Betriebssystemtechnik

Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz

IX. Adressraummodelle: Einadressraumsysteme

Wolfgang Schröder-Preikschat / Volkmar Sieh

SS 2024

Gliederung

Mitbenutzung

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept
  - Betriebssystem und Anwendungsprogramme teilen sich einen Adressraum
    - der logische Adressraum zeichnet sich nicht mehr als Schutzdomäne aus
  - Adressen werden eine bestimmte Befähigung (*capability*) zugeschrieben
    - erzeugt, zugeteilt, verwaltet, entzogen, zerstört durch das Betriebssystem
  - Prozesse greifen damit auf *sämtliche* Objekte des Rechensystems zu

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept

- Adressen haben eine eindeutige Interpretation
  - für alle Anwendungsprogramme, für potentiell alle Zeiten

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept

- Adressen haben eine eindeutige Interpretation
  - für alle Anwendungsprogramme, für potentiell alle Zeiten
  - virtuelle Adressen sind **kontextunabhängig**
    - sie lösen dieselben Daten auf, unabhängig davon, wer sie verwendet

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept
- Adressen haben eine eindeutige Interpretation
- Prozesse können alle Daten im System benennen, haben jedoch für gewöhnlich nicht das Recht, auf alle diese Daten zuzugreifen

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept
- Adressen haben eine eindeutige Interpretation
- Prozesse können alle Daten im System benennen, haben jedoch für gewöhnlich nicht das Recht, auf alle diese Daten zuzugreifen
  - die Schutzdomäne, in der ein Prozess läuft, definiert seine Zugriffsrechte
  - beschränkt seinen Zugriff
    - auf einen bestimmten Satz von Seiten zu einem bestimmten Zeitpunkt

Mitbenutzung

- Einadressraumkonzept
- Adressen haben eine eindeutige Interpretation
- Prozesse können alle Daten im System benennen, haben jedoch für gewöhnlich nicht das Recht, auf alle diese Daten zuzugreifen

Wiederverwendung von Adressen

vgl. [3]

Eigenschaften von Mehradressraumsystemen, die (total/partiell) private Adressräume implementieren:

- **partielle Virtualisierung** [4, 17] der Prozessadressräume
  - Vergrößerung der verfügbaren Menge von Adressräumen
  - Einrichtung harter Speicherschutzgrenzen
  - Aufräumen, wenn Programme aussteigen, gestaltet sich einfach

Wiederverwendung von Adressen

vgl. [3]

Eigenschaften von Mehradressraumsystemen, die (total/partiell) private Adressräume implementieren:

- **partielle Virtualisierung** [4, 17] der Prozessadressräume

- Erschwernis der Kooperation zwischen den Anwendungsprogrammen:
  - Zeiger sind außerhalb der Grenze/Lebenszeit von Prozessen bedeutungslos
  - zeigerbasierte Information mitbenutzen, speichern, übertragen ist schwer
  - der hauptsächliche Kooperationsmechanismus greift auf Kopieren zurück
    - und geht ggf. auch einher mit der Konvertierung in eine kanonische Form

Wiederverwendung von Adressen

vgl. [3]

Eigenschaften von Mehradressraumsystemen, die (total/partiell) private Adressräume implementieren:

- **partielle Virtualisierung** [4, 17] der Prozessadressräume

- Erschwernis der Kooperation zwischen den Anwendungsprogrammen:

- Mitbenutzung von Informationen nur auf „Umwegen“ möglich
  - Konsequenz aus der strikten Isolation von Anwendungskomponenten
  - bereits die Gemeinschaftsbibliothek (*shared library*) fällt aus dem Rahmen

Gliederung

Trennung von Belangen (*separation of concerns* [8, S. 1])

Trennung von Belangen (*separation of concerns* [8, S. 1])

- Adressierung einerseits
  - Adressen sind eindeutig und potentiell für immer gültig
  - darüber hinausgehend sind Adressen kontextunabhängig
    - sie lösen jederzeit zu demselben Datum auf
    - unabhängig davon, welcher Aktivitätsträger sie benutzt/generiert
  - ein Programmfaden kann jedes Datum im System darüber „benennen“

Trennung von Belangen (*separation of concerns* [8, S. 1])

- Adressierung einerseits
  - Adressen sind eindeutig und potentiell für immer gültig
- Schutz andererseits
  - nicht jedes vom Programmfaden adressierte Datum ist von ihm zugreifbar
  - vielmehr definiert die Schutzdomäne eines Fadens seine Zugriffsrechte
    - Begrenzung des Zugriffs/der Zugriffsart auf einen bestimmten Adressbereich
    - permanent oder zeitlich beschränkt
  - Zugriffsrechte ändern sich beim Durchwandern von Schutzdomänen

Trennung von Belangen (*separation of concerns* [8, S. 1])

- Adressierung einerseits
  - Adressen sind eindeutig und potentiell für immer gültig
- Schutz andererseits
  - nicht jedes vom Programmfaden adressierte Datum ist von ihm zugreifbar

↪ seit Multics [6] ist beides (oft) mit dem Begriff „Prozess“ verbunden

Trennung von Belangen (*separation of concerns* [8, S. 1])

- Adressierung einerseits
  - Adressen sind eindeutig und potentiell für immer gültig
- Schutz andererseits
  - nicht jedes vom Programmfaden adressierte Datum ist von ihm zugreifbar

↪ seit Multics [6] ist beides (oft) mit dem Begriff „Prozess“ verbunden — genau genommen: „Prozessexemplar“

Ewig gültige Adressen

Prozessoren mit breiten Adressen fördern den Einadressraumansatz, da sie den Zwang zur Wiederverwendung von Adressen aufgeben

Ewig gültige Adressen

Prozessoren mit breiten Adressen fördern den Einadressraumansatz, da sie den Zwang zur Wiederverwendung von Adressen aufgeben

- ein solcher Zwang besteht für 32-Bit – und kleineren – Architekturen
- für 64-Bit Architekturen können Adressen auf immer gültig bleiben:

> *A full 64-bit address space will last for 500 years if allocated at the rate of one gigabyte per second. [3, S. 272]*

Ewig gültige Adressen

Prozessoren mit breiten Adressen fördern den Einadressraumansatz, da sie den Zwang zur Wiederverwendung von Adressen aufgeben

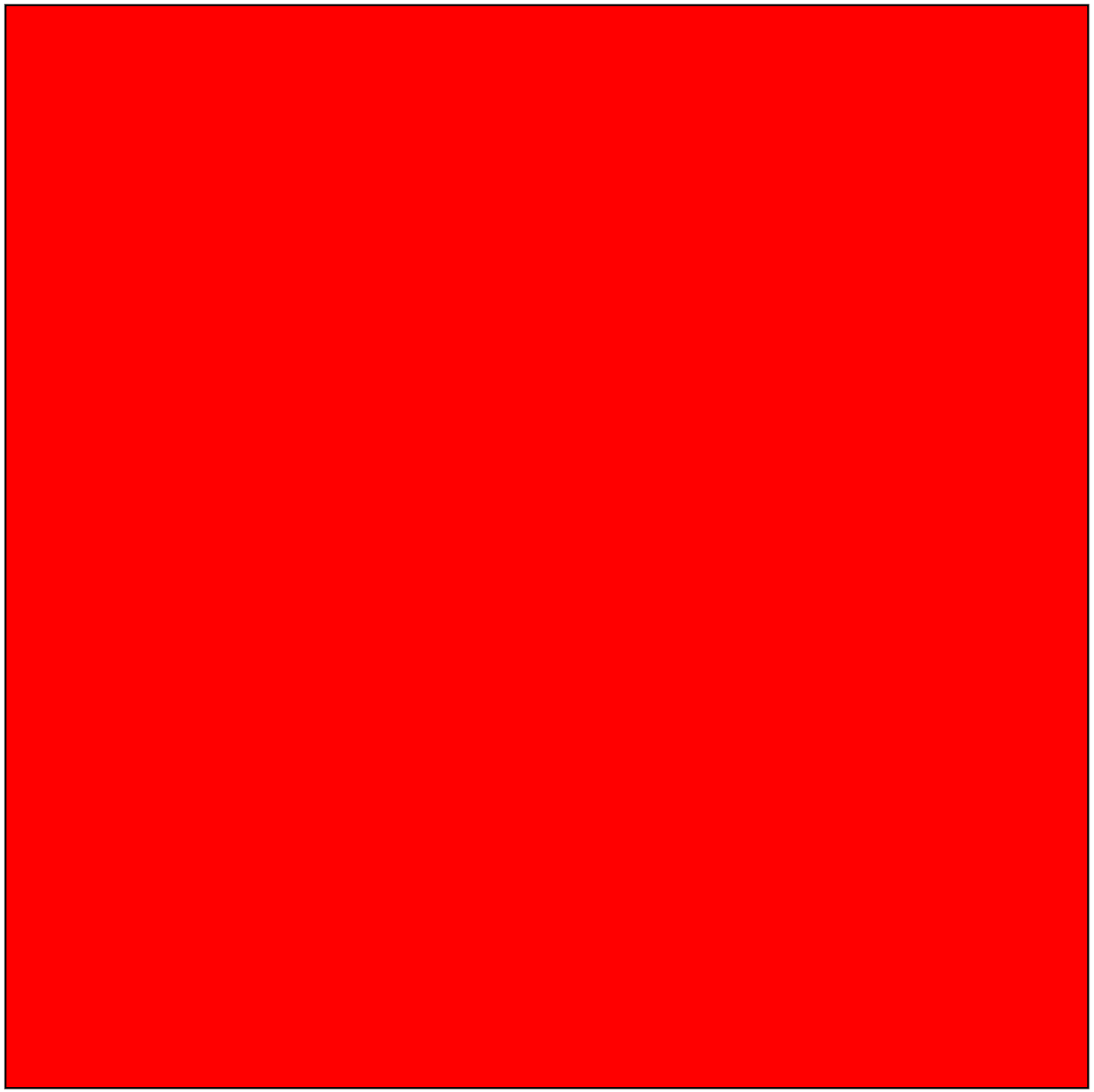
- ausschlaggebend ist der von Programmfäden sichtbare Namensraum
  - gegeben durch die Anzahl der von ihnen technisch aufzählbaren Adressen
  - die tatsächlich in der Hardware implementierte Adressbreite ist belanglos
    - wenn also z.B. nur max. 44-Bit breite reale Adressen möglich sind
  - auch hier ist die Virtualität von 64-Bit Adressen der wesentliche Punkt

