Betriebssystem API

Grundlegende Aufgaben eines Betriebssystems

- Abstraktion / Portabilität von HW, Protokollen, SW-Services
- Resourcenmanagement / Anwendungsisolation|Prozesse, Speichertrennung,etc
- Benutzerverwaltung / Security

Portierbarkeit + Isolation

Portierbarkeit: Hersteller zuständig, seine Applikation auf versch. Systemen läuft
Modere OS bieten Mechanismen an, obliegt Applikation diese zu verwenden
Mechanismen z.B Touchscreen, Bildschirme, Maus, Touchpad, Tastatur, etc.
OS entscheidet nicht was Applikation meint
Isolierbarkeit: Jede App will Fokus, Problem Rennen um Bildschirm & Tastatur
Problem bei verschiedenen Programmen, z.B Passwort-Safe fängt Tastenkombi ab

Prozesser Priviledge Level

Isolation von Applikationen voneinander. Proz. benötigt mind. 2 Privlege Levels.
• ***Kernel Mode***: alle Instruktionen,
• ***User-Mode***: beschränkte Anz. Instruktionen(stark eingeschränkt)
OS im Kernel Mode entscheidet welche SW in welchem Mode.
OS muss Hardwarelevels softwaretechnisch verwalten → sichere App-Isolation
Aufteilung OS: Kernel(Komponenten im privilegierten Modus) + Rest(User-Mode)
Wechsel User → Kernel Mode auf Intel 64 Proz. via ***syscall***. Prozessor schaltet in Kernel Mode, setzt IP auf OS-Code, System Call Handler. Gewährleistet nur Kernel-Code im Kernel-Mode. Jede OS-Kernel-Funkt. Hat einen Code für syscall. Übergabe in Register, Parameter in anderen Registern. → ***ziemlich sicher***

Kernel Varianten

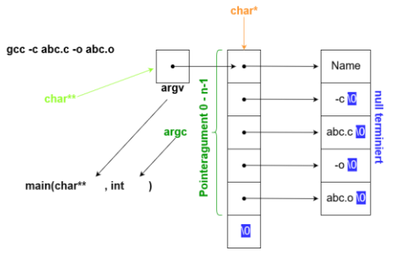
Microkernel	***Monolithische Kernel***
Kernel minimal, nur Kritischen in Kenel-Mode(sogar Treiber in User-Mode(Theoretisch nicht praktisch))	Wie wir gewohnt sind: viele Funktionalitäten, können auch ausserhalb von Kernel-Mode laufen
+ sehr stabil, fast keine Abstürze	+ Perfomance(sehr schnell) durch minimale Anzahl Modi-Wechsel
+ gut analysieren dank wenig Code	
- Perfomance-Einbussen durch viele Modi-Wechsel(immer Umschalten)	- weniger Schutz durch Programmierfehler(Sicherheit, Abstürze, Nachvollziehbarkeit)

Syscall, Posix & Shell

Syscall code in spezielles Register mit verschiedenen Parametern z.B rsi 60 --> exit
Keine Binärkompatibilität unter verschiedenen Linux-Kernel(gibt Bestreben dazu)
→ ***Wrapper Funktionen*** in C, sichergestellt, zum Kernel passende Binär-Code generiert ohne dass der C-Code geändert werden muss z.B exit(code) für alle Kern
Posix Standardisierte API, welch in Linux fast zu 100% eingesetzt
Shell Programm, das erlaubt über Texteingabe Betriebssystemaufrufe aufzuführen

Programmargumente & Calling Convention

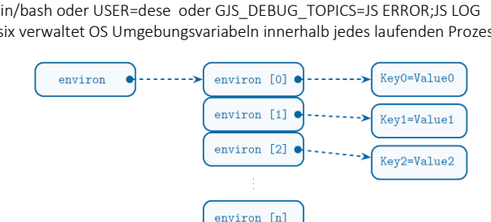
Shell zuständig, Programmargumente in Strings aufzuteilen(z.B durch Leerzeichen)
Inhalt Argumente interessieren OS nicht sondern werden von App interpretiert



- Bevor main aufgerufen, OS legt Programmargumente in den Speicherbereich vom Prozess.
- Os legt Array für Argumente an- siehe links

Umgebungsvariabeln

Menge an Strings, welche mindestens ein = enthalten. Key=value →key unique
SHELL=/bin/bash oder USER=dese oder GJS_DEBUG_TOPICS=JS ERROR;JS LOG
Unter Posix verwaltet OS Umgebungsvariabeln innerhalb jedes laufenden Prozess

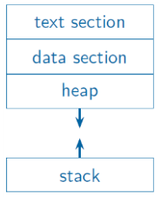


Prozesse

Grundlagen

Monoprogrammierung: Prozessor führt nur 1 Programm aus. Kommunikation über C Funktionen (2 Akteure: OS, Programm).
Quasi-Parallele Ausführung: viele Programme gleichzeitig laufen lassen → alle Programme gleichzeitig im Hauptspeicher, OS weisst App nacheinander Zeit auf dem Prozessor zu, Verwaltungseinheit für Programme = Prozess
Man will das Prinzip «Monoprogrammierung» behalten:
- OS bietet seine Dienste für jede (einzelne) Applikation an
- OS isoliert verschiedene Programme voneinander(also wäre es Mono)
- OS kapselt Prozesse/Programme → jeder Prozess eigener virt. Adressraum

Prozess allgemein
Abbild eines Programms im HS (text section), Globalen Variablen (data section),
Speicher für den Heap(von gross nach klein) und Stack (wachsen gegeneinander)



Programm(passiv - Theaterstück) vs Prozess(aktiv - Theateraufführung)
Programm beschreibt Abläufe und Prozess führ diese aus. Programm mehrfach ausgeführt werden, es handelt sich dann um verschiedene, unabhängige Prozesse

Process Control Block(PCB) & Interrupt & Kontext wechsel

Grundprinzip: Repräsentation des Prozesses auf OS Ebene, Speicher für OS-benötigte Daten → grosse Menge von Metainfos
Interrupt: Wenn ein Interupt auftritt werden folgende Dinge gemacht:
1.) Kontexsicherung(context save) in PCB[Register, Flags, IP, Page-Table-Config]
2.) Interrupt Handler: Kann Kontext überschreiben.
3.) Nach Ende Interrupt-Handlers: Kontext wiederhergestellt(context restore)
Kontext-Wechsel: Wenn zwischen Prozessen gewechselt werden soll/muss von A nach B → Interrupt Prozess A, Interrupt Handler, context-restore Prozess B sind teuer: Register, Flags, IP & Floating Pointer, Cache laden(virt. Adressen)

Erzeugen von Prozessen & Prozess-Hierarchie

Erzeugen 1. Prozess erzeugen, 2. Image des Programms in diesen Prozess laden
Prozess-Hierarchie: Ein Parent-, beliebig viele Child-Prozesse, root = ***Quellprozess***

Funktionen

pid_t fork(void) – Prozess wird kopiert(identisch, ausser Prozess- & Parent-ID)
Prozesse gleicher Instruction Pointer → laufen synchron
Rückgabe→In P bei Erfolgt Child-Prozess-ID(>0) oder Fehler(<0) bei C return = 0

Parent

```
pid_t pid = 1234;

if (pid > 0)
{
    // Parent Code
}
else if (pid == 0)
{
    // Child Code
}
```

Child

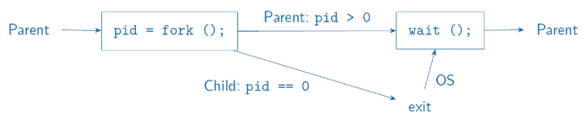
```
pid_t pid = 0;

if (pid > 0)
{
    // Parent Code
}
else if (pid == 0)
{
    // Child Code
}
```

Code gleich aber wegen PID(Rückgabe) andere Code-Teile ausgeführt

pid_t wait (int *status) - Unterbricht aufrufender Prozess bis irgendein Child-Prozess beendet wurde

pid_t waitpid (pid_t pid, int *status, int options) – wie wait aber gibt an, auf welchen Child Prozess gewartet werden soll(pid > 0 → Childnummer)



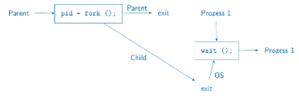
Der Parent ist solange stillgelegt, bis der Child-prozess den syscall exit aufruft

Zombie

Prozess ist zwischen seinem Ende und Aufruf von wait durch Parent ein Zombieprozess (tot, aber noch nicht entfernt). Ist ein Prozess über längere Zeit ein Zombie so hat P wahrscheinlich einen Fehler. Lösung: P beenden → C an pid=1

Orphan (waise)

Wird ein Prozess P vor seinen Childs beendet, haben diese keinen Parent mehr und verwaisen → sie werden zum ***Orphan Process***
Da nun P kein wait() mehr aufrufen kann würden die Orphan-Prozesse zum ewigen Zombie-Prozess. Deshalb hat man den Mechanismus eingebaut, dass beim beenden eines Parent-Prozesses, alle Childs an den Quellprozess(pid=1) zugewiesen werden. Dieser hat ein wait()-Endlosschleife.



