Betriebssystemtechnik

Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz

XI. Bindelader

Wolfgang Schröder-Preikschat

22. Juni 2018

Gliederung

Rekapitulation

Mitbenutzung (*sharing*)

- Gemeinschaftssegment (*shared memory segment*)
  - explizite Text- und Datenverbünde ursprünglich getrennter Adressräume
    - positionsabhängige/-unabhängige Mitbenutzung
  - Verbünde erfordern einen passenden Zuschnitt der Text-/Datenbereiche
    - Ausrichtung gemäß Granulatgröße: byte-, block-, seitenausgerichtet
    - Bereichslänge ist Vielfaches der Länge einer Ausrichtungseinheit
  - Text-/Datenverbünde haben statische/dynamische Systemeigenschaften
    - eine Frage der Bindezeit von Symbol und Adresse: vor/zur Laufzeit
- Übertragungstechniken: *copy on write*, *copy on reference*
  - Prozessadressraumerzeugung ⇝ COW
  - Interprozesskommunikation ⇝ COW und COR
  - Deduplizierung (VMM) ⇝ COW
- Thema heute: **Gemeinschaftsbibliothek** (*shared library*), d.h.:
  - Programmbibliothek im Textverbund (*code sharing*)
  - Gemeinsamkeiten mit und Unterschiede zu dynamisches Binden
    - von Bibliothek/sinhalt/en oder beliebigen symbolisch adressierten Entitäten

Programmbibliotheken

Bindungsarten

Bündel von Unterprogrammen oder Objekten, die von Programmen durch symbolische Adressierung angefordert werden

- statische Bindung läuft ab vor Lade- oder Laufzeit des Programms
  - ergibt große Programme, die alles Referenzierte eingebunden haben
  - Folge ist ein großer Speicherplatzbedarf im Vorder- *und* Hintergrund
  - für gebundene Programme sind Bibliotheksänderungen wirkungslos

  ↪ Individualbibliothek, ist in Teilen mehrfach repliziert gespeichert

  ↪ Symbolauflösung durch einen Binder (*linkage editor*, *linker*)
- dynamische Bindung läuft ab zur Lade- oder Laufzeit des Programms
  - kleinere Programme im Hintergrund, da kleinere Lademodule (Datei)
  - bedingt kleinerer Speicherplatzbedarf im Vordergrund: Art dyn. Bindung[1]
  - Programme profitieren von Bibliotheksänderungen insb. Fehlerkorrekturen

  ↪ Gemeinschaftsbibliothek, ist im Arbeitsspeicher ggf. mehrfach repliziert

  ↪ Symbolauflösung durch einen Bindelader (*linking loader*)
- Gemeinschaftsbibliotheken haben Einfluss auf das Adressraummodell

[1] Die komplette Bibliothek oder nur einzelne Einträge/Unterprogramme.

Gliederung

Gemeinschaftsbibliothek

shared library [16]

Arbeitsteilung von Binder und Lader, um die Anzahl redundanter Programme zu reduzieren und Speicherplatz zu sparen

- zur Bindezeit werden Symbole mit Adressen assoziiert
  - der Binder (*linker*) sucht in den Bibliotheken nach Objektmodulen, die undefinierte externe Symbole auflösen (d.h., exportieren)
  - jedoch kopiert er die gefundenen Module nicht in die Ausgabedatei
    - vielmehr vermerkt er, in welcher Bibliothek das Modul enthalten ist und
    - hinterlässt eine Liste der Bibliotheken in dem Lademodul (*executable*)
- die Inbetriebsetzung (*startup*) der Bibliothek(en) erfolgt zur Ladezeit
  - der Lader (*loader*) setzt für das Programm einen logischen Adressraum auf, gemäß den Vorgaben im Lademodul
  - anschließend durchläuft er eine Anlaufprozedur (*startup code*)
    - die die Bibliotheken findet und in den Programmadressraum einblendet
- die Anlaufprozedur vollzieht die statische oder dynamische Bindung
  - je nach den Einflussfaktoren für die Text-/Datenverbünde (s. vorige VL)
  - bevor das geladene Programm (durch `main`-Aufruf) eigentlich startet

Anlaufprozedur

- die Inbetriebsetzung der Bibliothek geschieht im Programmkontext:
  - i sie ist Teil des Betriebssystems,
  - ii des ablauffähigen Programms selbst, das gerade geladen wird,
  - iii eines im Programmadressraum eingeblendeten dynamischen Binders oder
  - iv sie gestaltet sich als eine Kombination aus i, ii oder iii
- zur **Einlagerung** in den realen Adressraum bestehen die Optionen:
  - im Voraus
    - vorgreifend (*anticipatory*), vor Programmstart
    - bedingtes Laden[2] aller Objekte gebundener Symbole
  - auf Anforderung
    - bei Bedarf (*on-demand*), nach Programmstart
    - speicherabgebildete Datei (*memory-mapped file*)
    - typisch in Verbindung mit virtuellem Speicher
- die **Einblendung** in den (log.) Programmadressraum erfolgt
  - im Voraus
    - statische Gemeinschaftsbibliothek
  - auf Anforderung
    - dynamische Gemeinschaftsbibliothek
  - mit Segmentattributen *read-only*, *copy on reference* oder *copy on write*
  - positionsabhängig (statisch) oder -unabhängig (dynamisch)

[2] Nur die Bibliotheksinhalte, die noch nicht geladen wurden.

