

# Betriebssystemtechnik

Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz

## VII. Sprachbasierte Systeme

Wolfgang Schröder-Preikschat

1. Juni 2018



## Gliederung

Einleitung  
Sicherheit

Typsicherheit  
Schutzdomäne  
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache  
Sprachmerkmale  
Fallstudien

Zusammenfassung



## Isolation schafft Immunität

VL 1, S. 3-19

- Eigenschaften, um **Sicherheit** in einem Rechner zu fördern:
  - Immunität**
    - Angriffssicherheit (*security*)
    - Schutz einer Identität vor seiner Umgebung
    - verhindern, in einen Adressraum eindringen zu können
  - Isolation**
    - Betriebssicherheit (*safety*)
    - Schutz der Umgebung vor einer Entität
    - verhindern, aus einem Adressraum ausbrechen zu können
- beide Eigenschaften bedingen einander:

*Indem das System verhindert, dass Prozesse aus ihren Adressräumen ausbrechen können, wird eben auch verhindert, dass Prozesse in andere Adressräume einbrechen können.*
- damit kommt Betriebssicherheit jedoch nicht vor Angriffssicherheit
  - erstere erfordert Funktionen, die zweite nicht benötigt – Termintreue
  - Schutz in räumlicher Hinsicht ist nur ein Aspekt – Zeit ein anderer
- aber umgekehrt wird eher ein Schuh draus. . .



## Gliederung

Einleitung  
Sicherheit

Typsicherheit  
Schutzdomäne  
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache  
Sprachmerkmale  
Fallstudien

Zusammenfassung



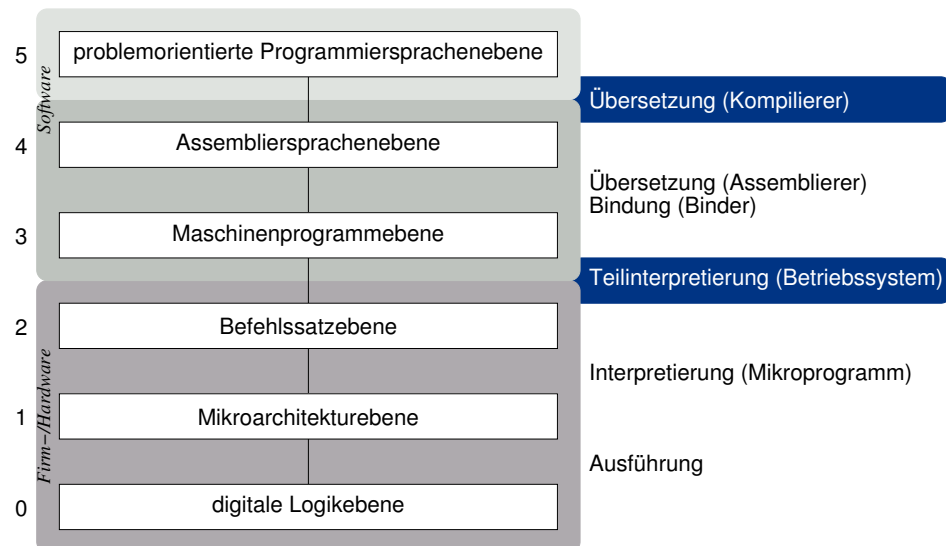
- setzt auf eine **typsichere Programmiersprache** samt Kompilierer
  - falsche Verwendung von Datentypen kann **Typverletzungen** hervorrufen
  - die resultierenden **Typfehler** werden spätestens zur Laufzeit erkannt
- zentrale Maßnahme dabei ist die **Typprüfung** (*type checking*)
  - prüft die zum **Typsystem** konforme Verwendung der Datentypen
    - zur **Kompilierungszeit**  $\leadsto$  statisch typisierte Sprache
    - zur **Laufzeit**  $\leadsto$  dynamisch typisierte Sprache
  - ggf. auch in Kombination: was geht, statisch, ansonsten dynamisch
- offensichtliches Problem bereiten **Zeiger** (*pointer*) als Datentypen:
  - typisierte Zeiger**
    - können dereferenziert und verändert werden
    - Typ des Zeigers ist der Typ, auf den er verweist
    - $\text{char}^* \neq \text{unsigned}^* \neq \text{int}^* \neq \text{float}^*$
  - untypisierte Zeiger**
    - auf ihnen sind keine Operationen definiert
    - `POINTER` in Pascal/Modula, `void*` in C/C++
- Adressraumausbrüche sind aber auch ohne (explizite) Zeiger möglich