Threads

Kooperatives Multitasking mit Beispiel Textverarbeitung

Anwendung ruft jede Aktivität periodisch auf, diese werden zu einem Teil ausgeführt. Anwendung kann Aktivität nicht unterbrechen(hofft dass diese nur kleine Teilschritte macht). Absturzgefahr(durch (Programmier)fehler) schlechte Performance bei vielen Aktivitäten

Prozess- und Threadmodell

Nebenläufigkeit: Pro Prozessor genau ein Prozess → man möchte leichtgewichtige Prozesse(Thread) mit gemeinsamen Adressraum weil z.T gleiche Ressourcen benutzt werden(beispielsweise gleicher Text im Word)

Prozessmodell – pro Teilaktivität ein Prozess
Jeder Prozess virtuell den ganzen Rechner zur Verfügung – grosse Probleme, wenn verschiedene Prozesse auf gleiche Daten zugreifen müssen
+ Gut für unabhängige Apps(Sicherheit)
- Parallele Abläufe aufwendig - Overhead für Prozesserzeugung zu gross bei kleinen Teilaktivitäten - Gem. Ressourcennutzung erschwert(Datenaustausch braucht OS -> teuer)

Threadmodell
parallel ablaufende Aktivitäten innerhalb eines Prozesses Threads haben auf alle Ressourcen im Prozess gleichermassen Zugriff Jeder Thread eigenen Kontext +eigene Stack(Eigene Funktions-Aufrufketten)
+ Datenaustausch erleichtert(Zugriff auf alle Ressourcen im Prozess (Code, globale variablen, heap, open files, mmu-data)) + Performance
- weniger Schutz vor (Programmier)fehler - Sicherheit(weil «keine» Zugriffschutz innerhalb Prozess zwischen Threads)

Lebensdauer eines Threads

- Er springt aus der Funktion **start_function** zurück
- Er ruft **pthread_exit** auf.
- Ein anderer Thread ruft **pthread_cancel** auf.
- Sein Prozess wird beendet.

Thread Local Storage

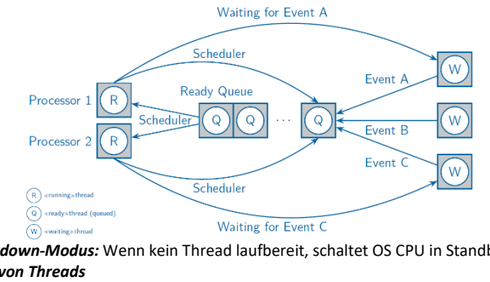
Fehlercodeauswertung: Funktion aufrufen, Rückgabewert auswerten, wenn dieser auf Fehler hinweist, errno auswerten
Problem bei Threads→ gleiche globale Varriabeln(errno eventuell modifiziert)
TLS Mechanismus: globale Variablen per Thread zur Verfügung stellen
Vorgehen
1. Bevor Thread Erstellung
   a. Anlegen eines Keys, der die TLS-Variable identifiziert
   b. Speichern des Keys in einer globalen Variable
2. Im Thread
   a. Auslesen des Keys aus der globale Variable
   b. Auslesen / Schreiben des Werts anhand des Keys über besondere Funktionen

Scheduling

Grundlegendes Modell & Zustände von Threads

Verschiedene Status der Threads:
- Running(der Thread läuft gerade auf einem Prozessor)
- Ready(Bereit um ausgeführt zu werden – in Warteschleife(Queue)
- Waiting(Kein Busy-Wait(Verschwendung) OS setzt in Status waiting)

Statusübergänge werden immer vom OS übernommen
Ready Queue



Powerdown-Modus: Wenn kein Thread laufbereit, schaltet OS CPU in Standby
Arten von Threads
- I/O-lastig kommuniziert häufig mit I/O Geräten, rechnet relativ wenig
- CPU-lastig: kommuniziert kaum/gar nicht mit I/O-Geräten, rechnet fast ausschliesslich

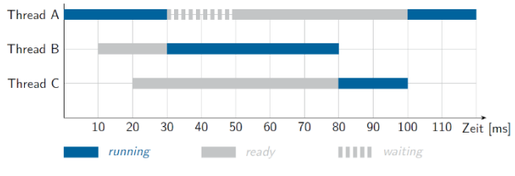
Nebenläufigkeit:
- Kooperativ: Jeder Thread entscheidet selbst, wann er Prozessor abgibt
- Präemtiv: Der Scheduler entscheidet, wann einem Thread der Prozessor entzogen wird(es passiert etwas: I/O-device waiting oder Interupt, etc.)

Verschiedene Ausführungen:
- Parallel: Alle Threads laufen tatsächlich gleichzeitig(n Threads benötigt n CPU)
- Quasiparallel: Abwechselnde Ausführung von n Threads auf <n CPU→ erweckt den Anschein von Parallelität
- Nebebläufig: Parallel oder quasiparallel(meist die Sicht vom Programmierer)

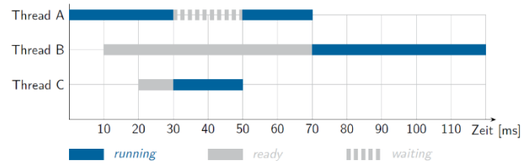
Bursts
- Prozessor-Burst – Intervall in dem Thread die CPU belegt(running – waiting)
- I/O-Burst – Intervall in dem Thread CPU nicht benötigt(waiting bis running)

Scheduling-Strategien

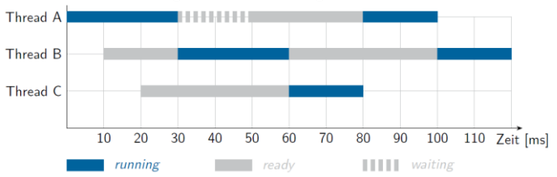
Man strebt nach paralleler Ausführung die in Praxis fast unmöglich/unrealistisch ist
Scheduler Grundlagen
Keinen optimalen Scheduler, gute Allgemein Lösung, abhängig von Use-Zweck
Optimierungen:
Durchlaufzeit: Zeit von Start bis Ende eines Threats
Antwortzeit: Zeit von Anfang bis Antwort kommt
Wartezeit: Zeit, die ein Thread in der Ready Queue verbringt
Durchsatz: Anzahl Threadsm die in bestimmter Zeit verarbeitet werden können
CPU Benutzung: Prozentsatz Verwendung(ggü. Nicht-Verwendung) CPU
FCFS-Strategie(First Come First Served): → FIFO Prinzip, nicht präemtiv



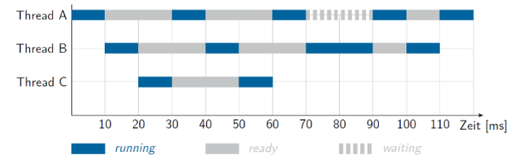
SJF-Strategie (Shortest Job First): Thread mit kürzesten nächsten Prozessor-Burst, kooperativ oder präemtiv → optimale Wartezeit(kürzester blockt andere minimal)
Schwierigkeit ist nächste Prozessor-Burst Zeit vorauszusehen(Analyse hist. Daten)



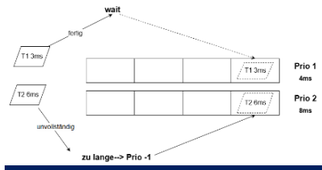
Round-Robin Scheduling: FCFS mit Zeitscheibe 10 bis 100ms(in RQ nach x ms)
Braucht der Thread weniger als time-slice fängt anderer früher an!



Time Slice(oben 30ms | unten 10ms) beeinflusst Verhalten massiv:
Grösser: Latenz grösser, kleiner → mehr Kontextwechsel



Prioritäten-basiertes Scheduling: Jeder Thread Priorität, wenn gleich → FCFS
Starvation(Verhungerung): Wenn ***Thread*** mit niederiger Prio unendlich nicht run
Aging: Priorität in bestimmten Abständen erhöht(nützt gegen Starvation)
Multi-Level-Scheduling: Thread kategorisiert und in Level aufgeteilt
Jeder Level eigene Ready Queue + eigene Verfahren(L1 Prio, L2 Round Robin)
Multi-Level Scheduling mit Feedback



Je Prio & Level eine Ready Queue + ein Time-Slice
Erschöpf Threads Zeitscheibe(prio-1)
Zeitscheiben gegen unten grösser
Kurze CPU-Burst bevorzugt

Synchronisation

Jeder Thread eigenen Instruction-Pointer. Instruction-Pointer werden unabhängig voneinander bewegt→ führt zu Problemen. Implement. nur mit Hardware möglich!