Aufbau eines Prozessadressraums

Linux 2.6.39, 32-Bit

- `cat /proc/self/maps` [3]

```
address           perm offset   dev   inode      pathname
08048000-08052000 r-xp 00000000 08:01 236651     /bin/cat
08052000-08053000 rw-p 0000a000 08:01 236651     /bin/cat
090aa000-090cb000 rw-p 00000000 00:00 0          [heap]
b7450000-b7650000 r--p 00000000 08:01 180420     /usr/lib/locale/locale-archive
b7650000-b7651000 rw-p 00000000 00:00 0
b7651000-b778f000 r-xp 00000000 08:01 57293      /lib/libc-2.11.3.so
b778f000-b7790000 ---p 0013e000 08:01 57293      /lib/libc-2.11.3.so
b7790000-b7792000 r--p 0013e000 08:01 57293      /lib/libc-2.11.3.so
b7792000-b7793000 rw-p 00140000 08:01 57293      /lib/libc-2.11.3.so
b7793000-b7797000 rw-p 00000000 00:00 0
b779c000-b779d000 rw-p 00000000 00:00 0
b779d000-b779e000 r-xp 00000000 00:00 0          [vdso]
b779e000-b77b9000 r-xp 00000000 08:01 57284      /lib/ld-2.11.3.so
b77b9000-b77ba000 r--p 0001b000 08:01 57284      /lib/ld-2.11.3.so
b77ba000-b77bb000 rw-p 0001c000 08:01 57284      /lib/ld-2.11.3.so
bfe58000-bfe79000 rw-p 00000000 00:00 0          [stack]
```

- .so
  - *shared object*, Gemeinschaftsbibliothek (`libc`)
  - Anlaufprozedur als dynamischer Binder (`ld`)
  - `libc` und `ld` passend zu Bibliotheksversion `2.11.3`
  - Erlaubnis (`perm`): `s` *shared*, `p` *private* (*copy on write*)
- vdso
  - *virtual dynamic shared object*
  - Einrichtung zur Systemaufrufbeschleunigung ⇝ `sysenter` [13]

[3] `proc(5)`: systemabhängig, der Aufbau ist nicht überall identisch.

Positionsabhängigkeit

Eigenschaft von Programmtext, der abhängig von seiner absoluten Lage in einem Adressraum ausführbar ist

- manifestiert in der Adressierungsart zum Zugriff auf Befehlsoperanden
  - absolute (auch: direkte) Adressierung

```
1  int fancy;
2
3  void sloth () {
4      if (fancy)
5          labor();
6  }
```

```
1  _sloth:
2      cmpl $0, _fancy   # data
3      jne  LBB1_2
4      ret
5  LBB1_2:
6      jmp  _labor       # text
```

- sprachlich artikuliert zur Programmier- oder Übersetzungszeit
  - unveränderlich an Adressen gebunden zur Binde- oder Ladezeit
- verankert im Programmiermodell der Maschinenprogrammebene
  - festgelegt durch das Adressraumkonzept und -modell des Betriebssystems
    - wenn es z.B. Gemeinschaftssegmenten einen festen Adressbereich zuweist
  - beeinflusst durch die Hardware-Vorgaben der Befehlssatzebene

Positionsunabhängigkeit I

Motiv: Verwendung von absoluter Adressierung (Text) oder absoluten Adressen (Daten) legt Programmbereiche fest

- Relokation zur Laufzeit ist zwar möglich, aber oft nicht praktikabel
  - es müssen alle zu ändernden Programmadressen bekannt sein **!?**
    - für Programmtext stehen diese in der Symboltabelle des Binders[4]
    - für Programmdaten sind dynamische Datenstrukturen zu verfolgen

  ↪ Programme werden dann nicht „unverfälscht“ (*pure*) ablaufen können
  - aber nicht alle Adressen eines Programms liegen wirklich offen
    - z.B. dynamische Datenstrukturen des Laufzeitsystems (Halde, Stapel, ...)
- die Programme selbst müssten frei verschiebbar ausgelegt sein
  - ausschließliche Verwendung der relativen Adressierung im Programmtext
    - indizierte Adressierung mit Basisregister: Adressdistanz zu einem Basiswert
    - Befehlszähler für Programmtext, Adressregister für Programmdaten
  - Anweisungen von Hand (☹) oder durch den Kompilierer (☺) generieren

↪ *position-independent code* (PIC): durchgängig indizierte Adressierung

[4] Sofern nicht mittels `strip(1)` aus dem Objekt-/Lademodul entfernt.

Positionsunabhängiger Programmtext

absolut vs. PC-relativ

```
1  int count () {
2      static int counter = 0;
3      return counter++;
4  }
```

```
1  _count: # gcc -O6 -static -m32 -S -fomit-frame-pointer
2      movl    _counter.1435, %eax
3      leal    1(%eax), %ecx
4      movl    %ecx, _counter.1435
5      ret
```

```
1  _count: # gcc -O6 -static -m32 -S -fomit-frame-pointer -fPIC
2      call    L1$pb    # save program counter to stack[5]
3  L1$pb:               # this is basis for PC-relative addressing[5]
4      popl    %ecx     # load program counter from stack[5]
5      movl    _counter.1435-L1$pb(%ecx), %eax
6      leal    1(%eax), %edx
7      movl    %edx, _counter.1435-L1$pb(%ecx)
8      ret
```

[5] Funktionsprolog (Mac OS X) zur Bestimmung der eigenen Basisadresse.

Zusammenhang zur Gemeinschaftsbibliothek I

Profiteur, wenn überhaupt, von positionsunabhängigem Kode ist die dynamische Gemeinschaftsbibliothek (*dynamic shared library*)

- deren Symbole erst *zur Laufzeit* an Adressen gebunden werden
  - durch einen bindenden Lader (*linking loader*) oder
  - dem dynamischen Binder (*dynamic linker*)
- deren Verortung im logischen Adressraum nicht fest vorgegeben ist

Gegenstück dazu ist die – durch positionsunabhängigen Kode unnötig belastete – statische Gemeinschaftsbibliothek (*static shared library*)

- deren Symbole bereits *vor Laufzeit* an Adressen gebunden werden
  - normalerweise durch den (statischen) Binder (*linker*)
- deren Verortung im logischen Adressraum damit fest vorgegeben ist

Gemeinsamkeit:

- der Programmtext wird zur Lade- oder Laufzeit eingeblendet (S. 7)

Positionsunabhängigkeit II

Relevanz

Eigenschaft von Programmtext, der unabhängig von seiner absoluten Lage in einem logischen Adressraum ausführbar ist