Ewig gültige Adressen

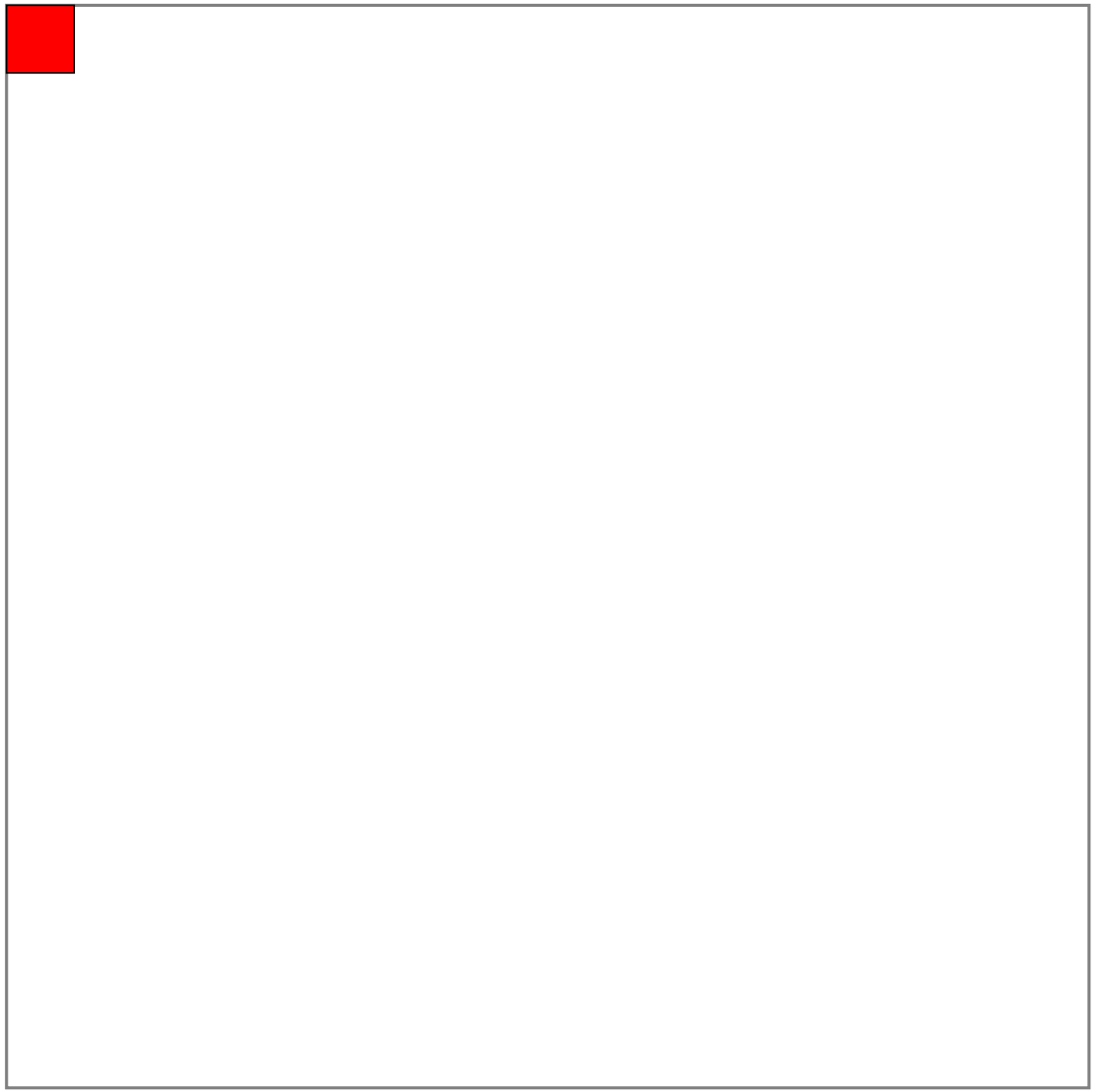
Prozessoren mit breiten Adressen fördern den Einadressraumansatz, da sie den Zwang zur Wiederverwendung von Adressen aufgeben

- ausschlaggebend ist der von Programmfäden sichtbare Namensraum
- der sämtliche im Rechensystem referenzierbare Eintitäten umfasst