Producer-Consumer-Problem

Problem nebenläufiger Systeme – gegenseitiges Warten(Producer und Consumer), weil Threads unterschiedlich schnell arbeiten-BUSY WAIT unnötige CPU-Belastung
Atomare Instruktionen: kann von CPU unterbrechungsfrei ausgeführt werden
Race Condition:
- Ergebnisse die von Ausführungsreihenfolge einzelner Instruktionen abhängen.
- Register werden bei Kontext-Wechsel gesichert, Hauptspeicher nicht.
- Threads müssen synchronisiert werden um Hauptspeicherveränderungen zu gewährleisten.(ansonsten Probleme und keine Garantie was passiert)
- Synchronisation→ Thread kann andere Threads Zugriff ausschliessen(im HS)

Critical Section: Code-Bereich, der Thread mit anderen Threads teilt

Synchronisationsmechanismen

Gegenseitiger Ausschluss: Wenn ein Thread in seiner Critical Section ist, dürfen andere Threads nicht in ihre Critical Section.(Thread sperrt die Critical Section)
Fortschritt: Entscheiden wer als nächstes in Critical Section darf(in endlicher Zeit)
Begrenztes Warten: Thread wird nur n mal übergangen(von anderen Threads)
Abschalten von Interrupts: Deaktivieren aller Interrupts wenn Critical Section betreten. Keine gute Lösung(bei parallel Threats). OS keine Threads unterbrechen

Spezielle Instruktionen test-and-set, compare-and-swap

Zwei atomare Funktionen: ***test-and-set, compare-and-swap***
Hardware garantiert, dass nicht 2 Instruktionen gleichzeitig ausgeführt werden, auch über mehrere Prozessoren hinweg. Locks können implementiert werden. Jedoch immer noch busy-wait!
Test-and-set: Liest den Wert von einer Adresse (0 oder 1) und setzt ihn dann auf 1

Die Variable `lock` wird mit 0 initialisiert.

```
while (tas (&lock) == 1);

/* critical section */

lock = 0;
```

- Kommen zwei Threads T_1 und T_2 genau gleichzeitig an die while-Schleife, garantiert die HW, dass nur T_1 `test_and_set` ausführt.
- T_2 muss warten.
- T_1 setzt `lock` auf 1, liest aber 0 und verlässt die Schleife sofort.
- T_2 sieht `lock` auf jeden Fall als 1 und bleibt in der Schleife.

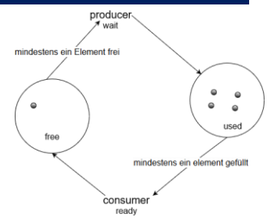
Compare-and-swap Liest einen Wert aus dem Hauptspeicher und überschreibt ihn im Hauptspeicher, falls er einem erwarteten Wert entspricht

Beide Instruktionen lesen den Wert einer Adresse aus. TAS überschreibt diesen Wert aber in jedem Fall mit 1, während CAS das nur tut, wenn dieser Wert einem bestimmten anderen Wert entspricht.

Semaphore

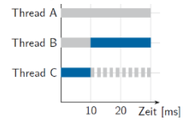
Mittels Zähler $z \geq 0$ implementiert. Funktionen synchronisiert

- Post: z + 1
- Wait:
  - If z > 0 → {z – 1} setzt Ausführung fort
  - if z = 0 Thread in waiting bis anderer Thread z erhöht

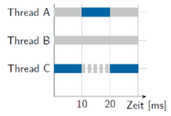


Producer-Consumer-Problem: semaphore free = n und semaphore used = 0

Priority Inversion: Vertauschen von Prioritäten , wegen gehaltener Ressource



Thread C braucht nach 10ms Semaphore s, welches Thread A mit niedrigster Prio hält. Das führt dazu, dass B, obwohl niedrigere Prio als C, die Ausführung nach 10ms beginnt, da C am Warten ist.



Lösung: ***Priority Inheritance:*** Priorität von Thread mit gehaltener Ressource wird erhöht und somit der Thread ausgeführt bis Semaphore freigegeben wird.

Mutexe

Ein Mutexe hat einen binären Zustand z(0 oder 1). Es interessiert dabei nur, ob der Mutex in Verwendung oder nicht.(Semaphore Beschränkung z = 1)

- Acquire/Lock:
  - Wenn z = 0: Setze z auf 1 und fahre fort
  - Wenn z = 1: blockiere Thread solange bis z = 0
- Release/Unlock: setzt z = 0

Interprozess-Kommunikation (IPC)

Prozesse müssen in verschiedenen Situation. miteinander kommunizieren können.

Signale

Signale sind dafür da, einen Prozess von aussen zu unterbrechen→ OS verhält sich so als wenn ein Interrupt geschickt worden wäre.:

- Unterbrechen des gerade laufenden Prozesses (bzw. Threads)
- Auswahl der Signal-Handler-Funktion
- Ausführen der Signal-Handler-Funktion
- Fortsetzen des Prozesses (falls Signal-Handler Prozess nicht beendet)

Quellen: HW/OS (segm fault, ungültige. Instuktion /0) Andere Prozesse (Ctr+C, kill)
Jeder Prozess hat pro Signal einen Handler. Signal-Handler können überschrieben werden(ausser SIGKILL und SIGSTOP)

SIGFPE	Fehler in arithmetischer Operation
SIGILL	Ungültige Instruktion
SIGSEGV	Ungültiger Speicherzugriff
SIGSYS	Ungültiger Systemaufruf
SIGTERM	Höfliche Anfrage Beenden
SIGINT	nachdrücklichere Aufforderung Beenden → Ctrl+C
SIGQUIT	=SIGINT aber abnormale Terminierung
SIGABRT	=SIGQUIT schickt sich Prozess selber(wenn Fehler bemerkt)
SIGKILL	Letzte Zuflucht: Kann nicht blockiert oder abgefangen werden
SIGTSTP	Zustand Stopped → Ctrl-Z
SIGSTOP	=SIGTSTP kann nicht ignorier oder abgefangen werden
SIGCONT	Prozess fortsetzen Kommando=fg oder bg

kill 1234 5678 // SIGTERM an Prozesse 1234 5678
kill -KILL 1234 // SIGKILL an 1234
kill -l // lister alle Signale auf

Message Passing

Triviale Implementierung des Producer-Consumer-Problems
Send Kopiert die Nachricht ***aus*** dem Prozess - **send (message)**
Receive Kopiert die Nachricht ***in*** den Prozess - **receive (message)**
Direkte Kommunikation(Nur ein Empfänger pro Nachricht)

Senden	P1 sendet Nachricht direkt an P2(Muss Empfänger kennen) → send(p1, message)
Empfangen	Symmetrisch: Empfänger muss Sender kennen → receive (P2, message)
	Asymmetrisch: Sender nicht kennen, erhält ID in Out-Parameter → receive(id, message)

Indirekte Kommunikation(Mehrere Empfänger pro Nachricht)
Ein Empfänger
OS-Objekte Mailboxen, Ports oder Queues vorhanden
P1 sendet Nachricht an Queue/Maibox: send (Q, message)
P2 empfängt Nachricht aus Queue/Mailbox: receive (Q, message)
Beide Prozesse müssen Objekt kennen, gibt nur noch ein Sender/Emfänger --> Q
Mehrere Empfänger
Möglichkeiten zu entscheiden, welcher Prozess die Nachricht empfängt:
Beschränke der Queue auf Sender und Empfänger, Beschränken des Aufrufs von receive auf nur einem Prozess, Zufällige Auswahl or Algorithmen(z.B round-robin)
Lebensdauer Queue
Queue kann zu Prozess gehören(lebt solange wie der Prozess) oder kann dem OS gehören und lebt dann unabhängig vom Prozess.

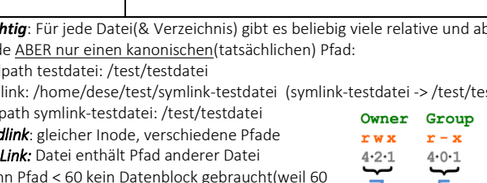
Synchronisation

	blockieren (synchron)	***nicht-blockieren (asynchron)***
Senden	Sender blockiert bis die Nachricht vom Empfänger empfangen wurde.	Sender sendet Nachricht und macht weiter
Empfangen	Empfänger blockiert bis Nachricht verfügbar	Empfänger erhält Nachricht wenn verfügbar

Rendezvous: Wenn Empfangen und Senden beide blockieren sind. OS kopiert dann direkt vom Sende in den Empfänger-Prozess
Message Pufferung
Keine: Keine Zwischenspeicherung → Sender muss blockieren
Beschränkte: n Nachrichten speichern → blockiert wenn voll
Unbeschränkte: unbegrenzt Nachrichten speichern(theoretisch)-> nie blockieren
Prioritäten: Nachrichten mit Prioritäten Empfänger zuerst MSG mit höchster Prio

Shared Memory

Hauptspeicherbereich, der für mehrere Prozesse gleichzeitig sichtbar ist.
Pointer, welche auf Speicherzellen ausserhalb des Shared Memory zeigen, sind für andere Prozesse wertlos, da diese andere virtuelle Adressen(Pages) haben.



Lösung: Man arbeitet mit Pointer, welche relativ auf die Anfangsadresse zeigen: Offset bezogen auf eine Start-Adresse

Shared Memory vs. Message Passing

Shared Memory

• Schnell realisiert	• schnell existierende Applikation umschreiben weniger wartbar	• weniger stark modularisiert + Prozesse schlechter gegeinander geschützt

Message Passing

• Mehr Engineering Aufwand	• Existierende App neu implementiert danach wartbar/erweiterbar	• sauber gekapselte Anwendung

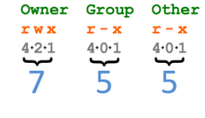
Performance: Bei modernen mehr-core Prozessoren eher Message Passing

DATEISYSTEME-API

Filesystem Zwei Bedeutungen: Teile des OS für die Verwaltung der Datenträger und Strukturierung eines Datenträgers.
Datenträgerstrukturierung interessiert Applikation nicht da API sehr abstrakt.
Logische Datei: Anwendungssicht Einheiten von Bytes in Dateisystem, Inhalt oder interne Struktur egal für Dateisystem
Metadaten: Informationen zur logischen Datei gehören. Sichtbar für user(Grösse, Name, etc.) und z.T unsichtbar(Ablageort/Vekettung von Blöcken auf Datenträger)
Dateitypen: Alles nach dem letzten Punkt, keine Bedeutung für FS/OS nur für APP
Verzeichnis: Datei mit Liste von weiteren Dateien/Verzeichnisse, hat einen Namen
Verzeichnishierarchie: Gesamtheit aller Verzeichnisse im System(Baum Struktur)
Wurzelverzeichnis(root): Oberstes Verzeichnis in Hierarchie, keinen Namen!!!!
. Referenz auf sich selbst
.. Referenz auf Elternverzeichnis
Pfad: Spezifiziert Verzeichnis oder Datei in Verzeichnishierarchie.