- eine Art von Ortstransparenz, jedoch problemspezifisch ausgelegt:
  - Ladezeit
    - Moment der Einblendung in den logischen Adressraum
    - zur Laufzeit können absolute Adressen gespeichert werden
    - ↪ Gemeinschaftsbibliothek, dynamisches Binden
  - Laufzeit
    - Moment des Befehlsabrufs aus dem logischen Adressraum
    - es dürfen nur relative Adressen gespeichert werden
    - ↪ Kompaktifizierung, Speicherbereinigung, Migration (Umzug)
- Umzugsfähigkeit von (dynamischen) Daten ist nicht vordergründig
  - obgleich *copy on write/reference* damit uneingeschränkt nutzbar wird:
    - wenn Nachrichteninhalte direkt auf Programmdatenstrukturen verweisen, die unarrangiert („*unmarshalled*“) und direkt übertragen werden sollen
    - um dynamische Daten beliebig im Empfangsadressraum platzieren zu können
  - ganz unabhängig von dynamisch gebundenem Programmtext
- positionsunabhängige dynamische Daten sind üblw. Quelltextmerkmal

Positionsunabhängige Programmdaten

Typeigenschaft

```
1  chain_p find (chain_p list, chain_p item) {
2      while (list && (list != item))
3          list = list->link;
4      return list;
5  }
```

Indizierte Basisadressierung (*-fPID*)

```
1  _find:
2    movl   4(%esp), %eax
3    testl  %eax, %eax
4    je     LBB1_4
5    movl   8(%esp), %ecx
6  LBB1_2:
7    cmpl   %ecx, %eax
8    je     LBB1_4
9    movl   (%eax), %eax
10   testl  %eax, %eax
11   jne    LBB1_2
12 LBB1_4:
13   ret
```

```
1  _find:
2    movl   4(%esp), %eax
3    testl  %eax, %eax
4    je     LBB1_4
5    movl   8(%esp), %ecx
6  LBB1_2:
7    cmpl   %ecx, %eax
8    je     LBB1_4
9    movl   (%ebp,%eax), %eax
10   testl  %eax, %eax
11   jne    LBB1_2
12 LBB1_4:
13   ret
```

Zusammenhang zur Gemeinschaftsbibliothek II

Positionsunabhängigkeit von Programmen ist sehr praktisch – gibt es aber nicht für umsonst

There's no such thing as a free lunch!

- als Gegenleistung wird Geduld zur Ausführungszeit erwartet
- positionsunabhängige Programme werden langsamer laufen

- Gründe des Performanzrückgangs von Gemeinschaftsbibliotheken [16]:
  - Ladezeit
    - i Verschiebung (*relocation*) der Bibliotheken
    - ii Auflösung (*resolution*) von Programmsymbolen
  - Laufzeit
    - iii Entschleunigung durch Einsprungtabelle (S. 16)
    - iv Mehraufwand durch Funktionsprolog (vgl. S. 11) . . . . . PIC
    - v Mehraufwand durch indirekte Datenreferenzen . . . . . PIC
    - vi Verlangsamung durch reservierte Adressregister . . . . . PIC
- Optionen zur Verbesserung [16]:
  - Zwischenspeicherung (i–ii), Positionsunabhängigkeit aufgeben (iv–vi)

Statischer Ansatz I

static shared library

Symbole wurden zur Bindezeit zwar an Adressen gebunden, aber die Objekte dazu werden erst zur Ladezeit verknüpft

- zwischenzeitliche Bibliotheksänderungen sind nicht unproblematisch
  - Text- und Datenadressen sind im Programm aufgelöst und eingebunden
  - Inkonsistenzen bewirken undefinierte Programmzustände zur Laufzeit
- Beibehaltung direkter Adressierung von Bibliotheksartefakten bedingt
  - Mehrfachversion
    - Vermerk der Versionsnummer zur Bindezeit *und*
    - Verknüpfung mit zgh. Bibliothek zur Ladezeit
- Alternativlösung mit indirekter Adressierung bedeutet zweierlei:
  - Sprungtabelle
    - von Sprungbefehlen, je 1 pro exportierte Routine[6]
    - am Anfang der Bibliothek (ab der ersten Seite)
  - Gemeinschaftsblock
    - von feldartigen Datenstrukturen bekannter Größe
    - ↪ *common block*: z.B. `FILE*`, `errno`, `tzname[2]`
    - der Sprungtabelle (seitenausgerichtet) folgend
- beide Ansätze definieren Pufferzonen hinter den Bibliotheksbereichen

[6] ISO-C99 hat 482 Funktionen, neben den 24 *header*-Dateien.

Statischer Ansatz II

Hauptschwierigkeit jedoch besteht in der Festlegung des jeweiligen Adressbereichs einer jeden Bibliothek

- jede Gemeinschaftsbibliothek definiert einen festen Adressbereich
  - nicht überlappend, ggf. nicht identisch in allen Programmadressräumen
    - Linux: ab 0x60000000, versionsabhängig[7]
    - BSD: ab 0xa0000000 systemspezifische Bibliotheken und ab 0xa0800000 anbieterspezifische Bibliotheken
    - Windows: jede DLL spezifiziert eine RVA (*relative virtual address*) als gewünschte Basisadresse (0x10000000 für Visual C++)
      - falls frei, platziert der Binder die DLL wie gewünscht
      - falls belegt, wird die Umplatzierung (*relocation*) versucht
  - bestimmt durch das Programmiermodell der Maschinenprogrammebene
- konfliktfreie Abbildung im Voraus (*pre-mapping*) ist nicht garantiert

> *Although it's possible to check mechanically that libraries don't overlap, assigning address space to libraries is a black art. [16]*

[7] Linux 2.6 unterstützt nur noch dynamische Gemeinschaftsbibliotheken.