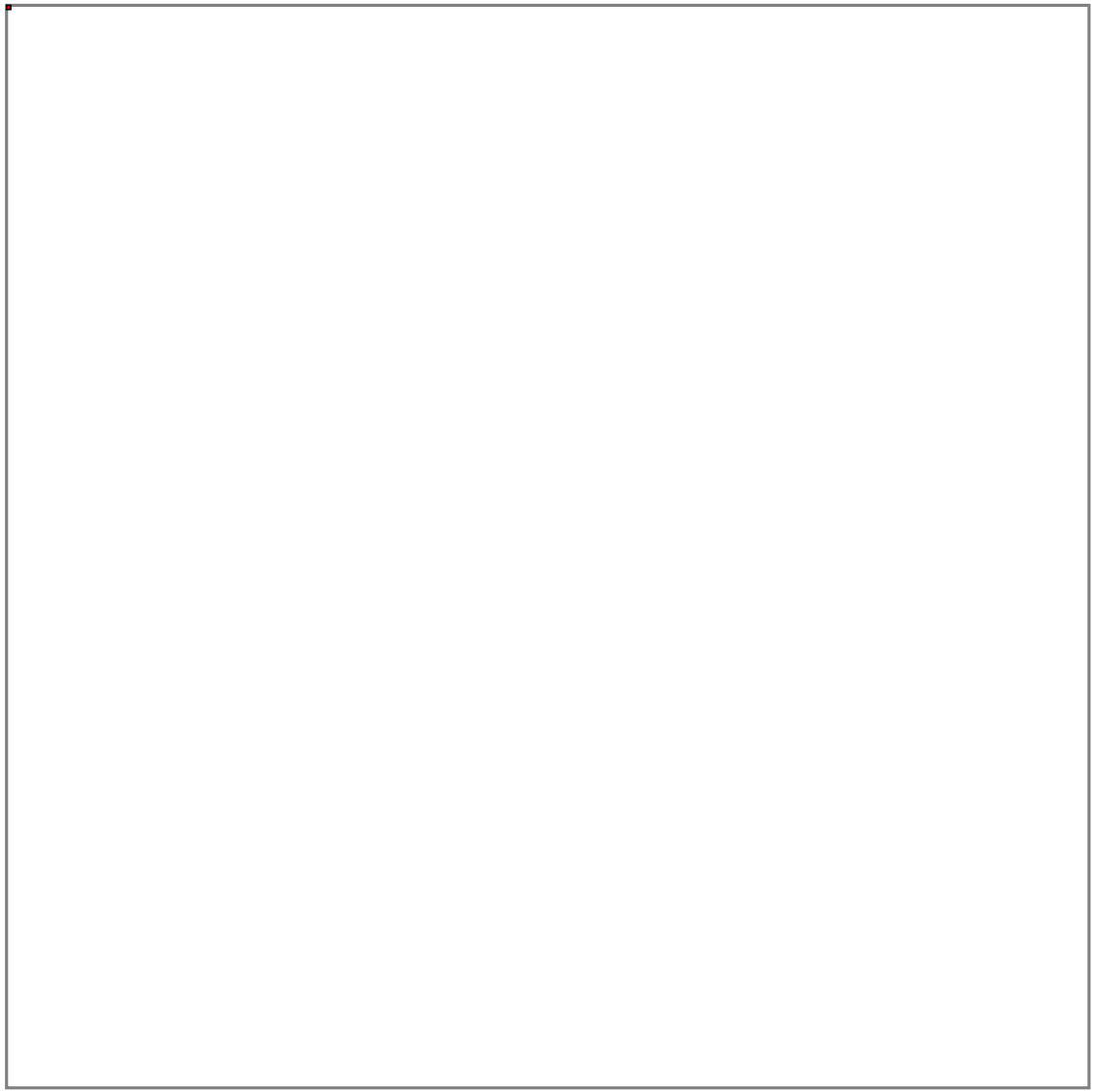
Planetengleich



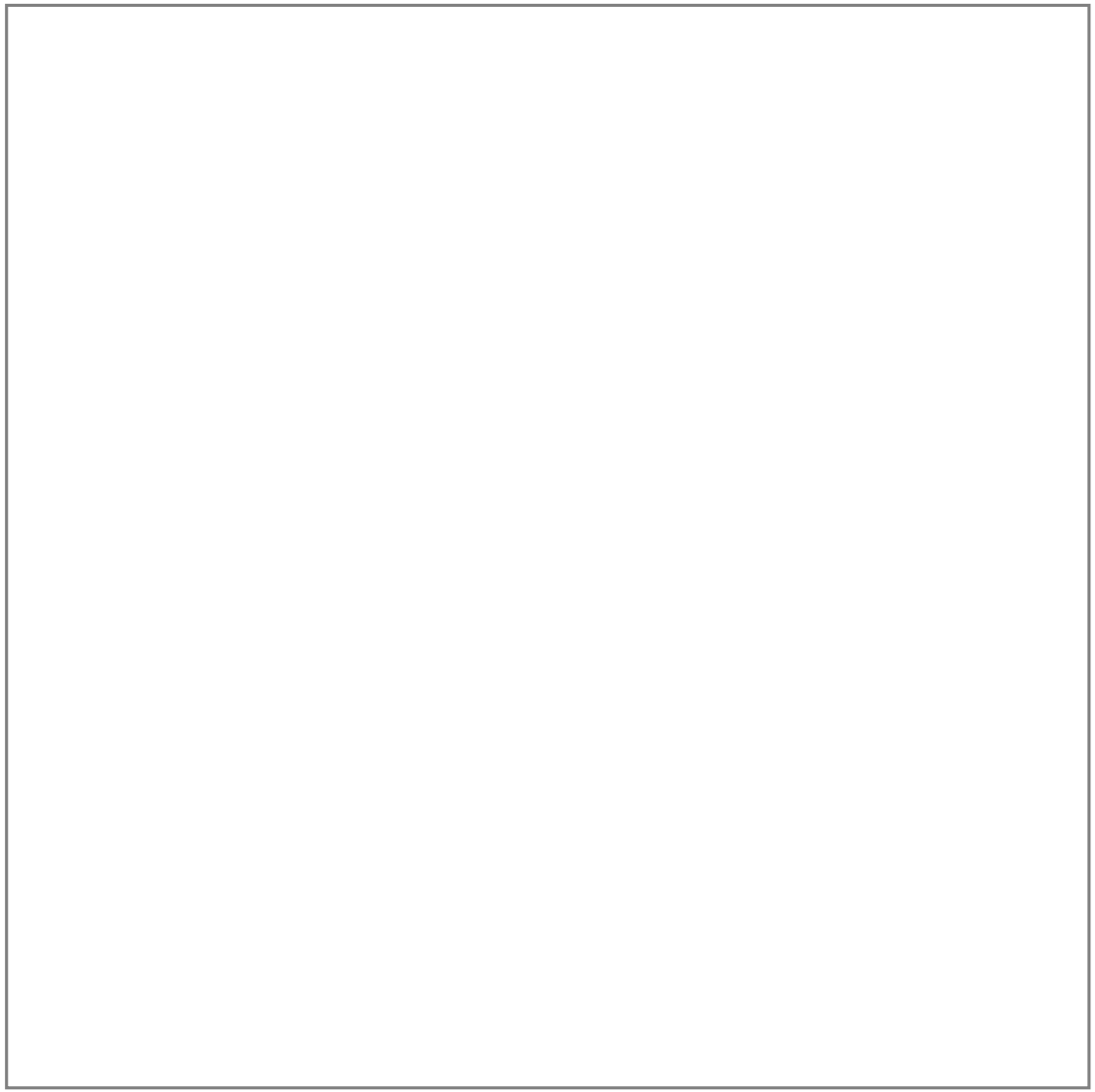
Sonnensystemgleich

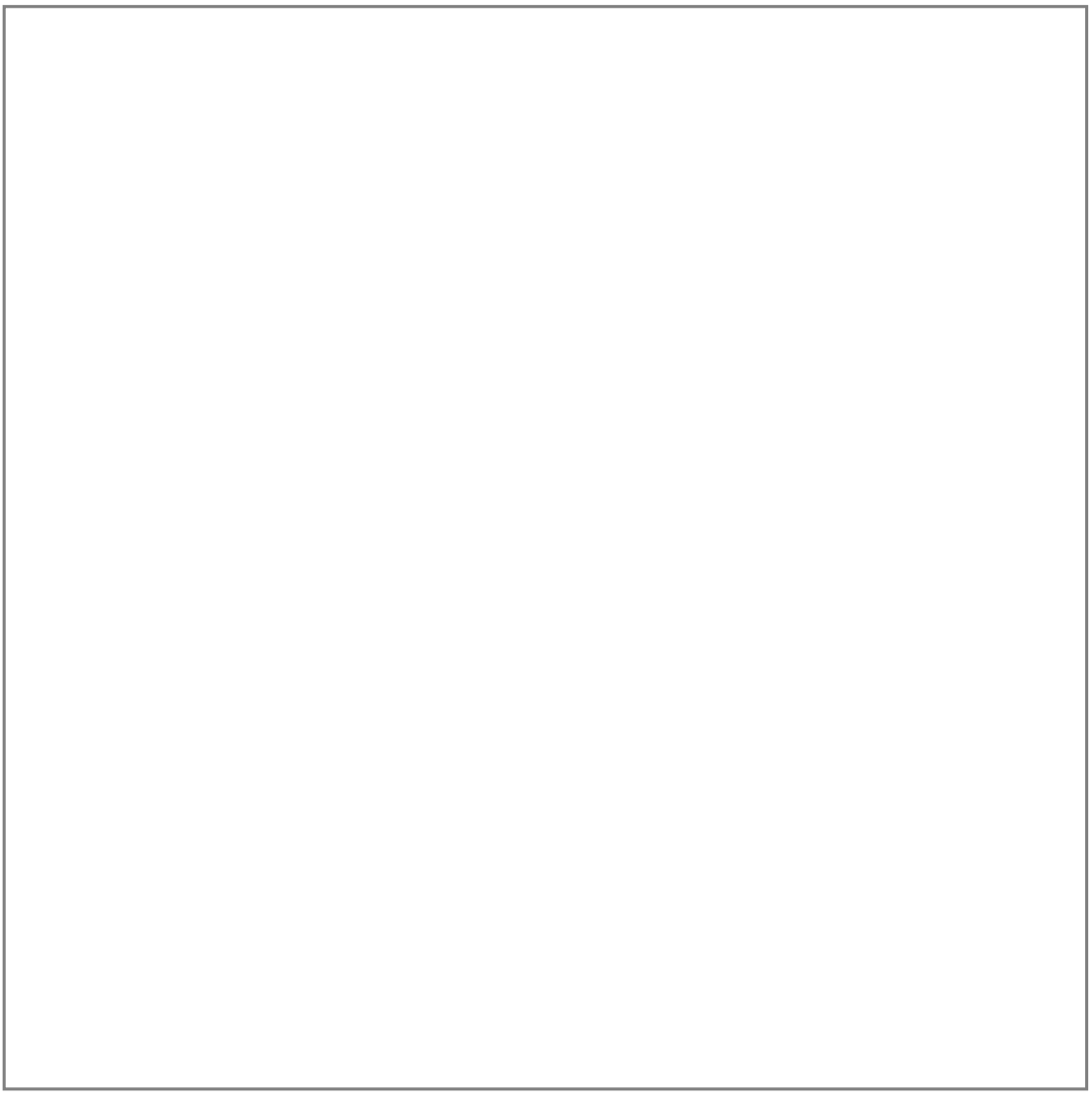


Milchstraßengleich



Weltallgleich

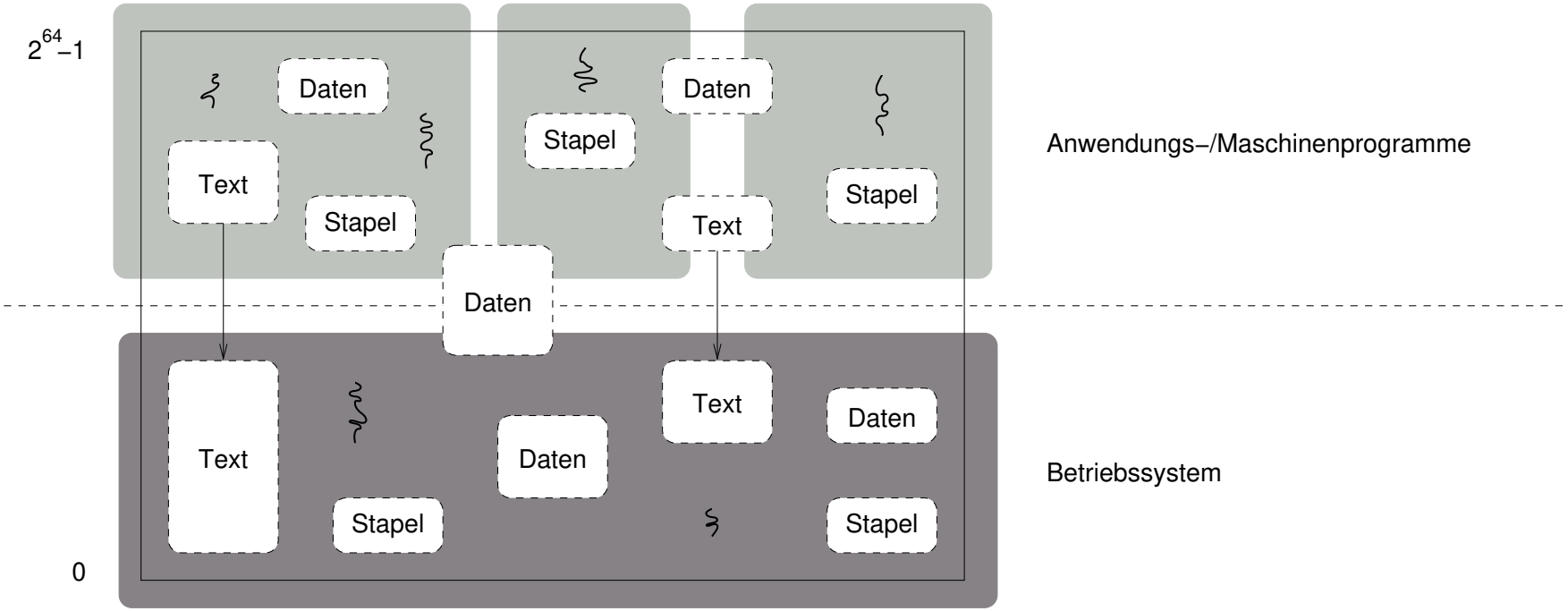




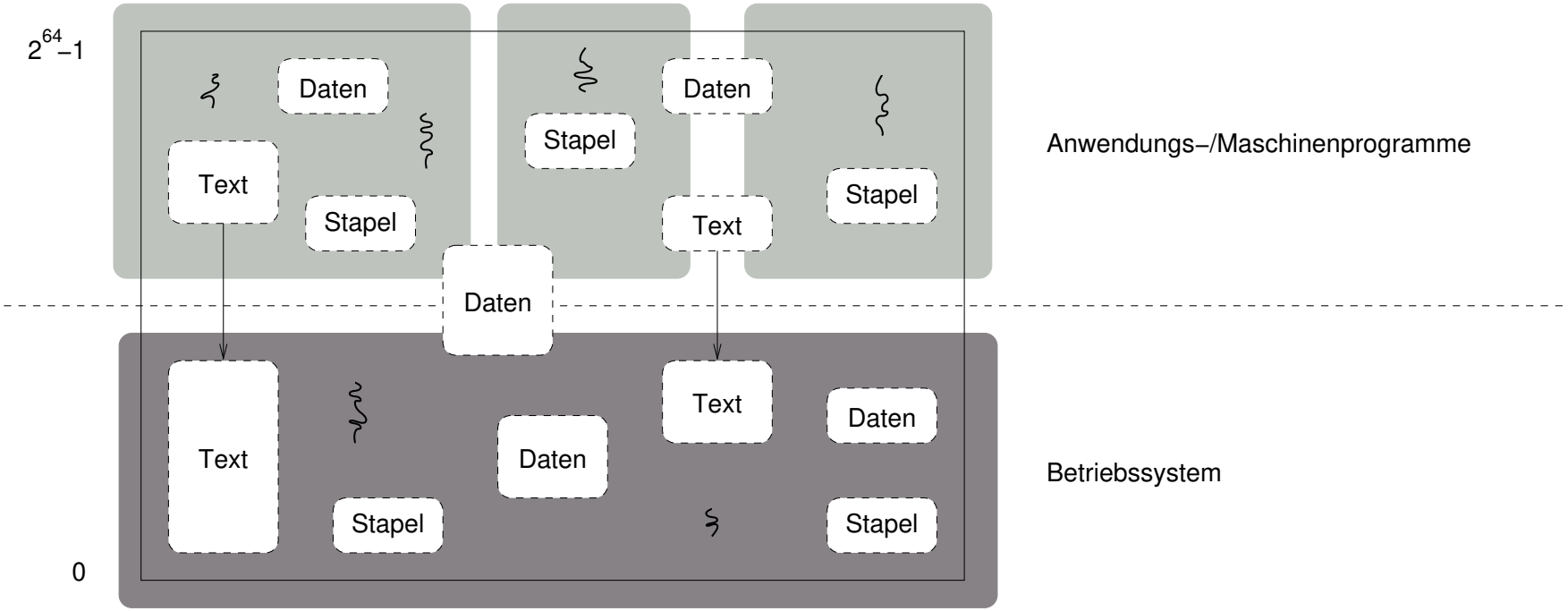
Man könnte den ganzen Hauptspeicher buchstäblich im 64-Bit-Raum verstecken und er würde nie gefunden werden.

In einem sehr großen, spärlichen Adressraum kann die virtuelle Adresszuordnung als Befähigung (capability) gelten [24].

„Hyperadressraum“ mit Schutzdomänen

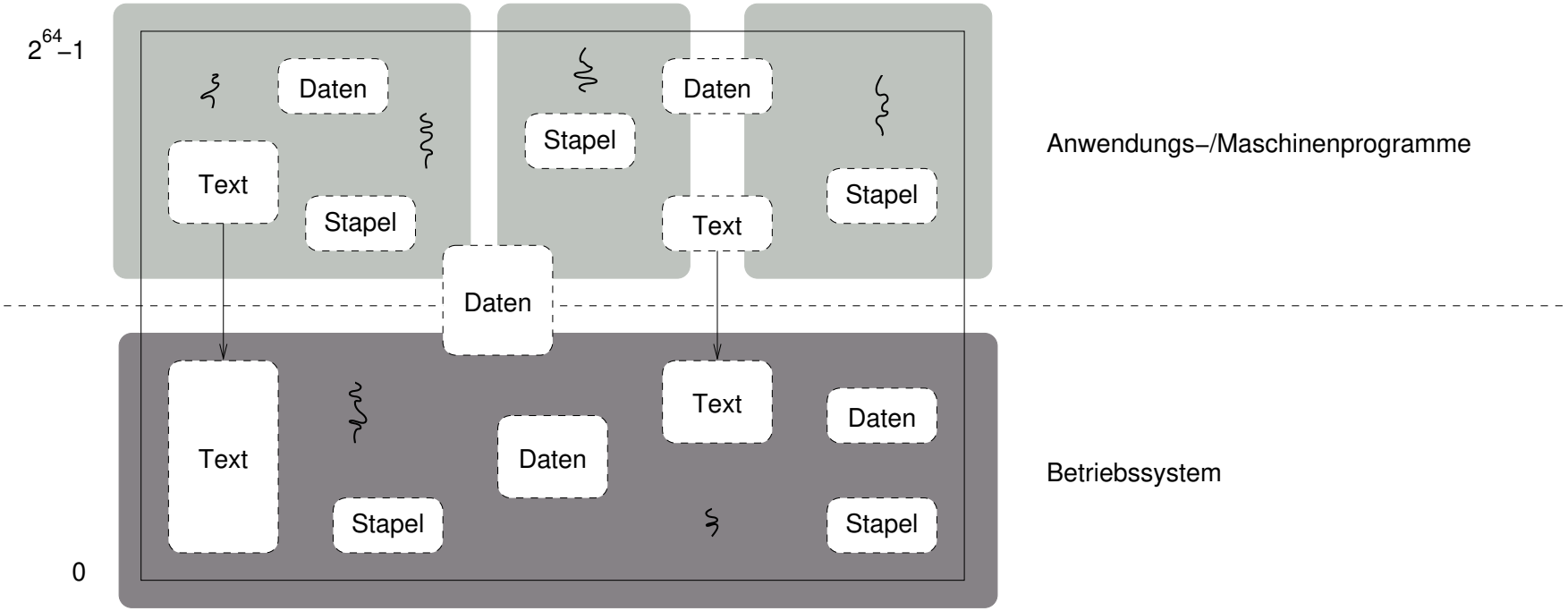


„Hyperadressraum“ mit Schutzdomänen



- horizontaler und vertikaler Informationsaustausch
  - horizontal: Unterprogrammaufrufe, gemeinsame Adressbereiche
  - vertikal: *dito*, System-Calls

„Hyperadressraum“ mit Schutzdomänen



- mikrokernbasierte Beispiele von Betriebssystemen der Art:
  - Opal [3]
    - Mach, System- und Fernaufrufe [16] über Portale
  - Mungi [13]
    - L4, Interaktion nur über gemeinsame Adressbereiche

Flacher Adressraum

Paradigma der Adressierung, bei dem alle adressierbaren Einheiten dem Programm als einzelner **linearer Adressraum** erscheint

Flacher Adressraum

Paradigma der Adressierung, bei dem alle adressierbaren Einheiten dem Programm als einzelner **linearer Adressraum** erscheint

- eindimensionaler Adressraum im Stile von Seitenadressierung
  - sämtliche (*online*) Information im System kann direkt referenzierbar sein[1]
  - gebündelt als logische Segmente, erfasst durch logische Deskriptoren

[1] Erstmalig realisiert mit Multics [18], aber durch physische Segmentierung.

