

# Betriebssystemtechnik

*Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz*

## VII. Sprachbasierte Systeme

Wolfgang Schröder-Preikschat / Volkmar Sieh

SS 2024



Einleitung

Sicherheit

Typsicherheit

Schutzdomäne

Betriebssysteme

Systemprogrammiersprache

Sprachmerkmale

Fallstudien

Zusammenfassung



- Eigenschaften, um **Sicherheit** in einem Rechensystem zu fördern:
  - Immunität**
    - Angriffssicherheit (*security*)
    - Schutz einer Entität 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. . .



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  
(i.A. signierte Binaries)
    - zur **Laufzeit**  $\leadsto$  dynamisch typisierte Sprache  
(Überprüfung Teil des JIT-Compiler-Laufs)
  - 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



- Beispiele kritischer Sprachkonzepte als **Mechanismen** zum Ausbruch:
  - Feld** ■ Über-/Überschreitung von Feldgrenzen
  - Zeiger** ■ Wertezuweisungen an/Änderungen von Zeigervariablen
  - Rekursion** ■ Laufzeitstapel unberechenbar ausdehnen
  - Argumente** ■ Übergabe von beliebigen Parametern
  - Typisierung** ■ Zahlenwert als Adresse auslegen (*typecast*)
  - Außenreferenz** ■ beliebiges (externes) Unterprogramm aufrufen
- zusätzlich notwendig: Garbage Collection bzw. Referenzzähler



- Was z.B. gehen sollte:

```
1  /* Directory Entry */
2  struct dentry {
3      short inode;
4      char name[14];
5  };
6
7  /* Disk Block */
8  char buf[512];
9
10 /* Read block from disk. */
11 readblk(..., buf);
12
13 /* Parse directory block. */
14 for (struct dentry *de = (struct dentry *) &buf[0];
15     de < (struct dentry *) &buf[sizeof(buf)];
16     de++) {
17     ...
18 }
```





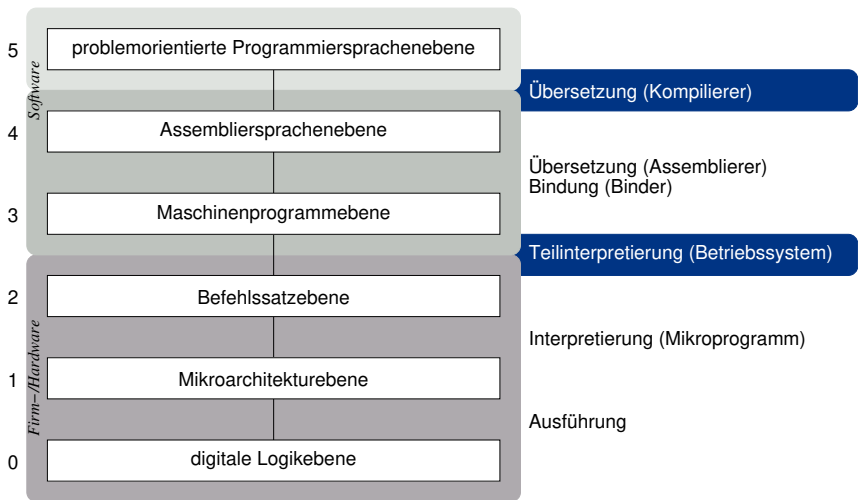
- Ähnlich:
  - Blöcke *bekannter* Länge von Bytes auf Platte, im Speicher, ...
  - Pakete *unbekannter* Länge von Bytes über Ethernet, ...
- „darüber gelegte“ Strukturen
  - Directories, Inodes, Page-/Segment-Deskriptoren, ...
  - IP/ICMP/UDP/TCP-Header und -Payload, ...
- *wichtig*:
  - „darüber gelegte“ Strukturen dürfen über das Ende der darunter liegenden Blöcke/Pakete nicht hinausreichen
  - Strukturen dürfen keine Zeiger enthalten
  
- Forschungsbedarf...!



- 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 Methoden, 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 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



## 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 Rechengsystem 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



# 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.*



# 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
- zum Vergleich: hardware-abhängiger Teil von JITTY-OS



- 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  $\mapsto$  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

## ■ Beispiel: `ISR(INT0_vect) { ... }` definiert AVR-Interrupt-Handler



## ■ 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. 24 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
```



```

expanded:
1  0000 B8000000    > fork %eax
2  0000 B8000000    > movl $.f0,%eax
3  0000 B8000000    > orl $1,%eax
4  0005 83C801      > .p2align 3
5  0008 0FBAF001    > .f0:
6  000c 720D          > btrl $1,%eax
7  000e 89C2          jc     1f
8  0010 B8000000    resume %eax,%edx
9  0015 67FF22      > movl %eax,%edx
10 0018 F4           > movl $.r1,%eax
11 0019 EBFd       > jmp *.q2
12 001b 89C2      1: resume %eax,%edx
13 001d B8000000    > movl %eax,%edx
14 0022 67FF22    > movl $.r3,%eax
15 0025 000000    > jmp *(%edx)
16 0028 C3      > .p2align 3
17 0028 C3      > .r1:
18 0028 C3      quit
19 0028 C3      > .q2:
20 0028 C3      > hlt
21 0028 C3      > jmp .q2
22 0028 C3      1: resume %eax,%edx
23 0028 C3      > movl %eax,%edx
24 0028 C3      > movl $.r3,%eax
25 0028 C3      > jmp *(%edx)
26 0028 C3      > .p2align 3
27 0028 C3      > .r3:
28 0028 C3      ret
29 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. 20) ausgehend bis zum `resume` (S. 22)
  - 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



```
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“<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 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

<sup>3</sup>Grundprinzipien 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 (2024) 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  $\mu$ -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



- [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](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