Dynamischer Ansatz I

Großteil des Bindevorgangs wird aufgeschoben bis zur Startzeit eines Programms und ggf. auch darüberhinaus

- Verortung im logischen Adressraum kann selbstbestimmt sein, also vorgegeben durch Bibliothekseigenschaften
  - vorgebunden:
    - bedingt positionsabhängiger Kode ⇝ DLL (S. 17)
    - Umplatzierung, falls der vorgegebene Bereich belegt ist
      - ↪ Mitbenutzung nur für dieselben Programminkarnationen
      - ↪ nicht aber für Inkarnationen verschiedener Programme !!!
  - sonst:
    - positionsunabhängiger Kode ⇝ SunOS, ELF [25, 24]
  - Einblendung scheitert, falls kein (anderer) passender Bereich verfügbar ist
- das Betriebssystem definiert ggf. weitere Vorgaben zur Verortung, in dem es einen reservierten Bibliotheksbereich vorsieht
  - typischerweise zwischen Stapel und Halde liegend (Linux, vgl. S. 8)
  - innerhalb dieses Bereiches sind Bibliotheken bedingt (s.o.) frei platzierbar

↪ echte Segmentierung hat diese Einschränkungen nicht ⇝ Multics [20]

Dynamischer Ansatz II

Durchführung des Bindevorgangs zur Laufzeit des Programms, und zwar im Moment der wirklichen Benötigung

- der gewünschten Bibliothek
  - explizit, durch programmiertes Nachladen
    - `dlopen()` in Linux, `LoadLibrary()` in Windows
  - intransparent für den Prozess, in jeder Hinsicht
    - in der Benutzung ähnlich zur Technik der Überlagerung (*overlay*, [22])
  - vorwegnehmend ausgelöst durch Prozedur- oder Systemaufruf
- einer Routine des Programms selbst – oder eines anderen Programms
  - implizit, durch partielle Interpretation
    - „Bindungsfalle" (*link trap*) in Multics [20]
  - transparent für den Prozess, in funktionaler Hinsicht
    - auch bei zwischenzeitlicher Verdrängung eines nachgeladenen Objektes
  - ausnahmebedingt ausgelöst durch synchrone Programmunterbrechung
- die Adressen bleiben bis zum Aufruf (einer Routine) ungebunden

Gliederung

Multiplexed Information and Computing Service

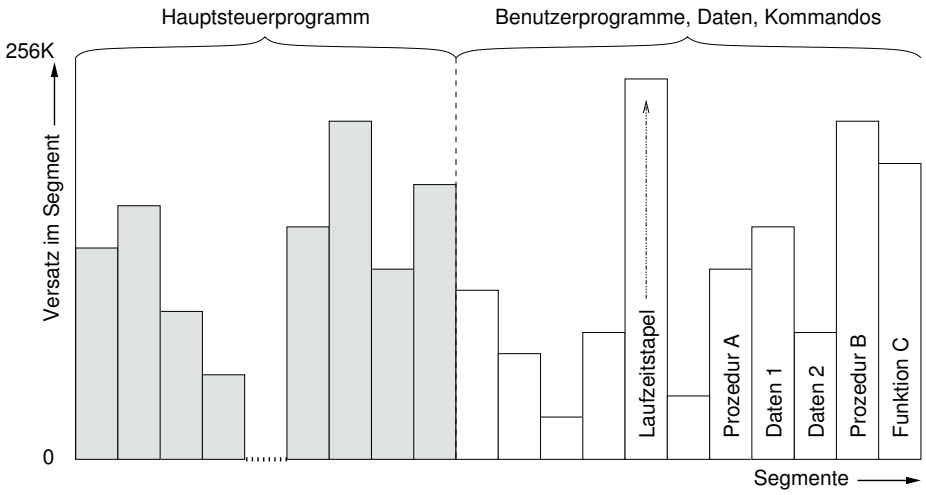
- 1963
  - *Project MAC* (*Mathematics and Computation*, MIT), DARPA
  - ein Ziel war die Entwicklung des Nachfolgers von CTSS [4]
- 1964
  - General Electric (GE) übernimmt Bull, frz. Rechnerhersteller
- Multics
  - 1965
    - FJCC, Entwurfsideen und Grundprinzipien [6, 9, 26, 7, 21, 8]
    - eigene Sitzung: *A new remote accessed man-machine system*
  - 1967
    - Januar, Erstinstallation (GE-645) am MIT
  - 1969
    - April, Rückzug der Bell Laboratorien aus dem Projekt
    - Herbst, Mehrbenutzerbetrieb (*timesharing*) am MIT
  - 1970
    - Honeywell übernimmt die Rechnersparte von General Electric
    - GE-600 Serie wird zur Honeywell 6000-Serie
  - 1973
    - Januar, Honeywell 6180: zweite Generation Multics-Maschine
  - 1985
    - Juli, Honeywell stellt weitere Entwicklungen (im 6. Versuch) ein
    - August, Sicherheitszertifizierung der Kategorie B2 [15]
  - 2000
    - 30. Oktober, Betriebseinstellung der letzten Installation
    - DND-H, Canadian Department of National Defence, Halifax
  - 2006
    - Offenlegung des Quelltextes durch Bull SAS [18]

Multics

- neue Ideen
  - Verschmelzung von Dateien und Arbeitsspeicher zum einstufigen Speicher
  - bedarfsorientierte Programmausführung durch dynamisches Binden
  - benutzerorientiertes hierarchisches (baumstrukturiertes) Dateisystem
  - von Anbeginn als sicheres System entworfen (ringorientierter Schutz)
  - äußerst energische, mitlaufende (*on-line*) Hardware-Rekonfigurierung
- andere Merkmale: bis 1973, 150 PJ Entwicklung und 50 PJ Pflege [5]
  - Mehrsprachensystem, implementiert in:
    - PL/1 [3, 12], aus Gründen der Produktivität nicht Portabilität [10] und
    - ALM [11], für zwingend hardwarebezogene Operationen
  - kompaktes residentes Hauptsteuerprogramm (*supervisor*)
    - ~ 30 KW Prozedur- und (für 55 Benutzer) 36 KW Daten-/Pufferbereiche [5]
  - gegenüber SELinux [19] schlanke vertrauenswürdige Rechenbasis[8] [14]
    - ~ 628 KB Sicherheitskern (Ring 0) vs. 1767 KB nur für das Sicherheitsmodul
    - ~ zweieinhalbfach kleinere TCB, den Linux-Kern selbst nicht eingeschlossen
  - inhärent, stark querschneidend abhängig vom GE-645/Honeywell 6180

[8] *trusted computing base*, TCB

Zweidimensionaler Prozessadressraum



- max. 2^{18} Segmente, jew. max. $2^{18} * 4 = 2^{20}$ Bytes, pro Adressraum
- letztere teilen sich die Hauptsteuerprogrammsegmente (*supervisor*)