Flacher Adressraum

Paradigma der Adressierung, bei dem alle adressierbaren Einheiten dem Programm als einzelner **linearer Adressraum** erscheint

- eindimensionaler Adressraum im Stile von Seitenadressierung
- jede Entität ist als (seitennummeriertes) Segment ausgeprägt
  - das durch einen/mehrere Seitendeskriptor/en repräsentiert ist
  - für alle Prozesse angelegt in einer geeigneten Tabellenstruktur
    - 5-stufige Seitentabelle, invertierte Seitentabelle, . . . , *guarded page table* [15]

[1] Erstmalig realisiert mit Multics [18], aber durch physische Segmentierung.

Flacher Adressraum

Paradigma der Adressierung, bei dem alle adressierbaren Einheiten dem Programm als einzelner **linearer Adressraum** erscheint

- eindimensionaler Adressraum im Stile von Seitenadressierung
- jede Entität ist als (seitennummeriertes) Segment ausgeprägt
- gemeinsame Nutzung setzt die Weitergabe ihrer Adressen voraus
  - dieselben Adressen selektieren denselben Deskriptor: dieselben Attribute
  - verschiedene Prozesse erhalten darüber auch nur dieselben Zugriffsrechte

[1] Erstmalig realisiert mit Multics [18], aber durch physische Segmentierung.

Flacher Adressraum

Paradigma der Adressierung, bei dem alle adressierbaren Einheiten dem Programm als einzelner **linearer Adressraum** erscheint

- eindimensionaler Adressraum im Stile von Seitenadressierung
- jede Entität ist als (seitennummeriertes) Segment ausgeprägt
- gemeinsame Nutzung setzt die Weitergabe ihrer Adressen voraus
- Differenzierung von Zugriffsrechten erfordert zusätzliche Maßnahmen
  - i Replikation, Anpassung und Gruppierung von Deskriptoren
  - ii Segmente mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren

[1] Erstmalig realisiert mit Multics [18], aber durch physische Segmentierung.

Schutz adressierbarer Einheiten

Bereiche, die 2^{64} Adressen umfassen, sind so groß, dass die einzelnen darin enthaltenen Entitäten (Objekte) nicht mehr aufzählbar sind[2]

[2] Angenommen, ein Zählschritt dauert 1 ns. Dann muss der Rechner etwa 584,9 Jahre durchgängig im Betrieb sein, um alle 2^{64} Adressen aufzuzählen.

Schutz adressierbarer Einheiten

Bereiche, die 2^{64} Adressen umfassen, sind so groß, dass die einzelnen darin enthaltenen Entitäten (Objekte) nicht mehr aufzählbar sind[2]

- damit sind diese Entitäten bereits sehr gut vor Zugriffen geschützt
  - man muss ihre Adresse schon kennen, sie zu erraten ist hoffnungslos
  - die Wahrscheinlichkeit, eine unbekannte Entität zu erreichen, ist gering

[2] Angenommen, ein Zählschritt dauert 1 ns. Dann muss der Rechner etwa 584,9 Jahre durchgängig im Betrieb sein, um alle 2^{64} Adressen aufzuzählen.

Schutz adressierbarer Einheiten

Bereiche, die 2^{64} Adressen umfassen, sind so groß, dass die einzelnen darin enthaltenen Entitäten (Objekte) nicht mehr aufzählbar sind[2]

- damit sind diese Entitäten bereits sehr gut vor Zugriffen geschützt

- dieser Schutz lässt sich durch **Randominisierung** weiter verfeinern
  - die Platzierungsstrategie liefert die Adresse im „winzigen“ Hauptspeicher
  - diese reale Adresse ist einer logischen/virtuellen Adresse zuzuordnen
    - das Betriebssystem nimmt die **Adressabbildung** (*address mapping*) vor
    - bei Seitenadressierung ist der Adresswert ein Vielfaches der Seitengröße
  - die zugeordnete Adresse wäre ein zufälliger Wert im Bereich $[0, 2^n - 1]$
    - mit $n \leq 2^{64-p}$, wobei $p = log_2(\text{Seitengröße})$
    - sowie $n/\text{Seitengröße} = 0$, also ein seitenausgerichteter Wert

[2] Angenommen, ein Zählschritt dauert 1 ns. Dann muss der Rechner etwa 584,9 Jahre durchgängig im Betrieb sein, um alle 2^{64} Adressen aufzuzählen.

Schutz adressierbarer Einheiten

Bereiche, die 2^{64} Adressen umfassen, sind so groß, dass die einzelnen darin enthaltenen Entitäten (Objekte) nicht mehr aufzählbar sind[2]

- damit sind diese Entitäten bereits sehr gut vor Zugriffen geschützt
- dieser Schutz lässt sich durch **Randominisierung** weiter verfeinern
- die Adresse *n* muss anderen Prozessen explizit kommuniziert werden, damit sie auf die betreffende Entität zugreifen können

[2] Angenommen, ein Zählschritt dauert 1 ns. Dann muss der Rechner etwa 584,9 Jahre durchgängig im Betrieb sein, um alle 2^{64} Adressen aufzuzählen.

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem
  - durch Anforderung hinreichend großer Bereiche, lässt sich relativ schnell ein 64-Bit-Raum „abtasten“
    - beispielsweise 4GB große Bereiche
    - dann ist der 64-Bit-Raum mit höchstens 2^{32} Systemaufrufen abgesucht ☹

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem
  - durch Anforderung hinreichend großer Bereiche, lässt sich relativ schnell ein 64-Bit-Raum „abtasten“
    - beispielsweise 4GB große Bereiche
    - dann ist der 64-Bit-Raum mit höchstens 2^{32} Systemaufrufen abgesucht ☹
    - bei 1 ms pro 4GB Systemaufruf wäre der 64-Bit-Raum in 50 Tagen geprüft[3]

[3] Mit größeren Bereichen wie bspw. 256GB sind es nur noch 9 Stunden, ggf. lässt sich auch MAP_NORESERVE geeignet nutzen, um nur noch in Minuten durchzukommen. Andere Tricks zur „Nadelsuche“ sind in [10] beschrieben.

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem
  - durch Anforderung hinreichend großer Bereiche, lässt sich relativ schnell ein 64-Bit-Raum „abtasten“
    - beispielsweise 4GB große Bereiche
  - das ließe sich „rekursiv“ im „buddy“-Verfahren mit kleineren Einheiten verfeinern, falls die Erzeugung einer größeren Abbildung scheitert
    - so wäre es möglich, sich auf Seitengranularität an etwas heranzutasten ☹

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem
  - durch Anforderung hinreichend großer Bereiche, lässt sich relativ schnell ein 64-Bit-Raum „abtasten“
    - beispielsweise 4GB große Bereiche
  - das ließe sich „rekursiv“ im „buddy“-Verfahren mit kleineren Einheiten verfeinern, falls die Erzeugung einer größeren Abbildung scheitert
  - das Betriebssystem könnte ein reguläres Muster dieses Systemaufrufs sehr ähnlich zu [5] erkennen und Gegenmaßnahmen ergreifen
    - aber ebenso könnte sich der „Angreiferprozess“ darauf einstellen ☹

Nadelsuche im Heuhaufen

- `mmap(2)` mit der gewöhnlichen (Linux-) Semantik ist ein Problem

- **Abwärtskompatibilität** zu bewahren, ist eine große Herausforderung
  - SAS ist **disruptiv**, soweit es Standardschnittstellen betrifft, die den Stand der Technik bei Betriebssystemen (POSIX) definieren (vgl. S. 21)

Differenzierung von Zugriffsrechten

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**
  - für abweichende Zugriffsrechte, eigene Deskriptoren einrichten
    - bis auf Zugriffsrechte gleichen alle anderen Deskriptoreinträge dem Original

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**
  - für abweichende Zugriffsrechte, eigene Deskriptoren einrichten und
    - bis auf Zugriffsrechte gleichen alle anderen Deskriptoreinträge dem Original
  - in einer eigenen Deskriptortabelle gruppieren $\rightsquigarrow$ Schutzdomäne einrichten

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**
  - für abweichende Zugriffsrechte, eigene Deskriptoren einrichten und
    - bis auf Zugriffsrechte gleichen alle anderen Deskriptoreinträge dem Original
  - in einer eigenen Deskriptortabelle gruppieren $\rightsquigarrow$ Schutzdomäne einrichten

$\hookrightarrow$ damit werden jedoch nur die typischen „Hardwarezugriffsrechte“ erfasst: zugreifen, lesen, schreiben, ausführen

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**

- Adressen mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren
  - allgemein Subjekten Rechte für Operationen auf Objekte zuschreiben [12]

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**

- Adressen mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren
  - allgemein Subjekten Rechte für Operationen auf Objekte zuschreiben [12]

    Objekt
    - Entität, zu der der Zugriff kontrolliert werden muss
    - Seiten, Segmente, Dateien, Programme, Geräte, Maschinenbefehle

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**

- Adressen mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren
  - allgemein Subjekten Rechte für Operationen auf Objekte zuschreiben [12]

Subjekt
- aktive Entität, deren Zugriff auf Objekte kontrolliert werden muss
- Paar *(Prozess, Domäne)*: Schutzdomäne, in der ein Prozess operiert

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**

- Adressen mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren
  - allgemein Subjekten Rechte für Operationen auf Objekte zuschreiben [12]

    Objekt
    - Entität, zu der der Zugriff kontrolliert werden muss
    - Seiten, Segmente, Dateien, Programme, Geräte, Maschinenbefehle

    Subjekt
    - aktive Entität, deren Zugriff auf Objekte kontrolliert werden muss
    - Paar *(Prozess, Domäne)*: Schutzdomäne, in der ein Prozess operiert
  - sicherstellen, dass die Rechtezuordnung nicht gefälscht werden kann !!!