- Beispiele kritischer Sprachkonzepte als **Mechanismen** zum Ausbruch:
  - Feld**
    - Über-/Überschreitung von Feldgrenzen
  - Zeiger**
    - Wertezuweisungen an/Änderungen von Zeigervariablen
  - Rekursion**
    - Laufzeitstapel unberechenbar ausdehnen
  - Argumente**
    - Übergabe einer beliebigen Anzahl von Parametern
  - Typisierung**
    - Zahlenwert als Adresse auslegen (*typecast*)
  - Außenreferenz**
    - beliebiges (externes) Unterprogramm aufrufen
- die den Ausbruch ggf. bedingende **Intention** eines Subjektes:
  - unbeabsichtigt**
    - Soft- oder Hardwarefehler (vgl. auch [3])<sup>1</sup>
  - beabsichtigt**
    - Schadsoftware jeglicher Herkunft und Art
- sichere Programmiersprachen sind frei von solchen Konzepten oder ihr Übersetzer bietet Wege für deren Absicherung
  - Simula, Mesa, Ada, Modula-3, Oberon, Java, Clay
- die Eignung als **Systemprogrammiersprache** ist damit aber noch offen



<sup>1</sup>Kein technisches System ist 100% fehlerfrei.



- Trennung von Belangen (*separation of concerns*)  $\iff$  Körnigkeit



## SPIN [2, S. 276]

- *Operating system protection structures are not the right level to impose modularity.*
- *In fact, protection structures do not impose modularity; they only **enforce** selected module boundaries.*

- ein **Modul**, nach [10, S. 1056], vereint Programme, die:
  - einen Hauptschritt in der Verarbeitung ausmachen *oder*
  - dem **Geheimnisprinzip** (*information hiding*, [9]) folgen
- allg. wird Geheimnisprinzip als das Merkmal von Modulen verstanden
  - oft auch mit **Datenkapselung** (*data encapsulation*) gleichgesetzt
- all dies sind Aspekte der Softwaretechnik, die durch Schutzkonzepte eines Betriebssystems bestenfalls unterstützt werden können



## Lipto [4, S. 512–513]

*The fundamental reasons for providing support for modularity that is independent of protection are*

- *that it allows modular decomposition without concerns for cross-domain communication costs, and*
- *the partitioning of functions into protection domains becomes a matter of configuration rather than design.*

- nach [10, S. 1053] bedeutet **modulare Programmierung** zweierlei:
  - i die Entwicklung eines Moduls ist ohne (viel) Wissen über das Innenleben anderer Module möglich *und*
  - ii Umstrukturierung und Austausch eines Moduls ist möglich, ohne das Gesamtsystem umstrukturieren zu müssen
- Schutz allein erzwingt keine Softwarestruktur dieser Eigenschaften



## SPIN [2, S. 278]

- *Storage allocation, protection, and reclamation should be coarse grained at the operating system level.*
- *Fine-grained control is best provided at the language level by compilers and runtime systems.*

- ein **Grundprinzip** bei der Konstruierung von Rechensystemen
  - feinkörnig greifende Maßnahmen eher „nach oben“ positionieren
    - Halde (`malloc`, `free`): „typweise“ Speicherverwaltung
    - gepufferte Ein-/Ausgabe (`fread`, `fwrite`), Programmfäden, ...
  - grobkörnig greifende eher “nach unten“ in der Hierarchie orientieren
    - `sbrk`: kachel-/segmentweise Speicherverwaltung
    - ungepufferte Ein-/Ausgabe (`read`, `write`), Prozesse, ...
- es lässt Betriebssysteme als **performante Konstruktion** erscheinen