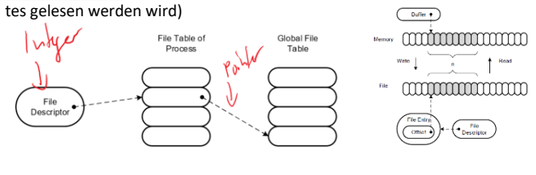
Arbeitsverzeichnis	/home/dese
Absoluter Pfad	Beginnt mit Wurzelverzeichnis → /home/dese/docs
Relativer Pfad	Startet im Arbeitsverzeichnis, ohne / → docs/note.txt
Kanonischer Pfad	Tatsächlicher Pfad einer Datei /home/dese/docs/note.txt

Wichtig: Für jede Datei(& Verzeichnis) gibt es beliebig viele relative und absolute Pfade ABER nur einen kanonischen(tatsächlichen) Pfad:
Realpath testdatei: /test/testdatei
Symlink: /home/dese/test/symlink-testdatei (symlink-testdatei -> /test/testdatei)
realpath symlink-testdatei: /test/testdatei
Hardlink: gleicher Inode, verschiedene Pfade
SymLink: Datei enthält Pfad anderer Datei
Wenn Pfad < 60 kein Datenblock gebraucht(weil 60 Bytes passen genau in einen Inode)



Posix API

Posix: Direkten, unformatierten Zugriff auf Inhalt der Datei(rohe Binärdateien)
File-Descriptor: Ist ein Index(Integer) einer Tabelle aller im Prozess geöffneten Dateien. Die Tabelle beinhaltet Einträge(Pointer), welche auf die systemweite Tabelle aller geöffneten Datei zeigt.
Zustandbehaftet: Merkt sich aktuellen Offset(Offset des Bytes, welches als nächstes gelesen werden wird)



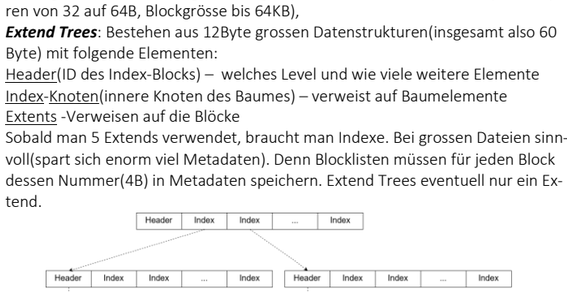
Dateisysteme ext2 und ext4

Partition: Ein Teil eines Datenträgers, wird wie ein Datenträger behandelt.
Volume: Ein Datenträger oder eine Partition davon.
Sektor: Kleinste logische Untereinheit von Volumens(Blocknummer * Anzahl Sekt)
Format: Layout der logischen Strukturen auf dem Datenträger(vom DS festgelegt)
Block: Mehrere aufeinanderfolgende Sektoren, normal 1,2 oder 4 KB
1. Sektor: Speziell: Blocknummern * «Anzahl Sektoren je Block»
Speicherallokation(read/write): In Form von Blöcken, ***Datentransfer*** als Sektoren
Logische Blocknummer: Blocknummer vom Anfang der Datei ausgesehen
Physische Blocknummer: Tatsächliche Blocknummer auf dem Volumen
Fragmentierung(v.a HDD): Wenn phy. Blocknummern grosse Lücken haben.

Inode

dient zur Verwaltung einzelner Dateien

- Zu jeder Datei im Verzeichnis ein Dateieintrag(siehe unten für mehr Infos)
- Inode-Nummer ist Index in Liste der verfügbaren Verwaltungsblöcke(i-list).
- Jeder Inode beschreibt genau eine Datei.
- beinhaltet allgemeine Infos(Metadaten[Eigentümerinfos, Permission Bits, Grosse, Zeitinfos) wie auch sämtliche Angaben um alle Datenblöcke der Datei zu adressieren.
- Es gibt direkte Verweise auf Datenblöcke aber auch (1-, 2-, 3-fach) indirekte Verweise(Siehe Bild). Diese Multi-level Verweise werden wieder mit Listen in Datenblöcken realisiert.
- ***Blockliste***: 60 Byte Inode aufgeteilt in 4 Byte grosse Blocknummern.
  Die ersten 12 Blöcke verweisen auf die ersten 12 Datenblöcke der Datei.
  Die 13. Ist ein indirekter Block, 14 + 15 mehrfach indirekter Block:



File Holes: Bereiche in der Datei, in der nur Nullen stehen(Referenz auf 0)
Spezielle Inodes: Wurzelverzeichnis Inode 2, schlechte Datensätze Inode 1, . referenziert auf eigenen Inode, .. Inode des Elternverzeichnisses

Dateieintrag und Blockgruppen

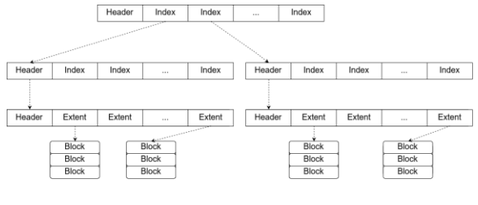
Dateieintrag: Ein Dateieintrag in einem Verzeichnis ist so aufgebaut:

Blockgruppe: Volumen wird in Blockgruppen aufgeteilt:

Superblock: Enthält Metadaten(Anzahlen, Grössen, Zeitpunkte, etc.) über Volumen, beginnt an Byte 1024(davor eventuell boot-relevante Daten)
Gruppendeskriptortabelle: Ein Gruppendeskriptor je Gruppe
Gruppendiskriptor: Beschreibung(Infos) einer Blockgruppe
Sparse Superblocks: Reduktion der Superblocks -> reine Potenzen von 3, 5 oder 7;
Inode table: Grosse Tabelle von Inodes der jeweiligen Blockgruppe(BG = Inode -1)
FAT: Verzeichnisse haben alle Daten über Dateien, keine hard-links möglich
EXT2: Dateien durch Inodes beschrieben, Link von Verzeichnis zu Inode
NTFS: Dateien durch File-Records beschrieben, Verzeichnis hat Namen und Link auf Datei, Link und Name sind ein Datei-Attribut

Ext4

Wichtige Datenstrukturvergrösserungen (Inodes von 128 auf 256B, Grp-Diskreptoren von 32 auf 64B, Blockgrösse bis 64KB),
Extend Trees: Bestehen aus 12Byte grossen Datenstrukturen(insgesamt also 60 Byte) mit folgende Elementen:
Header(ID des Index-Blocks) – welches Level und wie viele weitere Elemente
Index-Knoten(innere Knoten des Baumes) – verweist auf Baumelemente
Extents -Verweisen auf die Blöcke
Sobald man 5 Extends verwendet, braucht man Indexe. Bei grossen Dateien sinnvoll(spart sich enorm viel Metadaten). Denn Blocklisten müssen für jeden Block dessen Nummer(4B) in Metadaten speichern. Extend Trees eventuell nur ein Extend.



Journaling: Mechanismus um Inkonsistenz-Prüfung zu verringern + Performance
Im Journaling geht es darum, einen Speicherbereich auf der Festplatte zu reservieren, auf dem Daten schnell zwischengespeichert werden könne → das Journal.
Es ist viel schneller, Daten in einen Ringpuffer zu schreiben als an ihre tatsächliche Adresse. Es wird wie folgt vorgegangen:
1. Daten(Änderungen) werden zuerst als Transaktions ins Journal geschrieben
2. Daten werden geändert(committing)→ auf endgültige Position geschrieben
3. Nach Commit werden Daten aus dem Journal entfernt.
Wenn das System crasht, kann anhand der Journal-Daten zumindest entschieden werden, ob das System noch konsistent ist.
Journal Replay: Startet das System neu, so kann es anhand der Journal-Einträge die Meta-Daten untersuchen welche eventuell korrupt sind. So können Änderungen vorgenommen werden-> Führt zu fast fehlerfreiem Arbeiten.
Modi:

	Journal	Ordered	Writeback
	Metdaten und Datei-Inhalt ins Journal	Nur Metadaten ins Journal – Dateiinhalte vor Commit geschrieben	Nur Metadaten Commit und Schreiben in beliebiger Reihenfolge
+	Max. Datensicherheit	Daten nach Commit richtigen Inhalt	Sehr schnell, keine Sync von commit und write nötig
-	Grosse Geschwindigkeiteinbussen	Etwas geringere Geschwindigkeit	Daten könne Datenmüll enthalten

