y;
. . .                      ggf. optional
. . .
await Y(...)
. . .
```

Server

```
remote procedure X(...,... )
begin
    . . .
    return(...,...)
    . . .
end
```

oder:

```
    ⋮
accept(...)
    ⋮
return(...)
    ⋮
```



- Parallelverarbeitung von Client und Server möglich, solange Client noch nicht auf Resultat angewiesen

Future-Variablen

- Zuordnung Auftrag / Ergebnisempfang bei der asynchron-auftragsorientierten Kommunikation?
  - unterschiedliche Ausprägung auf Sprachebene möglich
  - "await" könnte z.B. einen bei "call" zurückgelieferten "handle" als Parameter erhalten (also z.B. Y = call X(...); ... await (Y);)
  - ggf. könnte die Antwort auch asynchron in einem eigens dafür vorgesehenen Anweisungsblock (vgl. Interrupt-Routine) empfangen werden

- Spracheinbettung evtl. auch durch "Future-Variablen"
  - Future-Variable = handle, der wie ein Funktionsergebnis in Ausdrücke eingesetzt werden kann
  - Auswertung der Future-Variable erst, wenn unbedingt nötig
  - Blockade nur dann, falls Inhalt bei Auswertung noch nicht feststeht
  - Beispiel:

```
FUTURE future: integer;
some_value: integer;
…
future = call(…);
…
some_value = 4711;
print(some_value + future);
```


Die Socket-Programmierschnittstelle

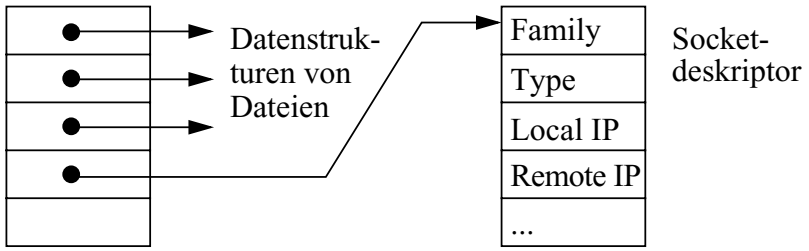
- Zu TCP (bzw. UDP) gibt es keine festgelegten "APIs"
- Bei UNIX ist dafür entstanden: "sockets" als Zugangspunkte zum Transportsystem
- Semantik eines sockets: analog zu Datei-Ein/Ausgabe
  - ist insbesondere bidirektional ("schreiben" und "lesen")
  - ein socket kann aber auch mit mehreren Prozessen verbunden sein
- Programmiersprachliche Einbindung (typw. in C)
  - sockets werden wie Variablen behandelt (können Namen bekommen)
  - Beispiel in C (Erzeugen eines sockets):

```
int s;
s = socket(int PF_INET, int SOCK_STREAM, 0);
```

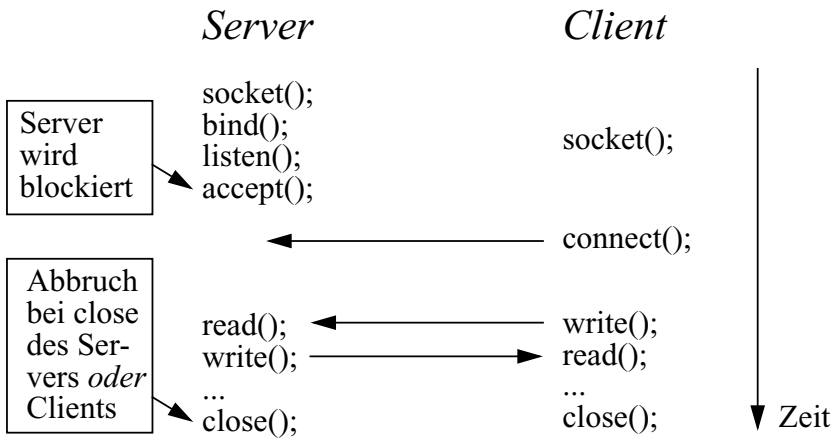
"Family": Internet oder nur lokale Domäne

"Type": Angabe, ob TCP verwendet ("stream"); oder UDP ("datagram")

- Bibliotheksfunktion "socket" erzeugt einen Deskriptor
  - wird innerhalb der Filedeskriptortabelle des Prozesses angelegt
  - Datenstruktur wird allerdings erst mit einem nachfolgenden "bind"-Aufruf mit Werten gefüllt (binden der Adressinformation aus Host-Adresse und einer "bekannten" lokaler Portnummer an den socket)



Client-Server mit Sockets (Prinzip)



- Voraussetzung: Client kennt die IP-Adresse des Servers sowie die Portnummer (des Dienstes)
  - muss beim connect angegeben werden
- Mit “listen” richtet der Server eine Warteschlange für Client-connect-Anforderungen ein
  - Auszug aus der Beschreibung: *“If a connection request arrives with the queue full, tcp will retry the connection. If the backlog is not cleared by the time the tcp times out, the connect will fail”*
- Accept / connect implementieren ein “Rendezvous”
  - mittels des 3-fach-Handshake von TCP
  - bei “connect” muss der Server bereits listen / accept ausgeführt haben
- Rückgabewerte von read bzw. write: Anzahl der tatsächlich gesendeten / empfangenen Bytes
- Varianten: Es gibt ein select, ein nicht-blockierendes accept etc., vgl. dazu die UNIX-Bibliothek