

Betriebssystemtechnik

Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz

VII. Sprachbasierte Systeme

Wolfgang Schröder-Preikschat

1. Juni 2018

Gliederung

Einleitung
Sicherheit

Typsicherheit
Schutzdomäne
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache
Sprachmerkmale
Fallstudien

Zusammenfassung



© wosch

BST (SS 2018, VL 7)

Einleitung

2

Isolation schafft Immunität

VL 1, S. 3-19

- Eigenschaften, um **Sicherheit** in einem Rechensystem 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 zweitere 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



© wosch

BST (SS 2018, VL 7)

Typsicherheit

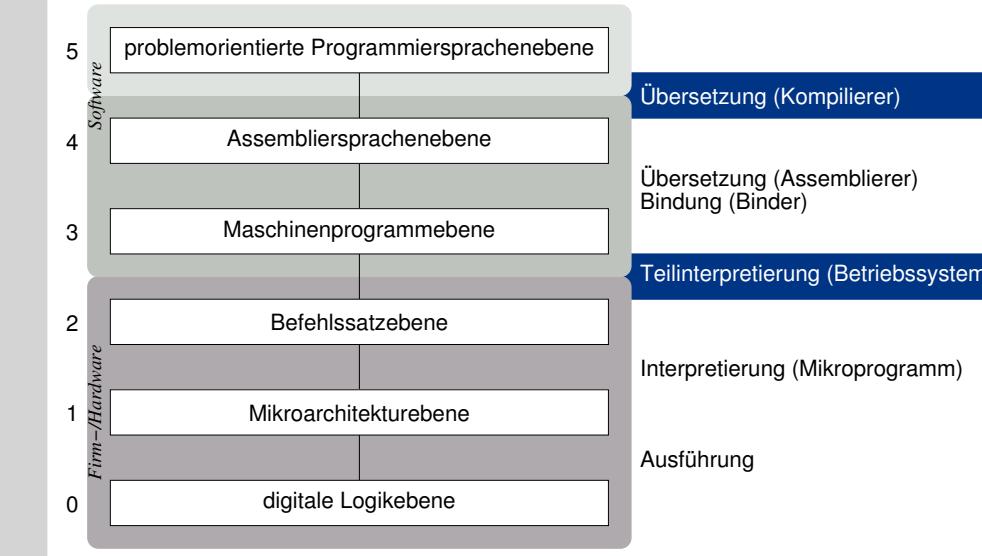
4

- 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
 - **char* ≠ unsigned* ≠ int* ≠ 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



Stärke durch Zusammenarbeit

(vgl. auch [15])



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



- Beispiele kritischer Sprachkonzepte als **Mechanismen** zum Ausbruch:
 - Feld** ■ Über-/Unterschreitung von Feldgrenzen
 - Zeiger** ■ Wertzuweisungen 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])¹
 - 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

Schutz und Modularität I

Trennung von Belangen

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:
 - i einen Hauptschritt in der Verarbeitung ausmachen *oder*
 - ii 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 Innенleben 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



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 !



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



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 einer eigenen, mikrokernähnlichen Exekutive²
 - 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

²Die Mikrokernarchitektur von JX weicht ab vom sonst üblichen Modell [7].



Einleitung
Sicherheit

Typsicherheit
Schutzdomäne
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache
Sprachmerkmale
Fallstudien

Zusammenfassung



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



- Gegenstand von Kritik an sprachbasierten Betriebssystemen ist das zu Grunde liegende Modell eines abstrakten Prozessors
- vornehmlich vorgegeben durch die typsichere 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
 - Urladen, 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.



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 Kompilierer definiert die Makros `flxh` bei der Kodegenerierung



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. Fortsetzungsdresse 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. Fortsetzungsdresse



Koroutine: Kontrollflusswechsel

■ 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 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 next = resume(next);
```

■ Beispiel des vom Kompilierer 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
 - i als **Basisblock** (wie zuvor auf S. 20 gezeigt) oder
 - ii 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 \neq 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
```



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. `f1xh`, 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



```

expanded:
1      fork    %eax
2      > movl $ .f0,%eax
3      0000 B800000000
4      00
5      0005 83C801      > orl $1,%eax
6      > .p2align 3
7      > .f0:
8      0008 0FBASF001   > btr1 $1,%eax
9      000c 720D        > jc    1f
10     resume %eax, %edx
11     000e 89C2        > movl %eax,%edx
12     0010 B800000000   > movl $.r1,%eax
13     00
14     0015 67FF22      > jmp *(%edx)
15     > .p2align 3
16     > .r1:
17     > quit
18     > .q2:
19     0018 F4          > hlt
20     0019 EBFD        > jmp .q2
21     1:
22     resume %eax, %edx
23     001b 89C2        > movl %eax,%edx
24     001d B800000000   > movl $.r3,%eax
25     00
26     0022 67FF22      > jmp *(%edx)
27     0025 000000        > .p2align 3
28     > .r3:
29     0028 C3          ret

```



Fäserchenwechs

ereignisbasiertes Modell

```
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 }
```

```

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

- 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“³ ist operationsfähig und
 - wiederwendbar für problemspezifische, „minimale Systemerweiterungen“³
 - mangels Spracheigenschaften entstand ein **Zweisprachensystem**: C/ASM
- alle Sprachkonstrukte bilden ab auf elementare Maschinbefehle
 - 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



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. ; EGGLERS, 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 III

- [9] PARNAK, D. L.:
Information Distribution Aspects of Design Methodology.
In: FREIMAN, C. V. (Hrsg.) ; GRIFFITH, J. E. (Hrsg.) ; ROSENFIELD, 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] PARNAK, 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] PARNAK, 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



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 μ -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 IV

- [14] SZYPERSKI, C. A.:
Insight ETHOS: On Object-Orientation 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] WAVERSICH, C. W. A.:
KESO: Konstruktiver Speicherschutz für Eingebettete Systeme, Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., März 2009

