

Betriebssystemtechnik

Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz

VII. Sprachbasierte Systeme

Wolfgang Schröder-Preikschat

26. Mai 2014



Einleitung Sicherheit

Typsicherheit
Schutzdomäne
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache
Sprachmerkmale
Fallstudien

Zusammenfassung



- Eigenschaften, um **Sicherheit** in einem Rechengesystem 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. . .



Einleitung
Sicherheit

Typsicherheit
Schutzdomäne
Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache
Sprachmerkmale
Fallstudien

Zusammenfassung



Isolation erreicht durch Typsicherheit

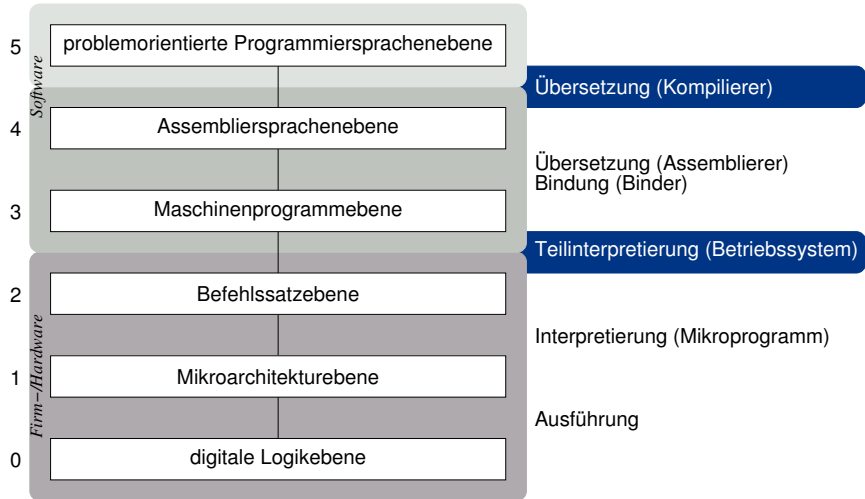
- setzt auf eine **typsichere Programmiersprache** samt Compiler
 - falsche Verwendung von Datentypen kann **Typverletzungen** hervorrufen
 - die resultierenden **Typfehler** werden spätestens zur Laufzeit erkannt
- zentrale Maßnahme dabei ist die **Typprüfung** (*type checking*)
 - prüft die zum **Typsystem** 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*  $\neq$  unsigned*  $\neq$  int*  $\neq$  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-/Unterschreitung 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])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

¹Kein 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:
 - i einen Hauptschritt in der Verarbeitung ausmachen *oder*
 - ii dem **Geheimnisprinzip** (*information hiding*, [9]) folgen
- allg. wird Geheimnisprinzip als das Merkmal von Moduln 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
 - Halbe (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



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 Rechengesystem 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 !



- 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 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



Kehrseite der Medaille typischerer Systeme

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
 - 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.



- 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



■ 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     iredt      ; return from trap/interrupt
10 .endm
```

- 2–4: Prolog $\mapsto$ Sicherung der flüchtigen Prozessorregister *und*
- 6–9: Epilog $\mapsto$ 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



■ 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
```



■ 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



■ 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 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
```





```
1  expanded:
2  fork    %eax
3  > movl $0, %eax
4  0000 B8000000
5  00
6  0005 83C801
7
8  > orl $1, %eax
9  > .p2align 3
10 > .f0:
11 > btrl $1, %eax
12 jc      1f
13 resume %eax, %edx
14 > movl %eax, %edx
15 > movl $.r1, %eax
16
17 > jmp *(%edx)
18 > .p2align 3
19 > .r1:
20 quit
21 > .q2:
22 > hlt
23 > jmp .q2
24 1:
25 resume %eax, %edx
26 > movl %eax, %edx
27 > movl $.r3, %eax
28
29 > jmp *(%edx)
30 > .p2align 3
31 > .r3:
32 ret
33 0028 C3
```

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. `flxh`, 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 **Behälternis** (*bin*) statischer Größe arbeiten:
 - dump(bin)** ■ in den Sicherungspuffer abladen
 - pick(bin)** ■ aus dem Sicherungspuffer aufsammeln



```
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



- 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
 - wiederverwendbar für problemspezifische, „minimale Systemerweiterungen“³
 - 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 typischerer 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

³Grundprinzipien einer Programmfamilie [11].



Einleitung

Sicherheit

Typsicherheit

Schutzdomäne

Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache

Sprachmerkmale

Fallstudien

Zusammenfassung



- 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 (2014) sind zu „maschinenfern“



- [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



- [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



- [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



- [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] WAWERSICH, C. W. A.:
KESO: Konstruktiver Speicherschutz für Eingebettete Systeme,
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., März 2009