## Schutz und Typsicherheit

## SPIN [2, S. 278]

*Even with safe languages, the operating system must still support hard protection boundaries in order to separate nontrusting parties and different safe or unsafe language environments.*

- schwaches Argument, da es nicht in der **Betriebsart** differenziert
  - trifft zu nur unter folgenden Annahmen:
    - i das Rechensystem ist ein **Mehrsprachensystem**
    - ii verschiedene Arten von **Dialogbetrieb** werden gefahren
    - iii ein **Universalrechner** (*general-purpose computer*) ist zu betreiben
  - insb. für **Spezialrechner** (*special-purpose computer*) gilt dies nicht
- starkes Argument, wenn man auf **Aushärtung** (*hardening*) setzt
  - um **Robustheit** gegenüber sporadischer Hardwarefehler zu erhöhen
- beide Ansätze ergänzen sich, sie schließen sich überhaupt nicht aus !



## Beispiele sprachbasierter Betriebssysteme

- in chronologischer Reihenfolge (1961 – 2009):
  - MCP [8]** ■ ESPOL, später (1970) NEWP
    - Einsprachen-/Multiprozessorsystem, Stapelbetrieb
  - Pilot [12]** ■ Mesa
    - Einsprachen-/Einbenutzer-/Mehrprozesssystem
  - Ethos [14]** ■ Oberon-2
    - ereignisbasiertes (einfädiges) Einsprachen-/Einprozesssystem
  - SPIN [1]** ■ Modula-3
    - basiert auf Mach 3.0 (Mikrokern) und OSF/1 Unix (Server)
  - JX [5]** ■ Java
    - basiert auf eine eigene, mikrokernähnliche Exekutive<sup>2</sup>
  - KESO [16]** ■ Java
    - basiert auf OSEK/VDX Echtzeitbetriebssysteme
- mit Ausnahme von MCP, war keines dieser Systeme ein Durchbruch in kommerzieller Hinsicht
  - auch in akademischer Hinsicht, haben sie sich nicht durchsetzen können

<sup>2</sup>Die Mikrokernarchitektur von JX weicht ab vom sonst üblichen Modell [7].



Einleitung

Sicherheit

Typsicherheit

Schutzdomäne

Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache

Sprachmerkmale

Fallstudien

Zusammenfassung



Gegenstand von Kritik an sprachbasierten Betriebssystemen ist das zu Grunde liegende Modell eines abstrakten Prozessors

- vornehmlich vorgegeben durch die typischere Programmiersprache
  - bspw. JX [5], genauer dessen Mikrokern resp. DomainZero:
    - typische Mikrokernfunktionalität, ohne hardwarebasierten Speicherschutz
  - strukturelle Komplexität geführten Programmtextes (*managed code*)
- implementiert in einer anderen, typunsicheren Programmiersprache
  - meistens C, gelegentlich C++, aber auch Assemblersprache
    - Umladen, Systeminitialisierung, Zustandswechsel der CPU, Einplanung
    - maschinenorientierte (*low-level*) Verwaltung von Schutzdomänen
    - Speicherbereinigung (*garbage collection*), Betriebsüberwachung (*monitoring*)
  - bei JX bedeutet dies 25 Tausend Zeilen C für den Mikrokern [5, S. 134]
- Grund: Funktionalitäten, die sprachlich nicht anders ausdrückbar sind

*Betriebssysteme als (typsicheres) Einsprachensystem zu realisieren, erfordert eine echte Systemprogrammiersprache.*



## System{implementierungs,programmier}sprache

- Sprachkonzepte speziell zur Implementierung von Betriebssystemen:

**Flansch** ■ Ummantelung der Unterbrechungsbehandlung

■ Zugriff auf gestapelten Prozessorstatus (*trap*)