GE-600 Serie

1960er Jahre

Großrechnerfamilie mit 36-Bit Systemzentraleinheit (*mainframe*)

- Basis bildete die bis auf vier Prozessoren ausbaufähige GE-635
  - symmetrisches Multiprozessorsystem (*symmetric multiprocessing*, SMP)
  - Rechnersystem der zweiten Generation: Transistor-Transistor-Logik (TTL)
  - 36-Bit wortorientierte Maschine, 72-Bit Speicherpfad, 18-Bit Adressen
- GE-645 [9]: speziell für Multics modifizierte GE-635
  - seitennummerierte Segmentierung (*paged segmentation*)
  - zweiteilige Adresse: 1. Segment- und 2. Wortnummer, jew. $[0, 2^{18} - 1]$
  - implizite und explizite Gestaltung von effektiven (zweiteiligen) Adressen
    - ausgewählt über Steuerschalter (Bit 29) im Befehlswort
    - Prozedurbasisregister oder eines von acht Adressbasisregistern (24-Bit)
    - bei Bedarf Paarbildung letzterer zu vier (2×24-Bit) „Zeigerregister“[9]
    - segmentierte Adresse als Speicherindirektwort (ITS, ITB) darstellbar
    - zusätzlich zu (GE-635) *master* und *slave* auch Ausführungsmodus *absolute*
  - 512 KW ≈ 2 MiB Hauptspeicher – riesig für damalige Verhältnisse
- Betriebssysteme für GE-635 waren GECOS [1] und Mark II bzw. III

[9] Effektiv nur 2×18-Bit, jeweils für Segmentnummer und Adresse.

Befehlsformat [10]

```
 000 000000011111111 112222222 222 333333
 012 345678901234567 890123456 789 012345
+---+---------------+---------+---+------+
|BR |    ADDRESS    | OPCODE  |UIB| TAG  |
+---+---------------+---------+---+------+
```

Field Name	Size	Purpose
BR	3 bits	base register; 0-7
ADDRESS	15 bits	word address; 0-32767 (32KW)
OPCODE	9 bits	instruction opcode
U	1 bit	unused
I	1 bit	interrupt inhibit flag
B	1 bit	0=no base register (GE-635 form) 1=base register (GE-645 form)
TAG	6 bits	index/indirect type

- um dynamisches Binden durch Multics auszulösen:
  - i ist der Schalter im B-Feld auf 1 gesetzt *und*
  - ii Basisregister BR adressiert ein Speicherindirektdoppelwort ⇝ S. 27
    - effektiv vier Basisregisterpaare, die jew. eine zweiteilige Adresse speichern

Befehlsetikett *tag field* [10]

```
 01 2345
+--+----+
|Tm| Td |
+--+----+
```

Tm	2 bits	Tag modifier	
		00 R-type	register, no indirect
		01 RI-type	register then indirect
		10 IT-type	indirect then tally
		11 IR-type	indirect then register
Td	4 bits	Tag descriptor	
		0ccc	ccc is a 3-bit code
		1rrr	rrr is a 3-bit index register

- Typ RI: *multilevel indexed indirect addressing*[10] [20, S. 27]
- das Etikett des Leitwortes (Wort 0) gibt den weiteren Verlauf vor:
  - ITS ▪ *indirect to segment* ⇝ Zugriff, gesteuert durch TAG von Wort 1
  - FT2 ▪ *fault tag 2* ⇝ Auslösung eines Bindefehlers (*trap*)
- beide Ausprägungen realisiert durch freie Nummern im Etikettfeld

[10] rrr im Etikettdeskriptor identifiziert das Indexregister.

Speicherindirektwort *indirect to segment*: *ITS pointer* [10]

```
 000000000011111111 112222222 222 333333
 012345678901234567 890123456 789 012345
+-------------------+---------+---+------+
|  SEGMENT #        | UNUSED  |UUU| ITS  |    WORD 0
+-------------------+---------+---+------+

 000000000011111111 112222222 222 333333
 012345678901234567 890123456 789 012345
+-------------------+---------+---+------+
|  ADDRESS          | UNUSED  |UUU| TAG  |    WORD 1
+-------------------+---------+---+------+
```

Field Name	Size	Purpose
SEGMENT #	18 bits	segment number; 0-262143
UNUSED	9 bits	unused
UUU	3 bits	unused
ITS	6 bits	'43'b3
ADDRESS	18 bits	word address; 0-262143
UNUSED	9 bits	unused
UUU	3 bits	unused
TAG	6 bits	index/indirect type

Adressbasisregisterpaare [20, S. 18]

Adressbasisregister (ABR), die durch Befehle vom Typ 1 aktiviert und zur Programmierung sichtbar wurden[11]

- das 3-Bit-Feld wird auch als Segmentetikett (*segment tag*) bezeichnet
  - effektiv vier Registerpaare, in Multics wie folgt benannt bzw. verwendet:

0–1	Argumentenliste (*argument pointer/base*)	***AP*** & *AB*
2–3	allgemeine Basis (*base pointer/base*)	***BP*** & *BB*
4–5	Bindungssegment (*linkage pointer/base*)	***LP*** & *LB*
6–7	Stapelsegment (*stack pointer/base*)	***SP*** & *SB*

- die Paarbildung steuert ein Kontrollfeld (Bits 18–23) im ABR:

```
 012345678901234567 890 1 23
+-------------------+---+-+--+
|   ADDRESS/NAME    |PAL|X|UU|
+-------------------+---+-+--+
```

pal (dt. Kumpel)
Partnerregistername bzw. -nummer

X bestimmt die Verwendung von Bits 0–17 und Bits 18–20:
- 0 ↦ segmentlokale Wortadresse, *pal* ist ABR mit Segmentnamen
- 1 ↦ globaler Segmentname (externe Basis), *pal* bleibt ungenutzt

[11] Befehlsbit 29 (B) ist 1, vgl. S. 25.