Programme

C-Toolchain

Präprozessor: Parst mehrmals: Entfernt Kommentare, Tokenization, Direktiven Macht aus Mehreren Files(includes, etc.) ein pures C File.
Compiler: Kompiliert reinen C-Code in Assembler Dateien.(+Optimierungen)
Assembler: Macht aus (mehreren) Assembler Dateien (mehrere) Objekt Dateien.
Linker: Macht aus mehren Objekt-Dateien eine Executable. Oder verknüpft Objektdateien (und statische Bibliotheken) zu dyn. Bibliotheken oder Executables

ELF – Executable and Linking Format

Der ***loader*** lädt Executables und **dynamische** Bibliotheken in den Hauptspeicher.
ELF ist ein Dateiformat, das sowohl für Linker als auch Loader Informationen halten kann.
Struktur/Aufbau:
ELF Header – beschreibt Aufbau der Datei
Execution View(Laden in HS) – loader sieht nur diese Dinge:
- Programm Header Table(beschr. Segmente)
- Segmente
Linking View(Verknüpfen von Object-Files):
- Section Header Table(beschr. Sektionen)
- Section

Vorgehen:
- Compiler erzeugt Sektionen
- Linker kombiniert gleiche Sektionen und definiert Segmente

Segmente: Werden zur Laufzeit vom OS verwendet, Loader lädt bestimmte Segmente(in Executables) in den Hauptspeicher, wenn diese gebraucht werden.
Sektionen: Referenz auf String-Tabelle, Sektion werden vom Linker verwendet.
Durchsucht alle Objekt-Dateien → Verschmilzt Sektionen mit gleichen Namen
→ Es wird ein Executable erstellt
String Tabelle: Bereich in Datei mit null-terminierten Meta-Daten String.
Symboltabelle: Beinhaltet Symbole mit Namen, Wert, Grösse und Info.
Konzept wunderbar auf einander abgestimmt, ELF vielseitig eingesetzt!

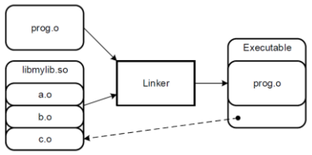
Bibliotheken lib<name>.a

Statische Bibliotheken

Sammlungen/Archive von Objekt-Dateien. Archive sind Dateien, welche andere Dateien enthalten.
Der Linker behandelt statische Bibliotheken wie mehrere Objekt-Dateien.

+ Einfach zu verwenden und zu implementieren
- Programme müssen bei Änderungen in Bibliothek neu erstellt werden
- Funktionalität ist fix, keine Plugins möglich

Dynamische Bibliotheken-(shared objects)



Werden erst zur Ladezeit oder Laufzeit des Programms gelinkt → Executable enthält nur noch die Referenz auf die Bibliothek.
+ Programm kann Lebenszyklus (teilweise) von Bibliothek entkoppeln
+ Programm wird flexibel → Updates/Features ohne Binaryänderungen
+ Funktionalität von verschiedenen Herstellen unabhängig updaten(Plug-Ins)
+ Bugfixes können direkt und ohne Unterbruch zum Anwender gebracht werden
+ Programm nur benötigte Bibliotheken laden → startet schneller, ist schmaler
- Höherer Aufwand für Programmieren, Compiler, Linker und OS

Verwendung(Shared Objects)

Bennenungsschema

- Linker-Name: **lib** + Bibliotheksname + **.so** → (z.B. **libmylib.so**)
- SO-Name: Linker-Name + **.** + Versionsnummer→ (z.B. **libmylib.so.2**)
- Real-Name: SO-name + **.** + Unterversionsnummer (z.B. **libmylib.so.2.1**)

Tool ldconfig setzt Bibliotheksnamen korrekt auf! /usr/lib/ Standardordner
Alle Versionen und Unterversionen können gleichzeitig existieren und verwendet werden!
Real-Name: bei Erstellung verwendet, V + 1 bei Schnittst-Ände, UV +1 bei Bugfixes
Linker-Name: von Linker verwendet, Soft-Link auf SO-Name, neuste V. verwenden
SO-Name: von Loader verwendet, Soft-Link auf Real-Name, aktuellsten Bugfix ver.

Verwendung von Bibliotheken

Erstellen von Statischen Bibliotheken mit dem GCC & Tool ar
gcc -c f1.c -o f1.o | gcc -c f2.c -o f2.o → ar crs libmylib.a f1.o f2.o
Erstellen von Dynamischen Bibliotheken mit dem GCC
gcc –fPIC –c f1.c –o f1.o | gcc –fPIC –c f2.c –o f2.o
gcc –shared –Wl,-soname,libmylib.so.2 –o libmylib.so.2.1 f1.o f2.o –lc
-lc → Einbinden der Standardbibliothek libc.so
Verwendung von Bibliotheken
Statische Bibliothek: gcc main.c –o main –L. –lmylib
Dynamische Bibliothek mir Programm geladen: gcc main.c –o main –lmylib
Dynamische Bibliothek mit dlopen geladen: gcc main.c –o main –ldl
Wichtige Tools / Shared Objects
readelf –d Inhalt der dynamischen Sektion, ldd alle indirekt benötigte Shared Objekt. Wichtigste: libc.so(Standard C) und ld-linux.so(ELF Shared Object loader)

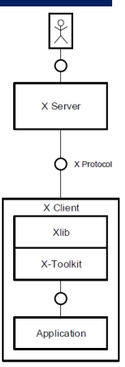
Implementierung Dynamische Bibliotheken – mit shared memory

- Müssen verschiebbar sein, mehrere Libaries in gleichen Prozess(nur ein virt. Adressraum) → Aufgabe des Linkers zum Loader(dynam. Linker) verschoben
- Sollen Code zwischen Programmen teilen. → Shared Memory Code in einem Frame(HS) aber in mehren Pages(virtueller Arbeitspeicher pro Prozess)

Position-independent code Hängt nicht von seiner Adresse ab → Adressen relativ zum Instruction-Pointer. Dadurch sieht Code immer gleich aus(relative Adressen)
Globale Offset Table(GOT): 1x pro dyn. Biblio und exe. Enthält pro Symbol(dass Biblio/Exe verwendet) einen Eintrag., Beinhaltet relative Adressen → position Independent → Loader füllt zur Laufzeit die Adressen in GOT ein.
Procedure Linkage Table (PLT): Lazy-Binding für Funktionen; pro Funktion ein Eintrag Proxy-Funktion: Ersetzt sich selbst in GOT mit Link zur richtigen Funktion → erspart bedingten Sprung
***Relative Move via Relative Calls*:** Funktion f will relative Move ausführen Hilfsfunktion h aufrufen. h kopiert Rücksprungadresse vom Stack in Register rücksprung. f hat Rücksprungadresse = Instruction Pointer

X Windows System

Grundlagen und Vorteile



Das GUI mittels X Windows System setzt auf modernem Unix-Systemkern auf und realisiert die GUI-Basisinfrastruktur:
+ Auf Unix-Kern aufgesetzt und damit austauschbar
+ Installierbar wenn tatsächlich benötigt
+ Netzwerktransparenz, Clients weiss nicht, wo Client läuft
+ Plattformunabhängig z.B auch Windows, Solaris, etc.
+ X legt Gestaltung der Bedienoberfläche nicht fest

Komponenten

Fenster: Rechteckiger Bereich des Bildschirms des beliebig weitere (Unter-)Fenster beinhalten kann. Dabei ist der Bildschirm die Wurzel(hat kein Elternfenster) mit 0 – n Unterfenster.
Maus: Physisches Gerät, das 2D-Bewegungen in Daten übersetzt(delta x und delta y).
Mauszeiger(Cursor): Grafik auf Bildschirm mit genauer Position(Hotspot/Pixel)
Funktionsweise: Das OS bewegt den Cursor analog der physischen Bewegung der Maus. Klickt man auf eine Maustaste, so soll ein Ereignis in dem unter dem Cursor liegenden Fenster ausgelöst werden. Z.B Klick auf Kreuz oben rechts → Schliesse das Fenster

Programmiermodelle

Programmgesteuert: Programmierer definiert Ablauf, Benutzer reagiert auf Prg.
Was wollen Sie kaufen?<Input> Wie viel wollen Sie kaufen?<Input> Noch mehr?...
Ereignisgesteuert: Benutzer wann welches Ereignis, Programm reagiert auf user.
Input-Felder mit Geburtstag eingeben und dann absenden. Programm wertet aus.