**Koroutine** ■ Grundlage für Programmfäden/Prozessinkarnationen

■ Ausprägung für ereignis- und prozessbasierte Systeme

**Prozessorstatus** ■ kontextabhängiger Maschinenzustand einer Koroutine

**Transaktion** ■ echte Elementaroperationen: TAS, FAA, CAS, ...

**Spezialbefehle** ■ Unterbrechungssteuerung, LL/SC

■ Laden/Spülen des Übersetzungspuffers (TLB)

■ Auslösen eines asynchronen Systemsprungs (AST)

■ Ruhezustand, Bereitschaftsbetrieb

■ Speichersynchronisation

■ Prozessor(kern)signalisierung

**Maschinenwort** ■ Repräsentation des Speicherworts des Prozessors

**Speicherfeld** ■ Repräsentation des realen Adressraums (Tabelle)

- alle Prozessormerkmale mit Betriebssystembezug sind abzudecken



## Flansch: Pro-/Epilog einer Behandlungsroutine

IA-32

- Prozessorstatus invariant halten und Systemmodus verlassen

```
1 .macro flange vec
2     pushl %edx ; save volatile register
3     pushl %ecx ; dito
4     pushl %eax ; dito
5     flxh \vec ; run first-level exception handler #vec
6     popl %eax ; restore volatile register
7     popl %ecx ; dito
8     popl %edx ; dito
9     iret      ; return from trap/interrupt
10 .endm
```

■ 2–4: Prolog → Sicherung der flüchtigen Prozessorregister *und*

■ 6–9: Epilog → deren Wiederherstellung und Rücksprung

- Mustervorlage für den Text der eigentlichen Behandlungsroutine

```
1 .macro flxh xhn
2     ...          ; code for handler "xhn" comes here
3 .endm
```



- synchrone Programmunterbrechung

```
1 trap[128] = handler(trapframe state) {
2     ...
3 }
```

- Definition für Vektornummer 128 (Systemaufruf)
- Werteübergabe des gesicherten Prozessorstatus' an state

- asynchrone Programmunterbrechung

```
1 interrupt[42]<level triggered> = handler() {
2     ...
3 }
```

- Definition für Vektornummer 42
- Angabe der Signalisierungsart: Unterbrechungen müssen gesperrt bleiben

- der Compiler definiert die Makros `flxh` bei der Codegenerierung



- Koroutinenwechsel für ereignisbasierte Systeme: [gemeinsamer Stapel](#)

```
1 .macro resume this, save
2     movl \this, \save ; keep target instruction pointer
3     movl $.r\@, \this ; return address of this coroutine
4     jmp  *(\save) ; switch to next coroutine
5     .p2align 3 ; ensure branch target alignment
6 .r\@: ; come here when being switched on
7 .endm
```

- Koroutinenwechsel für prozessbasierte Systeme: [individueller Stapel](#)

```
1 .macro resume this, save
2     movl \this, \save ; keep target stack pointer
3     pushl $.r\@ ; create address of this coroutine
4     movl %esp, \this ; and return its stack pointer
5     movl \save, %esp ; switch to stack of next coroutine
6     ret ; and resume its execution
7     .p2align 3 ; ensure branch target alignment
8 .r\@: ; come here when being switched on
9 .endm
```



## Koroutine: Kontrollflusserzeugung I

- Koroutinengabelung für ereignisbasierte Systeme: [gemeinsamer Stapel](#)

```
1 .macro fork this
2     movl $.f\@, \this ; child start address
3     orl $1, \this ; indicate parent continuation
4     .p2align 3 ; ensure 16-bit aligned label
5 .f\@: ; initial resume of child
6     btrl $1, \this ; restore address and check it
7 .endm
```

- `this` ist Start- bzw. Fortsetzungsadresse der neuen Koroutine

- Koroutinengabelung für prozessbasierte Systeme: [individueller Stapel](#)

```
1 .macro fork this ; this must be 16-bit aligned
2     movl $.f\@, (\this) ; setup child start address
3     orl $1, \this ; indicate parent continuation
4 .f\@: ; initial resume of child
5     btrl $1, \this ; restore address and check it
6 .endm
```