Adressbildung I

generalisierte Adresse

Adressen sind zweiteilige Gebilde, bestehend aus (1) Segmentnummer und (2) Wortnummer innerhalb des Segments[12]

- Einrichtungen zur Bildung einer „generalisierten Adresse“ daraus:
  - i Basisadresse der Segmentdeskriptortabelle (*descriptor base register*, DBR)
  - ii Segmentnummer der aktuellen Prozedur (*procedure base register*, PBR)
    - zusammen mit dem PC, einem Adressbasisregisterpaar nicht unähnlich
  - iii vier Adressbasisregisterpaare (AP, BP, LP, SP)
- **beachte**: Segment- und Wortnummern sind ortsunabhängige Daten
  - nur DBR hält eine Speicheradresse: Tabelle indiziert mit Segmentnummer
  - ein Segment ist sodann eine Worttabelle indiziert mit Wortnummer

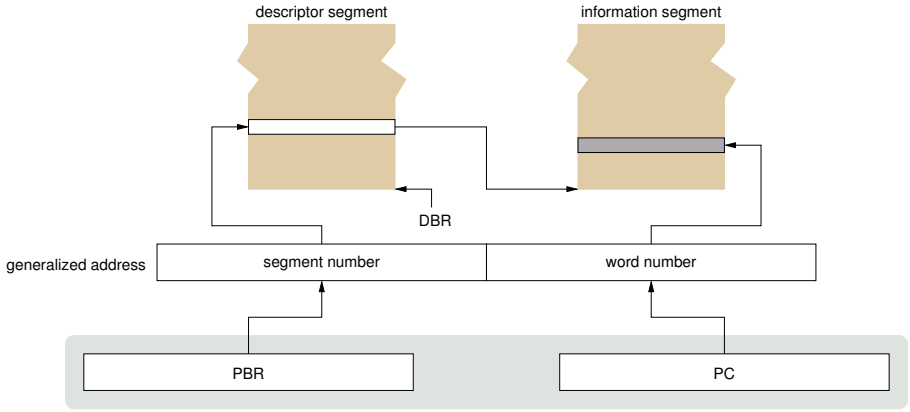
Prozessadressräume werden jeweils durch ein Deskriptorsegment, das einer Segmenttabelle entspricht, technisch repräsentiert

- DBR enthält die Anfangsadresse dieses Segments im Hauptspeicher
  - ein Softwareprototyp davon ist Bestandteil des Prozesskontrollblocks
  - beim Prozesswechsel wird der Hardwareprototyp entsprechend gesetzt

[12] Segmentnummer $\hat{=}$ Segmentname, Wortnummer $\hat{=}$ Wortadresse.

Adressbildung II

Befehlsabruf

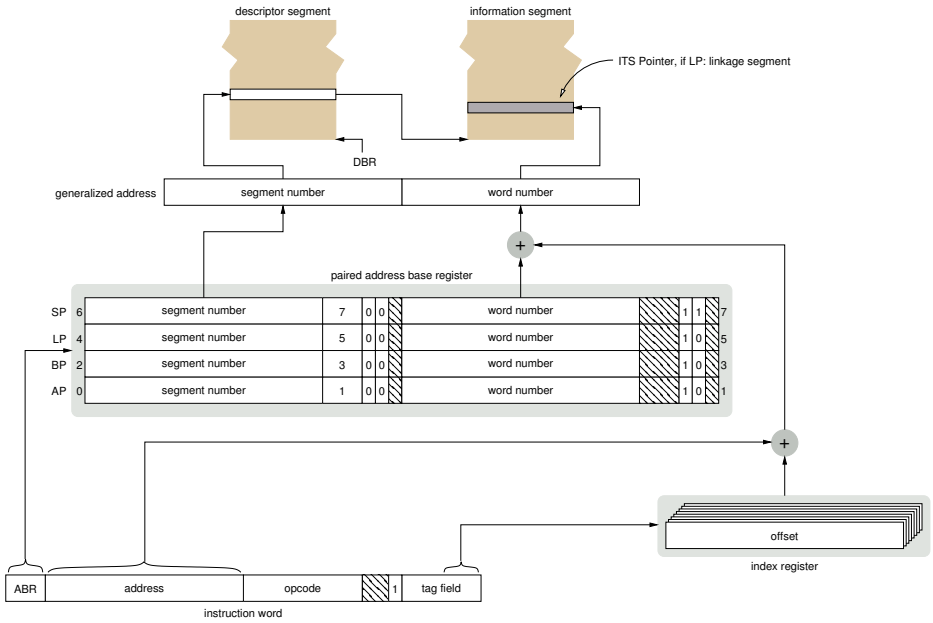


Bildung einer Adresse *ga* für den Befehlsabruf (*instruction fetch*) ist vergleichsweise unkompliziert ⇝ Konkatenation

- $ga = (Segmentnummer\langle DBR\rangle, Wortnummer\langle PC\rangle)$
- erst im Befehl ist der Operandenabruf ⇝ dynamisches Binden kodiert

Adressbildung III

Operandenabruf



ITS Pointer

vgl. S. 27

Exemplar eines Hardwaredatentypen zur **Zwischensegmentbindung** (*inter-segment linking*) ⇝ dynamisches Binden

- Doppelwort (72-Bits) im Arbeitsspeicher/Adressraum eines Prozesses
  - referenziert durch die gebildete generalisierte Adresse, *falls*
  - das Befehlsetikett indiziert-indirekte Adressierung (RI, S. 26) spezifiziert
- das Etikett im Leitwort (gerade Adresse) definiert den Zeigerzustand

snapped
- der Zeiger ist an eine generalisierbare Adresse gebunden ITS
- Segment- und (im Folgewort) Wortnummer sind gültig
- Normalfall, der Prozessor führt den Zugriff direkt aus
- das Etikett im Folgewort spezifiziert den weiteren Zugriff[13]

unsnapped
- der Zeiger ist ungebunden FT2
- Ausnahmefall, der Prozessor löst einen Zugriffsfehler aus
- das Betriebssystem behandelt den **Bindefehler** (*link trap*)
- bei Wiederaufnahme wiederholt der Prozessor den Zugriff

- FT2 stellt Segment- und Wortnummernfeld zur freien Verfügung
  - das Betriebssystem kann darin eine symbolische Adresse kodieren

[13] Hier kann abermals indiziert-indirekte Adressierung kodiert sein.