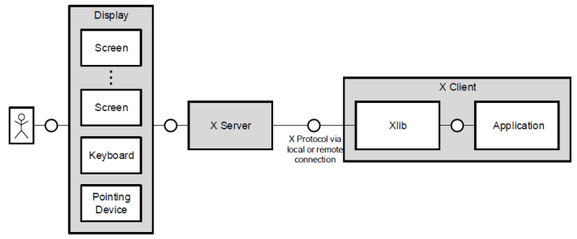
Verknüpfung von Maus und Fenster

- Maustreiber erzeugt Nachricht → Linke Maustasten-Klick an Position x,y
- OS verteilt Nachricht → Fenster x,y ermitteln → Nachricht an Fenster Besitzer
- Applikation verarbeitet Nachricht und führt das definierte Event aus(Reaktion)
- Asynchronität: Komponenten warten nicht aufeinander → sonst Cursorfreeze
- Gewisse Instruktionen werden direkt vom OS übernommen: Bewegen des Cursor

GUI Architektur

Das GUI braucht folgende Komponenten:
X Window System: Grundfunktionen der Fensterdarstellung
Window Manager: Client-Applikation, welche die sichtbaren Fenster verwaltet und platziert. Es «dekoriert» Top-level-Windows von Applikationen mit Umrandungen, Knöpfe, Icons oder Aktionen: verschieben max-, minimieren, schliessen
Fensterhierarchie: Root-Window: bei Start von X Windows → ganzer Bildschirm Dann Kinder und Kindes-Kinder → Werden vom Windows Manager verwaltet
Desktop Manager(Desktop): Desktop-Hilfsmittel, wie Taskleiste, Dateimanager, Papierkorb, etc.
Wichtig: X ist unabhängig von Window Manager oder Desktop. Viele verschiedene Implementierungen von Windows Manager und Desktop existieren.
Xlib: C Interface für X-Protokoll → gcc -lX11
X-Toolkits: Software-Schicht über Xlib → komfortabler → Bietet Widgets an

Überblick



Display: Rechner mit Komponenten(Keyboard, Zeigeräte, Bildschirme, etc.)
Display in C = Objekt mit Informationen über Verbindung(Connection)
Client: Applikation, die ein Display nutzen will.
Server: Softwareteil des X-Window-System, der ein Display ansteuert
X Protocol: Protokoll für Nachrichten zwischen X Client und X Server:
- Requests: Dienstanforderungen | Client → Server(«zeiche Linie»)
- Replies: Antworten auf bestimmte Request | Client ← Server
- Events: spontane Ereignismeldungen | Client ← Server(«Mausklick»)
- Errors: Fehlermeldungen auf vorangegangene Requests | Client ← Server

Nachrichtenpufferung: Request werden auf der Client-Seite gepuffert. → Übertragung an Server nur, wenn sinnvoll oder nötig → Serverentlastung
Ereignisse werden doppelt gepuffert(Server und Client). Serverseitig beachtet Netzwerkverfügbarkeit, Clientseitig, Events gequeuet bis Client abgeholt.
X Ressourcen: Server-seitige Daten zur Reduktion des Netzwerkverkehrs
Halten Infos im Auftrag von Client: Fenstereigenschaften, Colormap, Font, etc.
Grafikfunktionen und Graphics Context: Grafikfunktionen z.B DrawRectangle braucht immer ein Graphic Context GC(Grafiktelementeigenschaften).

Window Manager Events(Fenster schliessen mit Kreuz oben rechts)

Protokoll zwischen Window Manager und Applikation. Windows Manager senden eine ClientMessage Event an die Applikation. Event muss ein seinem data Teil die ID eines Properties WM_DELETE_MESSAGE enthalten.
Atom: ID eines String, der für Meta-Zwecke benötigt wird.
Properties: Gehören zu einem Fenster, vom WM gelesen, über Atom ermittelt
WM_PROTOCOLS: Ist eine Liste von Protokollen. Ein Client kann/muss sich für Protokolle registrieren(Atom in Propery WM_Protocols hinzufügen). Dazu muss er die Funktion XSetWMProtocols aufrufen.(Siehe unten für weitere Infos).

Farben

Jeder Pixel besteht aus drei Subpixel: Rot Grün, Blau. Jeder Farbteil braucht 8 Bit → Farbe = 24Bit → 2^{24} Farben = 16 M Farben(Mensch nur 10M wahrnehmen)
Bilddarstellung: Mittels Rastergrafik und Farbtabelle Schwarz/Weiss = 1 Bit pro Bildpunkt Farben/Grautöne = Mehrere Bits pro Bildpunkt
***Vorteil Farbtabelle*:** Anstatt 2^n nur noch 2^m Farben gleichzeitig.
Colormap: Ist eine x Ressource. Wird über ID ColorMap referenziert
RGB: rgb:rrrr/gggg/bbbb pro Farbe 4 Hex Stellen ***rgb***:1abc/0/e4
RGBi (i=intensity): Dezimale Kommazahl rgbi:.5/0/.25
Fensterattribute: XSetWindowsAttributes (Hintergrundfarbe, Randfarbe, Gravity, Mauscursor) Ist eine Struktur keine Funktion!
Fenster neuzeichnen: Buffering umgehen mit Expose-Nachrichten oder beliebig

Unicode

KeyCode: Jede Taste auf Tastatur hat einen Tastencode → KeyCode wird vom Server mitgesendet(event.keycode)
KeySym: Clients benötigen den mit dem Tastencode assoziierten Symbolcode. Diese haben jeweils Index → z.B «a» und «A» anderer Index.
ASCII: American Standard Code for Information Interchange 128 definierte Zeichen – 7Bit: 00 bis 7F
UTF-32: 32 Bit, jeder CP kann mit einer CU dargestellt werden
UTF-32LE: $U_0 = B_0B_1B_2B_3$, **UTF-32BE**: $U_0 = B_3B_2B_1B_0$
Litle-Endian-Format: niederwertigstes Bit zuerst
Big-Endian-Format: höchstwertigste Bit zuerst
LE : 0xCAFEBABE = BE | BA | FE | CA
BE : 0xCAFEBABE = CA| FE | BA| BE

UTF-16:
1 CU: Für alle anderen P: $U_0 = P_{15}\dots P_0$
$Q = P - 0x1'0000$ (also ist Q in [0,F'FFFF])
$U_1 = 1101'10Q_{19}\dots Q_{10} = D800 + Q_{19}\dots Q_{10}$
2 CU: $U_0 = 1101'11Q_9\dots Q_0 = DC00 + Q_9\dots Q_0$
P = 10330
Q = 10330 – 10000 = 0330 = 00 0000 0000 11 0011 0000
$Q_{19}\dots Q_{10} = 0 \rightarrow Q_9\dots Q_0 = 330$
U_1 = D800 + 0 = D800
U_0 = DC00 + 330 = DF30
BE: D8 00 DF 30 → LE: 00 D8 30 DF
UTF-16BE: CP mit 1 CU: $U_0 = B_1B_0$; 2 CUs: $U_1U_0 = B_3B_2B_1B_0$
UTF-16LE: CP mit 1 CU: $U_0 = B_0B_1$; 2 CUs: $U_1U_0 = B_2B_3B_0B_1$
UTF-8: 8 Bit, ein CP benötigt 1 bis 4 CUs, HTML, XML
Ohne D800 – DFFF, da UTF-16 diese nicht darstellen kann.
CP bis 7 signifi. Bits: $U_0 = B_0 = 0P_6\dots P_0$

CP in [80, 7FF]: bis zu 11 signifikante Bits

- $U_1 = B_1 = 110P_{10}\dots P_6$ = C0 + $P_{10}\dots P_6$
- $U_0 = B_0 = 10P_5\dots P_0$ = 80 + $P_5\dots P_0$

CP in [800, FFFF]: bis zu 16 signifikante Bits

- $U_2 = B_2 = 1110P_{15}\dots P_{12}$ = E0 + $P_{15}\dots P_{12}$
- $U_1 = B_1 = 10P_{11}\dots P_6$ = 80 + $P_{11}\dots P_6$
- $U_0 = B_0 = 10P_5\dots P_0$ = 80 + $P_5\dots P_0$

CP in [1'0000, 10'FFFF]: bis zu 21 sign. Bits

- $U_3 = B_3 = 11110P_{20}\dots P_{18}$ = F0 + $P_{20}\dots P_{18}$
- $U_2 = B_2 = 10P_{17}\dots P_{12}$ = 80 + $P_{17}\dots P_{12}$
- $U_1 = B_1 = 10P_{11}\dots P_6$ = 80 + $P_{11}\dots P_6$
- $U_0 = B_0 = 10P_5\dots P_0$ = 80 + $P_5\dots P_0$

$ = 20 AC = 0010 0000 1010 1100 → 14 signifikate Bits
$P_{15}..P_{12} = 02 \rightarrow P_{11}..P_6 = 02 \rightarrow P_5..P_0 = 2C$
$U_2 = B_2 = 1110P_{15}..P_{12} = E0 + P_{15}..P_{12} = E2$
$U_1 = B_1 = 10P_{11}..P_6 = 80 + P_{11}..P_6 = 82$
$U_0 = B_0 = 10P_5..P_0 = 80 + P_5..P_0 = AC$
→ $ = E2 82 AC

Code-Point	UTF-32BE	UTF-32LE	UTF-8	UTF-16BE	UTF-16LE
41	00 00 00 41	41 00 00 00	41	00 41	41 00
E4	00 00 00 E4	E4 00 00 00	C3 A4	00 E4	E4 00
10330	00 01 03 30	30 03 01 00	F0 90 8C B0	D8 00 DF 30	00 D8 30 DF

Hex ⇔ Binär	Hex ⇔ Dezimal	Dez/Hex
4er Blöcke Hex: A 0 2 Bin: 1010 0000 0010	AF -> Dez 15 * 16^0 + 10 * 16^1 = 15 + 160 =240	Dez - Bin Bin-Hex

Meltdown

Vorbereitung

Aus Perfomance-Gründen(keine Kontext-Wechsel nötig) und unter der Annahme das die Page-Table so konfiguriert ist, dass nur das OS Zugriff darauf hat, mappt der OS-Kernel den gesamten physischen Hauptspeicher in jeden virtuellen Adressraum. Meltdown ermöglicht es den gesamten Hauptspeicher auszulesen. Es wird möglich dass ein Prozess alle geheime Informationen der anderen Prozesse lesen kann.
Der Speicherschutz schmilzt dahin.