- `this` ist Platzhalteradresse für die Start- bzw. Fortsetzungsadresse



## Koroutine: Kontrollflusserzeugung II

- Koroutinenerzeugung durch Aufspaltung eines Kontrollflusses

```
1 coroutine<event based> next;
2
3 next = fork { ; /* resp. fork(hook) */
4     next = resume(next); quit;
5 }
6
7 next = resume(next);
```

- Beispiel des vom Compiler generierten Programmfragments

```
1     fork    %eax    ; event-based coroutine spin-off
2     jc     1f      ; parent is first, child is second
3     resume %eax, %edx ; child switches back to parent
4     quit    ; and stops upon repeated resume
5 1:        ; parent comes here after fork
6     resume %eax, %edx ; and switches to child coroutine
```

→ **beachte:** auf dieser Ebene können Koroutinen nicht terminieren



Koroutinen werden nicht als Unterprogramm aufgerufen und besitzen daher auch keinen **Aktivierungsblock** (*activation record*)

- wohin sie bei Beendigung zurückkehren können sollten, ist unbekannt
  - unabhängig von der Art ihrer Deklaration oder Definition
    - als **Basisblock** (wie zuvor auf S. 20 gezeigt) oder
    - als wirkliches **Unterprogramm** (d.h., Funktion oder Prozedur)
  - von selbst können sie bestenfalls ihre Laufbereitschaft „aufkündigen“
    - einen Programmabbruch oder -stopp erzwingen und
    - Hilfestellung bei ihrer (weiteren) Zerstörung von außen erwarten
  - denn unter ihnen ist nur noch die CPU: **Koroutine ≠ Faden** **!!!**

## Aufkündigung der Laufbereitschaft einer Koroutine:

```

1 .macro quit
2 .q\@:
3   hlt          ; don't know how to proceed...
4   jmp .q\@    ; idle and wait to be assisted
5 .endm
    
```

```

expanded:
fork %eax
> movl $.f0,%eax
> orl $1,%eax
> .p2align 3
> .f0:
> btrl $1,%eax
   jc     1f
   resume %eax, %edx
> movl %eax,%edx
> movl $.r1,%eax
> jmp *(%edx)
> .p2align 3
> .r1:
quit
> .q2:
> hlt
> jmp .q2
1:
   resume %eax, %edx
> movl %eax,%edx
> movl $.r3,%eax
> jmp *(%edx)
> .p2align 3
> .r3:
   ret
    
```

# Prozessorstatus: Sicherung/Wiederherstellung

Koroutinenwechsel sind **kontextabhängig** hinsichtlich des aktuellen Maschinenzustands des Prozessors

- nur **aktive Prozessorregister** brauchen jedoch beachtet zu werden
  - Register, die im gesamten Ablaufpfad bisher ungesichert geblieben sind
    - von der „Wurzel“ (z.B. `flxb`, S. 16) ausgehend bis zum `resume` (S. 18)
  - schlimmstenfalls alle im Programmiermodell der CPU definierten Register
- der nötige **Sicherungspuffer** ist von variabler aber maximaler Größe

## Optionen zur Verwaltung des Maschinenzustands:

- den **Stapelspeicher** implizit und dynamisch nutzende Operationen:
  - `push` ■ auf den Stapel drauflegen & Stapelzeigerwert zurückliefern
  - `pull` ■ vom Stapel runternehmen
- Operationen, die auf ein **Behältnis** (*bin*) statischer Größe arbeiten:
  - `dump(bin)` ■ in den Sicherungspuffer abladen
  - `pick(bin)` ■ aus dem Sicherungspuffer aufsammeln

# Fäserchenwechsel

```

1 class fibril {
2     coroutine<event based> label;
3     bin state;
4 public:
5     static fibril& being(); /* return current fibril */
6     void apply(); /* define current fibril */
7
8     void board() { /* switch to this fibril */
9         fibril& self = being();
10        feature("nonpreemptive") {
11            apply(); /* unseal this fibril */
12            assembly { /* switch processor state */
13                dump(self.state); /* releasing one */
14                self.label = resume(label);
15                pick(state); /* continued one */
16            }
17        }
18    }
19 };
    
```