Bindungssegment

linkage segment

Zwischensegmentbindung wird über ein eigenes Segment gesteuert, das die *ITS Pointer* eines Prozesses zusammenfasst

- angenommen, Prozedur P setzt folgenden Maschinenbefehl ab:[14]

  `OPR <D>|[x]`

  - Darstellung in ALM [11]
  - eine beliebige Operation `OPR` auf Wort x in Datensegment D
  - daraus wird eine Verknüpfung (*link*) generiert, z.B. *ITS Pointer* #42
  - jede dieser Verknüpfungen ist zunächst ein „*unsnapped link*“ $\rightsquigarrow$ FT2
- der Operand ist als „*ACC String*“ kodiert, allg.: `<seg>|[ext]+exp,m`
  - definiert eine symbolische Verknüpfung mit einem symbolischen Eintrag
  - im Beispiel von `OPR` zeigt der „*unsnapped link*“ dann auf `<D>|[x]`
    - Verwendung der Segment- und Wortnummernfelder als Zeichenkettenzeiger
- Assemblierung des Befehls kodiert indiziert-indirekte Adressierung:

  `OPR lp|42,*`

  - „*link*“ mit Wortnummer 42 im Bindungssegment
- FT2-Behandlung lässt die Befehlskodierung und damit P invariant (S. 35)

[14] In PL/1 für Multics würde die Referenz als `x$D` dargestellt sein.

Binden I

linking

Aktionen zur Änderung der Verknüpfungsdaten im Bindungssegment, um eine Verknüpfung (*ITS Pointer*) zu etablieren

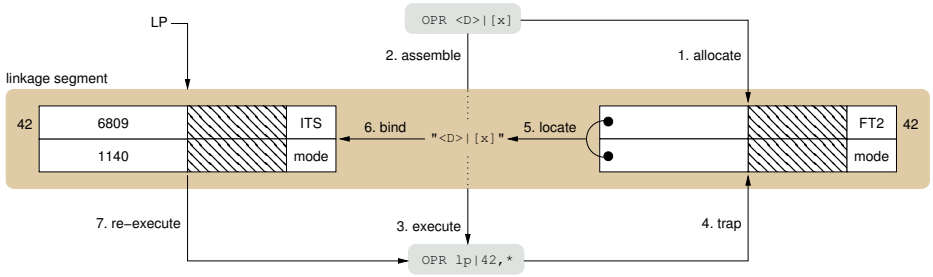
- Ausgangspunkt ist die offene Verknüpfung (*unsnapped link*)
  - das FT2-Etikett des Leitworts verursacht einen Bindefehler (*link trap*)
  - die Fehlerbehandlung übernimmt der **Bindelader** (*linking loader*)
    - dieser lokalisiert das über den „*ACC String*“ symbolisch adressierte Segment
    - er versucht, die symbolische in eine generalisierte Adresse umzuwandeln und
    - blendet das angeforderte Objekt in den (virtuellen) Prozessadressraum ein

    $\hookrightarrow$ speicherabgebildete Datei (*memory-mapped file*), mitbenutztes Segment
  - bei positiver Symbolauflösung wurde `<D>|[x]` umgewandelt in $d\#_\alpha|x$:

    $d\#_\alpha$ ist Segmentnummer d für Prozess α

    x ist Wortnummer x im Segment namens $d\#_\alpha$
  - bei negativem Ausgang scheitert das Binden als Segmentierungsfehler
- Operationsergebnis ist die eingerastete Verknüpfung (*snapped link*)
  - $d\#_\alpha$ und x wurden als Segment- und Wortnummer übernommen
  - im Leitwort wurde das Etikettfeld von FT2 auf ITS abgeändert

Binden II



- der Ansatz lässt das Prozedursegment unverfälscht (*pure procedure*)
  - die Änderungen betreffen nur das Bindungssegment des Prozesses
- Segmente von Prozeduren sind invariant gegenüber Außeneinflüsse
  - insb. durch Änderungen bei Neuübersetzung anderer Segmente
    - wenn dadurch Werte von Bezeichnern variieren, die Adressen in diesen Segmenten kennzeichnen *und*
    - diese Bezeichner in anderen Segmenten verwendet bzw. gespeichert werden
  - Immunität, die uneingeschränkte Mitbenutzung (*sharing*) sicherstellt

Sonstiges

Segmentierung als Konzept zur Unterteilung von Programmen bzw. Prozessadressräumen hat seinen Ursprung im B 5000 [2, 17]

- aber Multics hat dieses Konzept konsequent zur Geltung gebracht
  - Segmente waren direkt und kontrolliert adressierbare Informationspakete
  - sämtliche (*online*) Information war direkt über Segmente referenzierbar
    - wohingegen in anderen Systemen dies nur über Dateien möglich war
    - nicht nur zur damaligen Zeit, auch wieder heute (2018) wäre das ein Novum
- Segmentzusammenstellung fokussierte auf nichtfunktionale Aspekte
  - Referenzlokalitäten (*locality of reference*) standen im Vordergrund
    - segmentlokale Referenzen bedingen keine indirekt adressierten Wortpaare
  - funktionale Aspekte und Gemeinsamkeiten traten eher in den Hintergrund
- auch die interaktive Benutzung von Multics war „segmentorientiert“
  - Kommandos/Programme waren als Segmente repräsentierte Prozeduren
  - Benutzereingaben trieben den Kommandointerpretierer in die „Bindefalle“
- unter Multics lagen alle Prozeduren in einer Gemeinschaftsbibliothek
  - die allen Benutzern kontrolliert (ggf. auch ändernd) zugänglich war