Out-of-Order Execution & Spekulation für mehr Geschwindigkeit

Irgendwann vor einigen Jahren sind die Prozessoren so schnell geworden, dass dieser immer wieder lange Wartezeiten hatte, da die anderen Speicher relativ langsam waren. Man hat nach Mechanismen gesucht, diese Wartezeit zu überbrücken:
Out-of-Order Execution: Ein CPU darf die Reihenfolge der auszuführenden Instruktionen ändern, wenn keine Kontextverletzung stattfindet. Ebenfalls agieren moderne CPUs heute spekulativ. Er führt gewisse Instruktionen spekulativ aus, um dadurch Zeit zu gewinnen. Auch wenn diese eigentlich gar nicht ausgeführt werden hätten dürfen.

Meltdown Vorgehen

Seiteneffekte von O3E:
Nun kann es sein, dass gewisse Daten spekulativ in den Cache geladen worden sind. Man kann den Cache zwar nicht auslesen, aber anhand der Zugriffszeit entscheiden, ob gewisse Daten/Zeilen sich im Cache befinden oder nicht.
Genau bei diesem Massnahme kommt Meltdown ins Spiel.

Daten auslesen anhand der Zugriffszeit

Man möchte nun Daten auslesen auf die man eigentlich gar kein Zugriff haben dürfte. Man muss nur erreichen, dass diese im Cache landen und können nachher anhand der Zugriffszeit rausfinden, welche Daten es sind:
1. Man legt ein grosses Array an und definiert den zu erratenden Wert X als Index im Array.
2. Bringe die CPU dazu den Wert Array[X] in den Cache zu laden(via O3E)
3. Dann iteriert man über das Array und misst die Zugriffszeiten
4. Der Index mit dem kürzesten Zugriff entspricht dem gesuchten Wert X

Eindeutigkeit → Flash & Reload

Damit man sicher sein kann, dass es nur ein X mit kürzestem Zugriff gibt will man davor aber den Cache noch «bereinigen»:
Clflush p → Entfernt alle Zeilen mit Adresse p.
Man iteriert über das Array und ruft für jedes Element clflush auf. Somit stellt man sicher, dass kein Element des Arrays sich im Cache befindet.

Problem Cachezeilen

Nun hat man das Problem, dass der Cache immer ganze Cachezeilen ladet und zum Teil sogar noch benachbarte Cachezeilen(Lokalitätsprinzip → Spekulation für Performance). Sicher ist, dass der Cache nicht mehr als eine Page laden kann. Somit macht man jedes Element im Array so gross wie eine Page.
Hat man den Cache bereinigt und den die Elementgrösse im Array auf eine Pagegrösse abgestimmt, kann man Meltdown verwenden. Wie vorhin beschrieben.

Allgemein + was hilft dagegen

- Hauptsächlich Intel CPUs betroffen.
- 500KB/s 0.02% Fehlerrate → Schnell und wenig Fehler
- Hinerlässt praktisch keine Spuren
- Passwörter auslesen z.B von Browser aus Passwort Manager
- Von VM auf andere VM zugreifen(Cloud!!!)
- **Lösung**: Kernel page-table isolation → Verschieden Page Tables für Kernel bzw. User mode

Code

Environment

char * getenv (const char * key) //Durchsucht Umgebungsvariabel nach key; return Pointer auf erstes Zeichen oder 0, wenn nicht gefunden

int unsetenv(const char *key)//Entfernt Umgebungsvariabele mit dem key

int setenv(const char *key, const char *value, int overwrite)
KEY gefunden + Overwrite != 0: überschreibt value (löscht alten Eintrag)
KEY nicht gefunden: neue Umgebungsvariable + Kopiert key & value
Return 0→ all OK ansonsten Fehlercode in errno

int putenv (char * kvp) //Fügt Pointer kvp dem Array environment hinzu
key noch nicht vorhanden: Pointer environment[x] setzen
key bereits vorhanden: String löschen & Pointer environment[x] umgehängt
0 wenn alles OK sonst errno

Externe + Globale Deklarationen
```
extern char **environ;
char sevenv[] ="severin=king";
```
Print-Anwendung
```
Print_all();
Print_value(key);
```
print-env-Anwendung
```
print_env();}
```
erheblicher Unterschied zwischen char *a und char a[]!
Ersteres Pointer auf Strin-Literal(Read-Only-Speicher). Zweiteres Array, dass mit String-Literalen initialisiert wird!

print_value-Methode
```
void print_value(const char * key){
    char *value = getenv(key);
    if(value == 0){
        printf("key not found\n", key);}
    else{
        printf("key=value: '%s'='%s'\n", key, value);}}
```
Print-all()-Methode
```
void print_all(){
    int i = 0;
    while(environ[i] != NULL){
     printf("%s\n", environ[i++]);}}
```

setenv-Anwendung – Kopieren!!
```
char* key = "SHELL";
int overwrite = 1;
char* value = "/bin/sh";
int result = setenv (key, value, overwrite)
// SHELL=/bin/sh
```

putenv-Anwendung – Pointer!!
```
char sevenv[] ="severin=king";
putenv(sevenv); //Pointer setzen
for(int i = 8; i < sizeof(sevenv) -1; i++){sevenv[i] = '?';}
//severin=????
```

Prozesse

pid_t fork(void)// dupliziert den Prozess→ erstellt Childprozess gibt Rückgabe→In P bei Erfolgt Child-Prozess-ID(>0) oder Fehler(<0) bei C return = 0

pid_t wait(int *status) // Unterbricht aufrufender Prozess bis irgendein Child-Prozess beendet wird

pid_t waitpid (pid_t pid, int *status, int options) // wie wait aber gibt an, auf welchen Child Prozess gewartet werden soll(pid > 0 → Childnummer)

unsigned int sleep(unsigned int seconds) //Unterbricht die Ausführung für die Anzahl Sekunden(ungefähr), gibt Anzahl verbleibenden Sekunden vom Schlaf zurück

void exit(int code) // Entspricht dem gleichnamigen OS-Auruf, Rücksprung main

int atexit(void (*function)(void)) – aufräumen nach dem exit vom main

void exit(int code) // Entspricht dem gleichnamigen OS-Auruf, Rücksprung main

pid_t getpid(void); //Gibt die Prozess-ID zurück

pid_t getppid(void); // //Gibt die Parent Prozess-ID zurück

Print Information Methode
```
void print_pinfos(){
    printf("Process-ID: %i\nParent-ID: %i\n", getpid(), getppid());}
```
Print Parent Methode
```
void print_parent(){
    printf("I'm the parent: \n");
    print_pinfos();}
```
Print Child Methode
```
void print_child(){
    printf("I'm the child, parent wait until I exit: \n");
    print_pinfos();
    sleep(10);
    printf("Exit\n");}
```

Main Test Method
```
pid_t pid = fork();
    if(pid > 0)
    {
        pid_t waitreturn = wait(0);
         print_parent();
    }
    else if(pid == 0)
    {
        print_child();
    }
    else
    {
        printf("Error");
    }
```
atexit (&handle_at_exit);

Adressen

```
global_var: 6295592          global_var: 6295592
local_in_main: 2109309116    local_in_main: 1427575644
Address variable f1 2109309084  Address variable f1 1427575612
Address function f1 4195543  Address function f1 4195543
Address variable f2 2109309084  Address variable f2 1427575612
Address function f2 4195596  Address function f2 4195596
```

lokale Variabeln auf dem Stack deshalb gleich(Var push dann pop dann var2 push)
Funktionen im virtuellen Adressraum(Heap) deshalb kleinere Nummern
→ Deaktivieren von ***Address Space Layout Randomization*** führt dazu, dass Adressen nicht mehr «unvorhersehbar» sind sondern immer gleich bleiben

Threads

Int pthread_create (pthread_t * thread_id , pthread_attr_t const * attributes , void * (* start_function) (void *), void * argument)
Erzeugt einen Thread und gibt bei Erfolg 0 zurück, sonst einen Fehlercode
Die ID des neuen Threads wird im Out-Parameter thread_id zurückgegeben

void pthread_exit (void * exit_code)
Beendet den Thread und gibt den exit_code zurück = Rücksprung start_function

int pthread_cancel (pthread_t thread_id)
Sendet Anforderung, dass Thread mit thread_id beendet werden soll. Wartet nicht auf tatsächliche Beendigung. Rückgabewert = 0, wenn Thread existiert

int pthread_detach (pthread_t thread_id)
Entfernt Speicher, den Thread belegt hat, falls dieser beendet(keine Beendigung)

int pthread_join (pthread_t thread_id)
Wartet solange, bis Thread(thread_id) beendet wurde. Ruft pthread_detach auf.

```
int globvar;
void print_infos(){
    int locvar;
    printf("Address locvar: %p\n", &locvar);
    printf("Address globvar: %p\n",
&globvar);
    printf("Thread-ID: %lu\n", pth-
read_self());
    printf("Prozess-ID: %i\n", getpid());}
void * execute_thread(void * data){
    print_infos(); //print thread infos
    pthread_exit(NULL); //thread beenden}
void main(){
    pthread_t tid1;
    pthread_t tid2;
    pthread_create(&tid1,0, &exe-
cute_thread, NULL);
    pthread_create(&tid2,0, &exe-
cute_thread, NULL);
    pthread_join(tid1, NULL);
    pthread_join(tid2, NULL);}
```

Session Log:
Address locvar: 0x7fadb5393ecc
Address globvar: 0x601050
Thread-ID: 140384046499584
Prozess-ID: 6238
Address locvar: 0x7fadb5b94ecc
Address globvar: 0x601050
Thread-ID: 140384054892288
Prozess-ID: 6238

Threads haben andere lokale Variable → Jeder eignener Stack
Gleiche globale Variabeln: Liegen auf Heap

Amdahls Regel

Serielle Algorithmen können parallelisiert werden(zumindest Teil davon)
Einige Teile nicht parallelisierbar wegen Abhängigkeiten, etc.