**feature** ■ logisch kritischer Abschnitt  
**assembly** ■ physischen Befehlsverbund bilden

```

1 class fibre {
2     coroutine<process based> batch;
3 public:
4     static fibre& being(); /* return current fibre */
5     void         apply(); /* define current fibre */
6
7     void board() {          /* switch to this fibre */
8         register fibre& self = being();
9         feature("nonpreemptive") {
10            apply();        /* unseal this fibre */
11            assembly {     /* switch processor state */
12                push;      /* releasing one */
13                self.batch = resume(batch);
14                pull;      /* continued one */
15            }
16        }
17    }
18 };

```

register ■ Zuweisung in Zeile 13 ist kritisch  
 ■ self muss eine Registervariable sein



## Gliederung

Einleitung

Sicherheit

Typsicherheit

Schutzdomäne

Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache

Sprachmerkmale

Fallstudien

Zusammenfassung



## Diskussion

- es lohnt ein Blick auf Betriebssystemtechnik vom SS 2012 [13]
  - dort wurden die Sprachkonzepte als **funktionale Abstraktionen** realisiert
    - insb. die hier definierten Koroutinen und darauf aufbauend Programmfäden
    - diese „minimale Teilmenge von Systemfunktionen“<sup>3</sup> ist operationsfähig und
    - wiederverwendbar für problemspezifische, „minimale Systemerweiterungen“<sup>3</sup>
  - mangels Spracheigenschaften entstand ein **Zweisprachensystem: C/ASM**
- alle Sprachkonstrukte bilden ab auf elementare Maschinenbefehle
  - vergleichbar mit Konzepten einer „Anwendungsprogrammiersprache“
    - Index- oder Typüberprüfungen, dynamische Typisierung
    - parametrischer Polymorphismus (z.B. polymorphe Methoden)
  - damit lassen sich abstrakte Prozessoren typsicherer Sprachen realisieren
- ausschließlich auf Einsprachensysteme zu setzen, ist aber unrealistisch
  - für Universalrechner sind Mehrsprachensysteme Normalität
    - Problem- und Lösungsdomänen bilden auch verschiedene Sprachdomänen
  - Einsprachensysteme sind **domänenspezifisch** – Betriebssysteme ebenso
    - beides zu vereinen, ist naheliegend – es braucht aber die passende Sprache

<sup>3</sup>Grundprinzipien einer Programmfamilie [11].



## Resümee

- Sicherheit in Rechensystemen braucht Immunität und Isolation
  - dabei wird Immunität insbesondere auch durch Isolation erreicht
- Typsicherheit als Option, um Adressraumausbrüchen vorzubeugen
  - Grundlage ist eine statisch oder dynamisch typisierte Programmiersprache
  - sprachbasierten Betriebssystemen mangelt es an Sprachunterstützung
- Systemprogrammiersprachen verbergen keine Prozessormerkmale
  - Betriebssysteme können damit als Einsprachensysteme realisiert werden
  - Typsicherheit steht nicht im Widerspruch dazu, ist sinnvolle Ergänzung
- Einsprachensysteme verlagern mehr Verantwortung in Kompilierer
  - nehmen aber Betriebssystemen damit wenig Verantwortung ab
  - sie setzen nicht zwingend auf geführten Programmtext (*managed code*)
  - ihre Bestimmung ergibt sich durch Betriebssysteme – und nichts anderes
  - der „Schuster bleibt bei seinem Leisten“: Betriebssystem & Kompilierer
- sprachbasierte Betriebssysteme heute (2018) sind zu „maschinenfern“