Gliederung

Resümee

- Gemeinschaftsbibliotheken haben Einfluss auf das Adressraummodell
  - Arbeitsteilung von Binder und Lader beugt redundanten Programmen vor
    - zur Bindezeit externe Programmsymbole mit Bibliothekseinträgen assoziieren
    - zur Ladezeit die benötigten Bibliothek in Betrieb setzen: Anlaufprozedur
  - die Inbetriebsetzung der Bibliothek geschieht im Programmkontext:
    - i sie ist Teil des Betriebssystems,
    - ii des ablauffähigen Programms selbst, das gerade geladen wird,
    - iii eines im Programmadressraum eingeblendeten dynamischen Binders oder
    - iv sie gestaltet sich als eine Kombination aus i, ii oder iii
  - der Einlagerung in den realen folgt Einblendung im logischen Adressraum
- Gemeinschaftsbibliotheken sind unterschiedlich ausgeprägt:
  - statisch
    - Symbole zur Bindezeit mit Adressen assoziieren, aber
    - die zugehörigen Objekte erst zur Ladezeit verknüpfen
  - dynamisch
    - Symbolauflösung zur Bindezeit, Bindung zur Startzeit oder
    - Laufzeit $\rightsquigarrow$ programmiertes Nachladen, Teilinterpretation
- Multics leistete Pionierarbeit zum dynamischen Binden: *lazy binding*

Literaturverzeichnis I

[1] Bellec, J. :
From GECOS to GCOS8: An History of Large Systems in GE, Honeywell, NEC and Bull.
http://www.feb-patrimoine.com/english/gecos_to_gcos8_part_1.htm, Febr. 2003

[2] Burroughs Corporation (Hrsg.):
The Descriptor — A Definition of the B 5000 Information Processing System.
Detroit 32, Michigan, USA: Burroughs Corporation, Febr. 1961.
(Bulletin 5000-20002-P)

[3] Corbató, F. J.:
PL/I as a Tool for System Programming.
In: *Datamation* 15 (1969), Mai, Nr. 5, S. 68–76

[4] Corbató, F. J. ; Daggett, M. M. ; Daley, R. C.:
An Experimental Time-Sharing System.
In: *Proceedings of the 1962 Spring Joint Computer Conference (AFIPS '62)*
American Federation of Information Processing Societies, AFIPS Press, 1962, S. 335–344

Literaturverzeichnis II

[5] Corbató, F. J. ; Saltzer, J. H. ; Clingen, C. T.:
Multics: The First Seven Years.
In: *Proceedings of the Spring Joint Computer Conference (AFIPS '72).*
New York, NY, USA : ACM, 1972, S. 571–583

[6] Corbató, F. J. ; Vyssotsky, V. A.:
Introduction and Overview of the Multics System.
In: [23], S. 185–196

[7] Daley, R. C. ; Neumann, P. G.:
A General-Purpose File System for Secondary Storage.
In: [23], S. 213–229

[8] David, E. E. Jr. ; Fano, R. M.:
Some Thoughts About the Social Implications of Accessible Computing.
In: [23], S. 243–247

[9] Glaser, E. L. ; Couleur, J. F. ; Oliver, G. A.:
System Design of a Computer for Time Sharing Applications.
In: [23], S. 197–202

Literaturverzeichnis III

[10] Green, P. :
Multics Virtual Memory — Tutorial and Reflections.
ftp://ftp.stratus.com/pub/vos/multics/pg/mvm.html, Mai 1993

[11] Honeywell Information Systems (Hrsg.):
ALM Assembler.
Waltham, MA, USA: Honeywell Information Systems, Febr. 1975.
(AN63)

[12] Honeywell Information Systems (Hrsg.):
Multics PL/I Language Specification.
Waltham, MA, USA: Honeywell Information Systems, März 1981.
(AG94-02)

[13] Intel Corporation (Hrsg.):
Intel Architecture Software Developer's Manual.
Order Number: 243191.
Santa Clara, California, USA: Intel Corporation, 1999

Literaturverzeichnis IV

[14] Karger, P. A. ; Schell, R. R.:
Thirty Years Later: Lessons from the Multics Security Evaluation.
In: *Proceedings of the 18th Annual Computer Security Applications Conference (CSAC 2002)*, IEEE Computer Society, 2002. –
ISBN 0–7695–1828–1, S. 119–126

[15] Latham, D. C.:
Department of Defense Trusted Computer System Evaluation Criteria / Department of Defense.
1985 (DoD 5200.28-STD). –
Department of Defense Standard. –
Orange Book

[16] Levine, J. R.:
Linkers & Loaders.
Morgan Kaufmann Publishers Inc., 1999 (Software Engineering and Programming)

[17] Mayer, A. J. W.:
The Architecture of the Burroughs B5000: 20 Years Later and Still Ahead of the Times?
In: *ACM SIGARCH Computer Architecture News* 10 (1982), Jun., Nr. 4, S. 3–10

Literaturverzeichnis V

[18] Nivelet, B. :
Multics Internet Server.
http://web.mit.edu/multics-history/source/Multics_Internet_Server/Multics_sources.html, 2006. –
Final Multics Release, MR 12.5, November 1992

[19] NSA Public and Media Affairs:
National Security Agency Shares Security Enhancements to LINUX.
http://www.nsa.gov/public_info/press_room/2001/se-linux.shtml, Jan. 2001

[20] Organick, E. I.:
The Multics System: An Examination of its Structure.
MIT Press, 1972. –
ISBN 0–262–15012–3

[21] Ossanna, J. F. ; Mikus, L. E. ; Dunten, S. D.:
Communications and Input/Output Switching in a Multiplex Computing System.
In: [23], S. 231–241

[22] Pankhurst, R. J.:
Operating Systems: Program Overlay Techniques.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Febr., Nr. 2, S. 119–125

Literaturverzeichnis VI

[23] Rector, R. W. (Hrsg.):
Proceedings of the 1965 Fall Joint Computer Conference (AFIPS '65).
Bd. *Part I*.
New York, NY, USA : ACM, 1965

[24] Santa Cruz Operation, Inc. (Hrsg.):
System V Application Binary Interface.
Edition 4.1.
Santa Cruz, CA, USA: Santa Cruz Operation, Inc., März 1997

[25] Sun Microsystems, Inc.:
Solaris SunOS.
1991. –
SunOS 5.0 Release Report

[26] Vyssotsky, V. A. ; Corbató, F. J. ; Graham, R. M.:
Structure of the Multics Supervisor.
In: [23], S. 203–212