Differenzierung von Zugriffsrechten

- Replikation, Anpassung und Gruppierung von **Deskriptoren**

- Adressen mit einer **Befähigung** (*capability*, [7]) assoziieren

  ↪ damit auch weitergehende, nicht nur einfache Zugriffe erfassende Rechte einräumen: übertragen, bewilligen, löschen, erzeugen, zerstören

Fälschungssicherheit von Befähigungen

Subjekte verfügen allein durch den Besitz einer Befähigung über die darüber definierten Rechte beim Objektzugriff

- Befähigungen sind daher selbst zu schützen

Fälschungssicherheit von Befähigungen

Subjekte verfügen allein durch den Besitz einer Befähigung über die darüber definierten Rechte beim Objektzugriff

- Befähigungen sind daher selbst zu schützen, beispielsweise:
  - i als Liste (*capability list*, *C-list*, [7]) gespeichert in speziellen Segmenten, überwacht vom Betriebssystem
  - ii durch ein zusätzliches Kennwort [1], vergeben vom Objektverwalter bei Zuordnung der Adresse (des Deskriptors) zu einem Objekt

Fälschungssicherheit von Befähigungen

Subjekte verfügen allein durch den Besitz einer Befähigung über die darüber definierten Rechte beim Objektzugriff

- Befähigungen sind daher selbst zu schützen

- für SASOS attraktiv ist die kennwortgeschützte Befähigung [1]
  - sie ist frei kopier-, speicher- und kommunizierbar, wie andere Daten auch
  - für ihre Verwendung muss das Betriebssystem nicht einbezogen werden

Fälschungssicherheit von Befähigungen

Subjekte verfügen allein durch den Besitz einer Befähigung über die darüber definierten Rechte beim Objektzugriff

- Befähigungen sind daher selbst zu schützen

- für SASOS attraktiv ist die kennwortgeschützte Befähigung [1]

- eine solche „spärliche“ Befähigung C versteht sich als Tupel (A, P)
  - mit dem Namen des Objektes bzw. dessen Adresse $A = [0, 2^{64} - 1]$
  - sowie dem Kennwort P, eine wenigstens 64-Bit große Zufallszahl
    - die ein unberechenbarer physikalischer Prozess [23] generiert
    - z.B. thermisches Rauschen [1], durch einen A/D-Wandler dargestellt

Gliederung

SAS vs MAS

- für isolierte Anwendungen ist SAS ein Implementierungsdetail[4]
  - keinen Kontakt/Austausch mit Prozessen anderer Anwendungsprogramme
  - keinen bewussten Kontakt/Austausch mit dem Betriebssystem

[4] Soweit es die funktionalen Eigenschaften betrifft.

SAS vs MAS

- für isolierte Anwendungen ist SAS ein Implementierungsdetail[4]
  - keinen Kontakt/Austausch mit Prozessen anderer Anwendungsprogramme
  - keinen bewussten Kontakt/Austausch mit dem Betriebssystem

↪ eigentlich gibt es nichts, was mit MAS nicht ebenso ginge

↪ andersherum wäre SAS diesen Anwendungen auch kein Hindernis

[4] Soweit es die funktionalen Eigenschaften betrifft.

SAS vs MAS

- für isolierte Anwendungen ist SAS ein Implementierungsdetail[4]

- für **kooperative Anwendungen** kann SAS von Vorteil sein
  - effiziente/direkte Kommunikation durch simplen Zeigeraustausch
    - *data shipping*
    - *function shipping*
  - sowohl in horizontaler als auch vertikaler Hinsicht
    - innerhalb der Anwendungsprogrammebene zwischen Prozessexemplaren
    - ebenenübergreifend zwischen Anwendungsprogramm- und Betriebssystemebene

[4] Soweit es die funktionalen Eigenschaften betrifft.

SAS vs MAS

- für isolierte Anwendungen ist SAS ein Implementierungsdetail[4]
- für **kooperative Anwendungen** kann SAS von Vorteil sein
- aus Betriebssystemsicht ermöglicht SAS „leichtgewichtigere“ Dienste
  - die mit besseren nichtfunktionalen Eigenschaften behaftet sind

[4] Soweit es die funktionalen Eigenschaften betrifft.

SAS mit Typsicherheit

SAS mit Typsicherheit

- Anwendungen in eine **speichersichere Zwischensprache** kompilieren
  - in einen geeigneten Bytekode (Zwischenkode) für eine virtuelle Maschine
  - bedarfssynchrone (*just in time*, JIT) Übersetzung dann im Betriebssystem
    - das die übersetzen Programmbestandteile in einem Zwischenspeicher hält
  - das Betriebssystem als Ganzes würde durch diesen Vorgang „urgeladen“
    - bis auf spezielle Module, die in Assembler von Hand zu schreiben sind[5]

[5] Wenn es an einer Systemimplementierungssprache mangelt (vgl. [22]).

SAS mit Typsicherheit

- Anwendungen in eine **speichersichere Zwischensprache** kompilieren
  - in einen geeigneten Bytekode (Zwischenkode) für eine virtuelle Maschine

- alle Programme könnten derselben Schutzdomäne zugeteilt sein
  - inkl. Betriebssystemprogramme wäre das der **privilegierte Arbeitsmodus**
    - also der Modus, in dem die CPU initial — beim Anschalten — läuft

SAS mit Typsicherheit

- Anwendungen in eine **speichersichere Zwischensprache** kompilieren
  - in einen geeigneten Bytekode (Zwischenkode) für eine virtuelle Maschine

- alle Programme könnten derselben Schutzdomäne zugeteilt sein
  - inkl. Betriebssystemprogramme wäre das der **privilegierte Arbeitsmodus**
    - also der Modus, in dem die CPU initial — beim Anschalten — läuft
  - dann müsste aber auch das Betriebssystem typsicher programmiert sein
    - ansonsten gehen „Systemaufrufe“ an typunsichere externe Unterprogramme
    - diese könnten beliebige Unterprogramme sein, nicht nur Systemprogramme

SAS mit Typsicherheit

- Anwendungen in eine **speichersichere Zwischensprache** kompilieren
  - in einen geeigneten Bytekode (Zwischenkode) für eine virtuelle Maschine
- alle Programme könnten derselben Schutzdomäne zugeteilt sein
- die semantische äquivalente **virtuelle Maschine** wäre zwingend
  - direktes Absetzen privilegierter Maschinenbefehle muss unmöglich sein
  - direktes Durchgreifen auf die (reale) Befehlssatzebene ist verboten

↪ obligatorisch für alle Anwendungsprogramme

SAS mit Typsicherheit

SAS mit Typsicherheit

- verschiedene „virtuelle Maschinen“ mit verschiedenen Fähigkeiten
  - Prozesse der **Anwendungsprogrammebene** sind nicht privilegiert
  - Prozesse der **Betriebssystemebene** sind privilegiert

SAS mit Typsicherheit

- verschiedene „virtuelle Maschinen“ mit verschiedenen Fähigkeiten
  - Prozesse der **Anwendungsprogrammebene** sind nicht privilegiert
  - Prozesse der **Betriebssystemebene** sind privilegiert

Zweiklassengesellschaft

Mit den Anwendungsprogrammprozessen als die „Mittellosen“ und den Betriebssystemprozessen als die „Wohlhabenden“.

↪ gewöhnliche (klassische) zweistufige Qualifizierung der Prozesse genügt

SAS mit Typsicherheit

- verschiedene „virtuelle Maschinen“ mit verschiedenen Fähigkeiten
  - Prozesse der **Anwendungsprogrammebene** sind nicht privilegiert
  - Prozesse der **Betriebssystemebene** sind privilegiert

- zum Absetzen privilegierter Befehle muss ein Prozess befähigt sein
  - dies definiert die Schutzdomäne, aus der heraus er den Befehl absetzt

  unprivilegiert – die CPU „*trapped*“ den Prozess, das OS prüft seine Rechte
  ↪ Prozesse müssen Rechte in Vertrauen (des OS) erhalten

  privilegiert – die CPU lässt den Prozess gewähren

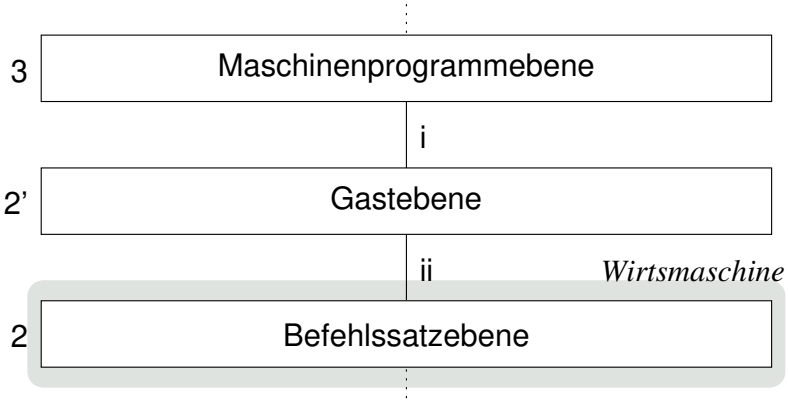
SAS mit Typsicherheit

- verschiedene „virtuelle Maschinen“ mit verschiedenen Fähigkeiten
  - Prozesse der **Anwendungsprogrammebene** sind nicht privilegiert
  - Prozesse der **Betriebssystemebene** sind privilegiert
- zum Absetzen privilegierter Befehle muss ein Prozess befähigt sein
  - **Teilinterpretation** [14] privilegierter Befehle unprivilegierter Prozesse
    - durch einen speziellen **Hypervisor**, Monitor für virtuelle Maschinen
    - durch einen Exokern [9], falls mehr als nur diese Befehle zu beachten sind