## Literaturverzeichnis I

- [1] BERSHAD, B. N. ; SAVAGE, S. ; PARDYAK, P. ; SIRER, E. G. ; FIUCZYNSKI, M. E. ; BECKER, D. ; CHAMBERS, C. ; EGGERS, S. :  
Extensibility, Safety and Performance in the SPIN Operating System.  
In: [6], S. 267–284
- [2] CHASE, J. S. ; LEVY, H. M. ; FREELEY, M. J. ; LAZOWSKA, E. D. :  
Sharing and Protection in a Single-Address-Space Operating System.  
In: *ACM Transactions on Computer Systems* 12 (1994), Nov., Nr. 4, S. 271–307
- [3] CHOU, A. ; YANG, J. ; CHELF, B. ; HALLEM, S. ; ENGLER, D. :  
An Empirical Study of Operating System Errors.  
In: MARZULLO, K. (Hrsg.) ; SATYANARAYANAN, M. (Hrsg.): *Proceedings of the 18th ACM Symposium on Operating System Principles (SOSP 2001)*, ACM, 2001. – ISBN 1–58113–389–8, S. 73–88
- [4] DRUSCHEL, P. ; PETERSON, L. L. ; HUTCHINSON, N. C. :  
Beyond Micro-Kernel Design: Decoupling Modularity and Protection in Lipto.  
In: *Proceedings of the 12th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS 1992)*, IEEE Computer Society, 1992. – ISBN 0–8186–2865–0, S. 512–520



## Literaturverzeichnis II

- [5] GOLM, M. :  
*The Structure of a Type-Safe Operating System*, Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., Dez. 2002
- [6] JONES, M. B. (Hrsg.):  
*Proceedings of the 15th ACM Symposium on Operating System Principles (SOSP '95)*.  
ACM Press, 1995. – ISBN 0–89791–715–4
- [7] LIEDTKE, J. :  
On  $\mu$ -Kernel Construction.  
In: [6], S. 237–250
- [8] LONERGAN, W. ; KING, P. :  
Design of the B 5000 System.  
In: *DATAMATION Magazine* 7 (1961), Mai, Nr. 5, S. 28–32



## Literaturverzeichnis III

- [9] PARNAS, D. L. :  
Information Distribution Aspects of Design Methodology.  
In: FREIMAN, C. V. (Hrsg.) ; GRIFFITH, J. E. (Hrsg.) ; ROSENFELD, J. L. (Hrsg.):  
*Information Processing 71, Proceedings of the IFIP Congress 71 Bd. 1 (Foundations and Systems)*, North-Holland Publishing Company, 1971. – ISBN 0–7204–2063–6, S. 339–344
- [10] PARNAS, D. L. :  
On the Criteria to be used in Decomposing Systems into Modules.  
In: *Communications of the ACM* 15 (1972), Dez., Nr. 12, S. 1053–1058
- [11] PARNAS, D. L. :  
On the Design and Development of Program Families.  
In: *IEEE Transactions on Software Engineering* SE-2 (1976), März, Nr. 1, S. 1–9
- [12] REDELL, D. A. ; DALAL, Y. K. ; HORSLEY, T. R. ; LAUER, H. C. ; LYNCH, W. C. ; MCJONES, P. R. ; MURRAY, H. G. ; PURCELL, S. C. :  
Pilot: An Operating System for a Personal Computer.  
In: *Communications of the ACM* 23 (1980), Febr., Nr. 2, S. 81–92
- [13] SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. :  
*Betriebssystemtechnik*.  
[http://www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/SS12/V\\_BST, 2012](http://www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/SS12/V_BST, 2012)



## Literaturverzeichnis IV

- [14] SZYPERSKI, C. A. :  
*Insight ETHOS: On Object-Oriented in Operating Systems*, Eidgenössische Technische Hochschule Zürich, Diss., 1992
- [15] TANENBAUM, A. S. :  
Multilevel Machines.  
In: *Structured Computer Organization*.  
Prentice-Hall, Inc., 1979. – ISBN 0–130–95990–1, Kapitel 7, S. 344–386
- [16] WAWERSICH, C. W. A. :  
*KESO: Konstruktiver Speicherschutz für Eingebettete Systeme*,  
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., März 2009