SAS mit VMM

SAS mit VMM

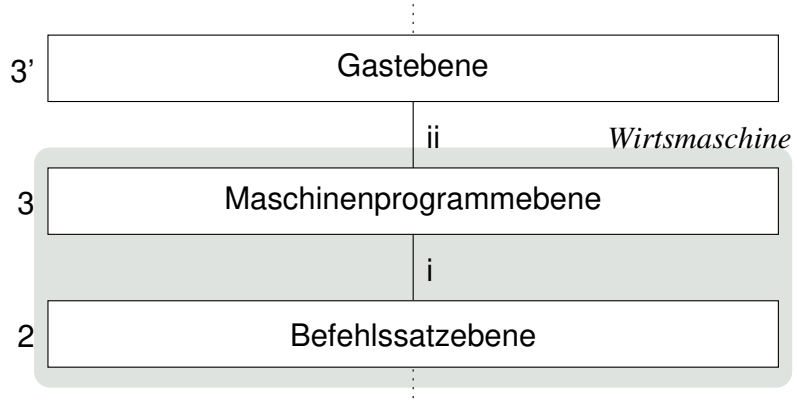
Typ I VMM



- läuft auf einer „nackten“ Wirtsmaschine
- unter keinem Betriebssystem

SAS mit VMM

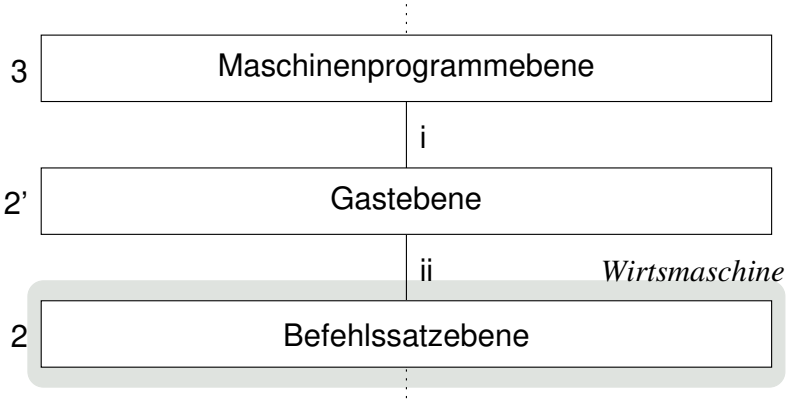
- Typ II VMM



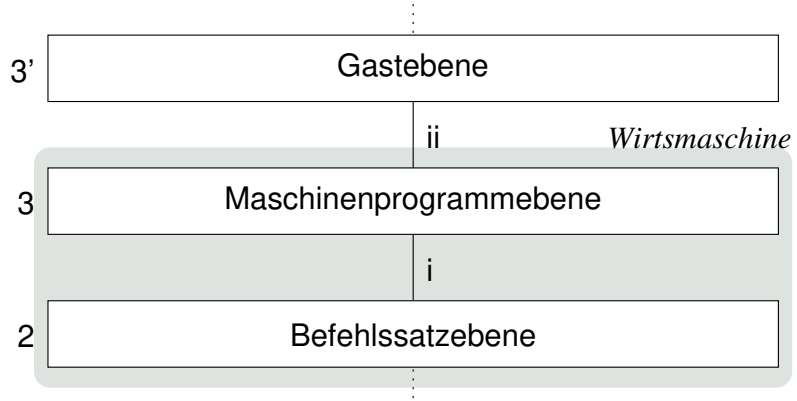
  - läuft auf einer erweiterten Wirtsmaschine
  - unter dem Wirtsbetriebssystem

SAS mit VMM

- Typ I VMM



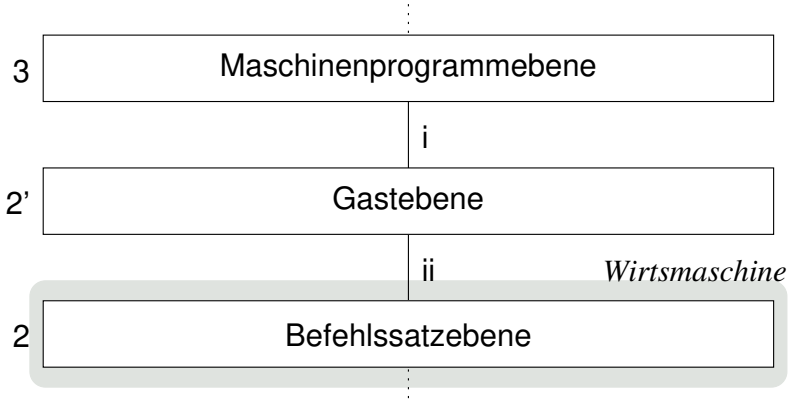
- Typ II VMM



- beiden gemeinsames Operationsprinzip ist die **Teilinterpretation**:
  - i durch das Betriebssystem (Typ I) bzw. Wirtsbetriebssystem (Typ II)
  - ii durch den VMM

SAS mit VMM

- Typ I VMM



- Gegenstand der Teilinterpretation sind **sensitive Befehle**
  - jeder Befehl, dessen direkte Ausführung durch die VM nicht tolerierbar ist
    - privilegierte Befehle ausgeführt im unprivilegierten Modus $\rightsquigarrow$ *Trap*
    - bei Virtualisierung auch unprivilegierte Befehle mit kritischen Seiteneffekten

SAS mit VMM

SAS mit VMM

- typische Anforderungen an die Befehlssatzebene [11, S. 47–53]:

1. annähernd äquivalente Ausführung der meisten unprivilegierten Befehle im System- und Anwendungsmodus des Rechnersystems
2. Schutz von Programmen, die im Systemmodus ausgeführt werden
3. Abfangvorrichtung („Falle“, *trap*) für **sensitive Befehle**:
   a. Änderung/Abfrage des Systemzustands (z.B. Arbeitsmodus des Rechners)
   b. Änderung/Abfrage des Zustands reservierter Register oder Speicherstellen
   c. Referenzierung des (für 2. erforderlichen) Schutzsystems
   d. Ein-/Ausgabe

SAS mit VMM

2. Schutz von Programmen, die im Systemmodus ausgeführt werden
3. Abfangvorrichtung („Falle“, *trap*) für **sensitive Befehle**:
   a. Änderung/Abfrage des Systemzustands (z.B. Arbeitsmodus des Rechners)
   b. Änderung/Abfrage des Zustands reservierter Register oder Speicherstellen

- relevant für SAS sind Mechanismen der CPU für 2. und 3.
  - bei 3.a und 3.b jedoch nur Schutz gegen Änderungsversuche
    - nur die **partielle Virtualisierung** der CPU ist erforderlich[6]

[6] So sind unprivilegierte sensitive Befehle (s. [19] für Pentium) unkritisch.

SAS mit VMM

2. Schutz von Programmen, die im Systemmodus ausgeführt werden
3. Abfangvorrichtung („Falle“, *trap*) für **sensitive Befehle**:

- relevant für SAS sind Mechanismen der CPU für 2. und 3.

  - herkömmliche Differenzierung des Arbeitsmodus' in *user/system mode*
    - `cli`/`sti`, `in`/`out`, . . . , `mov` mit Operand `%cr3` sind im *user mode* tabu
    - beim *trap* wird ein berechtigter Prozess in den *system mode* befördert und wechselt damit gegebenenfalls seine Schutzdomäne
    - als Systemaufruf verpackt impliziert die Rückkehr in die alte Schutzdomäne

SAS und `fork(2)`

- Erzeugung eines Prozessexemplars, indem der elterliche Adressraum dupliziert wird, ist kontraproduktiv zu SAS

SAS und `fork(2)`

- Erzeugung eines Prozessexemplars, indem der elterliche Adressraum dupliziert wird, ist kontraproduktiv zu SAS
  - `fork(2)` impliziert die **Mehrdeutigkeit** von Adressen
    - auch dann, wenn die dahinter stehenden Informationen nicht kopiert werden
  - egal, ob diesem Systemaufruf im Programm direkt ein `exec(2)` folgt
    - eine solche Annahme darf das Betriebssystem nicht treffen, um zu optimieren
    - denn dann würde es das Anwendungsprogramm „benutzen“ [21]

SAS und `fork(2)`

- Erzeugung eines Prozessexemplars, indem der elterliche Adressraum dupliziert wird, ist kontraproduktiv zu SAS

- um Anwendungsprogramme für ein **Altsystem** (*legacy system/code*) zu unterstützen, sind **Behelfslösungen** adäquat
  - das Textsegment wäre kein Problem, kann gemeinsam genutzt werden
    - ansonsten positionsunabhängiger Kode
  - problematisch sind Daten- und Stapelsegment
    - positionsunabhängige Zugriffe, relativ über ein Basisregister
    - statische Programmanalyse, um Zeiger zu lokalisieren — im Zusammenspiel mit einem Laufzeitsystem, um Zeiger zu relozieren (à la *garbage collection*)

SAS und `fork(2)`

- Erzeugung eines Prozessexemplars, indem der elterliche Adressraum dupliziert wird, ist kontraproduktiv zu SAS

- um Anwendungsprogramme für ein **Altsystem** (*legacy system/code*) zu unterstützen, sind **Behelfslösungen** adäquat
  - das Textsegment wäre kein Problem, kann gemeinsam genutzt werden
    - ansonsten positionsunabhängiger Kode $\rightsquigarrow$ Quelltext
  - problematisch sind Daten- und Stapelsegment $\rightsquigarrow$ Quelltext
    - positionsunabhängige Zugriffe, relativ über ein Basisregister
    - statische Programmanalyse, um Zeiger zu lokalisieren — im Zusammenspiel mit einem Laufzeitsystem, um Zeiger zu relozieren (à la *garbage collection*)

SAS und `fork(2)`

. . . vgl. S. 12

- Erzeugung eines Prozessexemplars, indem der elterliche Adressraum dupliziert wird, ist kontraproduktiv zu SAS
- um Anwendungsprogramme für ein **Altsystem** (*legacy system/code*) zu unterstützen, sind **Behelfslösungen** adäquat
- SAS ist **disruptiv**, soweit es Standardschnittstellen betrifft, die den Stand der Technik bei Betriebssystemen (POSIX) definieren

Gliederung

Resümee

Resümee

- Einadressraumsysteme
  - sehen die Belange „Adressierung“ und „Schutz“ getrennt voneinander
  - profitieren von Prozessoren mit extrabreiten Adressen $A = [0, 2^{64} - 1]$
  - gebrauchen spärliche, kennwortgeschützte Befähigungen $C = (A, P)$
  - „benutzen“ ansonsten herkömmliche Adressraumverwaltungshardware

Resümee

- Einadressraumsysteme
  - sehen die Belange „Adressierung“ und „Schutz“ getrennt voneinander
  - profitieren von Prozessoren mit extrabreiten Adressen $A = [0, 2^{64} - 1]$
  - gebrauchen spärliche, kennwortgeschützte Befähigungen $C = (A, P)$
  - „benutzen“ ansonsten herkömmliche Adressraumverwaltungshardware

In essence, protection in a SASOS is provided not by controlling what is in the address space, but by controlling which parts of it can be accessed. [13, S. 7]

Resümee

- Einadressraumsysteme
  - sehen die Belange „Adressierung“ und „Schutz“ getrennt voneinander
  - profitieren von Prozessoren mit extrabreiten Adressen $A = [0, 2^{64} - 1]$
  - gebrauchen spärliche, kennwortgeschützte Befähigungen $C = (A, P)$
  - „benutzen“ ansonsten herkömmliche Adressraumverwaltungshardware

In essence, protection in a SASOS is provided not by controlling what is in the address space, but by controlling which parts of it can be accessed. [13, S. 7]

- **Abwärtskompatibilität** zu bewahren, ist eine große Herausforderung
  - SAS ist **disruptiv**, soweit es Standardschnittstellen betrifft, die den Stand der Technik bei Betriebssystemen (POSIX) definieren

Resümee

- Einadressraumsysteme
  - sehen die Belange „Adressierung“ und „Schutz“ getrennt voneinander
  - profitieren von Prozessoren mit extrabreiten Adressen $A = [0, 2^{64} - 1]$
  - gebrauchen spärliche, kennwortgeschützte Befähigungen $C = (A, P)$
  - „benutzen“ ansonsten herkömmliche Adressraumverwaltungshardware

In essence, protection in a SASOS is provided not by controlling what is in the address space, but by controlling which parts of it can be accessed. [13, S. 7]

- **Abwärtskompatibilität** zu bewahren, ist eine große Herausforderung
  - SAS ist **disruptiv**, soweit es Standardschnittstellen betrifft, die den Stand der Technik bei Betriebssystemen (POSIX) definieren

- die RISC-V Spezifikation sieht bereits eine 128-Bit Version vor. . .

Literaturverzeichnis I

[1] Anderson, M. ; Pose, R. D. ; Wallace, C. S.:
A Password-Capability System.
In: *The Computer Journal* 29 (1986), Nr. 1, S. 1–8

[2] Chase, J. ; Levy, H. ; Baker-Harvey, M. ; Lazowska, E. :
Opal: a single address space system for 64-bit architecture address space.
In: *Proceedings Third Workshop on Workstation Operating Systems (WWOS 1992)*, 1992, S. 80–85

[3] 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

[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

[5] Cucinotta, T. ; Checconi, F. ; Abeni, L. ; Palopoli, L. :
Self-Tuning Schedulers for Legacy Real-Time Applications.
In: *Proceedings of the 5th European Conference on Computer Systems (EuroSys '10)*, Association for Computing Machinery, 2010, S. 55–68

Literaturverzeichnis II

[6] Daley, R. C. ; Dennis, J. B.:
Virtual Memory, Processes, and Sharing in MULTICS.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 306–312

[7] Dennis, J. B. ; Horn, E. C. V.:
Programming Semantics for Multiprogrammed Computations.
In: *Communications of the ACM* 9 (1966), März, Nr. 3, S. 143–155

[8] Dijkstra, E. W.:
On the Role of Scientific Thought.
http://www.cs.utexas.edu/users/EWD/ewd04xx/EWD447.PDF, Aug. 1974

[9] Engler, D. R. ; Kaashoek, M. F. ; O'Toole, J. :
Exokernel: An Operating System Architecture for Application-Level Resource Management.
In: Jones, M. B. (Hrsg.): *Proceedings of the 15th ACM Symposium on Operating System Principles (SOSP '95)*, ACM Press, 1995. –
ISBN 0–89791–715–4, S. 251–266

[10] Gisbert, H. M. ; Ripoli, I. :
On the Effectiveness of Full-ASLR on 64-bit Linux.
In: *In-depth Security Conference 2014 Europe (DeepSec 2014)* DeepSec GmbH, 2014, S. 1–9

Literaturverzeichnis III

[11] Goldberg, R. P.:
Architectural Principles for Virtual Computer Systems / Harvard University, Electronic Systems Division.
Cambridge, MA, USA, Febr. 1973 (ESD-TR-73-105). –
PhD Thesis

[12] Graham, G. S. ; Denning, P. J.:
Protection—Principles and Practice.
In: *Proceedings of the Spring Joint Computer Conference (AFIPS '72)*.
New York, NY, USA : ACM, 1972, S. 417–429

[13] Heiser, G. ; Elphinstone, K. ; Vochteloo, J. ; Russel, S. ; Liedtke, J. :
The Mungi Single-Address-Space Operating System.
In: *Software—Practice and Experience* 18 (1998), Jul., Nr. 9

[14] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Betriebssystemmaschine.
In: Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.): *Systemprogrammierung*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien), Kapitel 5.3

[15] Liedtke, J. :
On the Realization of Huge Sparsely-Occupied and Fine-Grained Address Spaces, TU Berlin, Diss., 1996

Literaturverzeichnis IV

[16] Nelson, B. J.:
Remote Procedure Call.
Pittsburg, PA, USA, Department of Comupter Science, Carnegie-Mellon University, Diss., Mai 1981

[17] Nelson, R. A.:
Mapping Devices and the M44 Data Processing System / IBM Research Division.
IBM Watson Research Center, Yorktown Heights, New York, Okt. 1964 (RC1303). – Research Report

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

[19] Robin, J. S. ; Irvine, C. E.:
Analysis of the Intel Pentium's Ability to Support a Secure Virtual Machine Monitor.
In: *Proceedings of 9th USENIX Security Symposium (SSYM'00)*, USENIX Association, 2000, S. 1–16

Literaturverzeichnis V

[20] Schröder-Preikschat, W. ; Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.):
Betriebssystemtechnik — Adressräume: Trennung, Zugriff, Schutz.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2013 (Vorlesungsfolien)

[21] Schröder-Preikschat, W. :
Hierarchien.
In: [20], Kapitel 4

[22] Schröder-Preikschat, W. :
Sprachbasierte Systeme.
In: [20], Kapitel 7

[23] Wallace, C. S.:
Physically Random Generator.
In: *Computer Systems Science and Engineering* 5 (1990), Apr., Nr. 2, S. 82–88

[24] Yarvin, C. ; Bukowski, R. ; Anderson, T. :
Anonymous RPC: Low-Latency Protection in a 64-Bit Address Space.
In: *USENIX Summer 1993 Technical Conference (USENIX Summer 1993 Technical Conference)* Bd. 1.
Cincinnati, OH : USENIX Association, Jun. 1993, S. 13:1–12