T: Ausführungszeit wenn seriell
n: Anzahl Prozessoren
T': Ausführungszeit, wenn max. parallelisiert
T_s: Ausführungszeit für serieller Anteil
$T - T_s$: Ausführungszeit für paralleler Anteil
$s = \frac{T_s}{T}$: serieller Anteil im Algorithmus, $s * T = T_s$
Speed-up-Faktor: $f \leq \frac{T}{T'} = \frac{T}{T_s + \frac{T - T_s}{n}}$, unabhängig von der Zeit:

$$f \leq \frac{1}{s + \frac{1-s}{n}}$$ Grenzwert: $\lim_{n\to\infty} \frac{1}{s+\frac{1-s}{n}} = \frac{1}{s}$

Thread Local Storage

int pthread_key_create (pthread_key_t *key , void (* destructor)
Erzeugt einen neuen Key im Out-Parameter key
Gib 0 zurück, wenn alles OK war, sonst einen Fehlercode.
Das OS ruft den destructor am Ende des Threads mit dem jeweiligen thread-spezifischen Wert auf, wenn dieser dann nicht 0 ist.

int pthread_key_delete (pthread_key_t key)
Entfernt den Key und die entsprechenden Values aus allen Threads.
Der Key darf nach diesem Aufruf nicht mehr verwendet werden.
Das Programm muss dafür sorgen, sämtlichen Speicher freizugeben
Gib 0 zurück, wenn alles OK war, sonst einen Fehlercode.

int pthread_setspecific (pthread_key_t key , const void * value)
void * pthread_getspecific (pthread_key_t key)
Schreibt bzw. liest den Wert, der mit dem Key in diesem Thread assoziiert ist.

long pthread_self () //Gibt die ID des Threads als Long zurück

Synchronisation

Semaphore

Int sem_init(sem_t *sem, int pshared, unsigned int value)
initialisiert semaphore sem, enthält value Zahl, pshared = 0 sem nur innerhalb gleicher Prozess

Int sem_wait(sem_t *sem) – implementiert wait
If z > 0 →{z – 1} setzt Ausführung fort
if z = 0 Thread in waiting bis anderer Thread z erhöht

Int sem_post(sem_t *sem) – implementiert post z + 1

Int sem_destroy(sem_t *sem) – entfernt möglichen zus. Speicher

Mutexe

int pthread_mutex_init (pthread_mutex_t *mutex, const pthread_mutexattr_t *attr);
int pthread_mutex_lock (pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_trylock (pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_unlock (pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_destroy (pthread_mutex_t *mutex);

```
#define JOBS (100 * 100)
#define PERSONS 100
#define MAX 10
 struct printer{
        unsigned const max_jobs;
        sem_t jobs_in_queue ;};

void printing_document(struct printer *
my_printer){
    printf("Printing \n");
    sem_wait(&my_printer-
>jobs_in_queue);}

void finish_printing(struct printer *
my_printer){
    printf("Finishing \n");
    sem_post(&my_printer-
>jobs_in_queue);}

void print_status(struct printer *
my_printer){
    int job_amount;
    sem_getvalue (&my_printer-
>jobs_in_queue, &job_amount);
    printf("There are %i/%i print jobs
active!\n", my_printer->max_jobs -
job_amount, my_printer->max_jobs);}
```

```
void add_printjobs( struct printer *
my_printer , int amount ){
    for(int i = 0; i < amount; i++)
    {
        printing_document(my_printer);
        print_status(my_printer);
        finish_printing(my_printer);}}

void * execute_print_job(void * data){
    struct printer *my_printer = data;
    add_printjobs(my_printer, JOBS);
    return 0;}

void main(){
    struct printer my_printer = {MAX,
0};
    sem_init (&my_prin-
ter.jobs_in_queue, 0, MAX);
    print_status(&my_printer);
    pthread_t tid[PERSONS];
    for(int i = 0; i < PERSONS; i++){
        pthread_create (&tid[i], NULL,
&execute_print_job, &my_printer);}
    for(int j = 0; j < PERSONS; j++)    {
     pthread_join(tid[j], NULL);  }
    sem_destroy (&my_prin-
ter.jobs_in_queue);}
```

Interprozess-Kommunikation (IPC)

Signale

struct sigaction { void (*sa_handler)(int); sigset_t sa_mask; int sa_flags; };
Argumente: Handler Funktion, zu blockierende Signale, zusätzliche Eigenschaften

int sigaction (int signal, struct sigaction *new struct sigaction *old)
Überschreibt die Aktion vom Signal signal
signal=Nummer des Signals, gibt bestehenden Signal Handler zurück

`sigset_t` wird nur mit folgenden Funktionen verwendet:

- `int sigemptyset(sigset_t *set)`: Kein Signal ausgewählt
- `int sigfillset(sigset_t *set)`: Alle Signale ausgewählt
- `int sigaddset(sigset_t *set, int signal)`: Fügt `signal` der Menge hinzu
- `int sigdelset(sigset_t *set, int signal)`: Entfernt `signal` aus der Menge
- `int sigismember(const sigset_t *set, int signal)`: Gibt 1 zurück, wenn `signal` in der Menge enthalten ist

SIGINT(CTRL + C) & SIGTSZP(CTRL + Z)überschreiben!

```
void print_after_ctrl_c(int signal){
    if(signal == 2)
    {    printf("SIGINT Signal-ID: %i\n",
signal);} //ID=2
    else{
        printf("SIGTSTP SIGNAL-ID
%i\n", signal); //ID=20}}
```

```
void main (int argc, char **argv){
 struct sigaction sa = {
        .sa_handler = &print_after_ctrl_c,
        .sa_flags = SA_RESETHAND };
    sigemptyset(&sa.sa_mask);
    sigaction (SIGINT, &sa, 0);
    sigaction (SIGTSTP, &sa, 0);
    sleep(10);
}
```

Message Passing

mqd_t mq_open (const char *name, int flags, mode_t mode, struct mq_attr *attr);

Flags: O_RDONLY, O_RDWR, O_CREAT(Creat if not exist), O_NONBLOCK
Mode: S_IRUSR | S_IWUSR
Attr = 0→ Default-Attribute

int mq_close (mqd_t queue); //Schliesst Queue bleibt aber noch im System
int mq_unlink (const char *name); //Entfernt Queue aus dem System
int mq_send (mqd_t queue, const char *msg, size_t length, unsigned int priority);
int mq_receive (mqd_t queue, const char *msg, size_t length, unsigned int *priority);

```
mqd_t q1 = mq_open (QUEUE1, O_WRONLY | O_CREAT, S_IRUSR | S_IWUSR, 0);
```

File System

Posix API

open(path, flags) -> fd //Erzeugt einen Filediscriptor, return fd oder -1
Flags: O_RDONLY, O_RDWR, O_CREAT(Creat if not exist), O_NONBLOCK
O_APPEND: Setze Offset ans Ende der Datei vor jedem Schreibzugriff
O_TRUNC: Setze Länge der Datei auf 0
close (fd) -> status //Entfernt(Dealloziert) den File-Discriptor fd, return 0/-1
read (fd, buffer, n) -> status //Lesen von nächsten n Bytes; return n oder -1(errno!!)
write (fd, buffer, n) -> status //Kopiert n byte von Buffer an aktuelle Offset, analog read
lseek (fd, offset, origin) -> status //Offset von fd auf offset setzten, retur. new-offset/-1
origin: gib an wozu offset relativ: SEEK_SET(Beginn der Datei), SEEK_CUR(Aktueller Offset) SEEK_END(Ende der Datei)
Pread/pwrite-> //wie read/write aber mit Offset als Argument(verändert Offset nicht)
int mq_receive (mqd_t queue, const char *msg, size_t length, unsigned int *priority);

Konstanten für Zugriffsrechte(mit | verknüpfen):
User rwx: S_IRWXU
Group r--: S_IRGRP → read

C API

C-API: Zugriff auf Streams(Strom von Bytes)
File: Datenstruktur, welche Informationen über den Stream beinhaltet, soll über C-API erzeugte Pointer verwendet werden.(Pointer (FILE *))
fdopen(fd, char *mode) -> FILE // Erzeugt File aus fd, return FILE oder null(errno!)
fopen(path, mode) -> FILE // Erzeugt FILE aus path, return FILE oder null(errno!)
fileno(FILE *stream) -> fd //Gibt fd zurück auf den sich der Stream bezieht oder -1
fflush (stream) -> status //Leer Buffer in Datei, return 0 oder EOF
fclose(stream) -> status //Schliesst den Stream auf eine Datei, run fflush, return 0/EOF
feof (stream) -> int //return 0 wenn End-Of_File nicht erreicht wurde
ferror(stream) -> status //return 0 wenn kein Fehler aufgetreten ist
fgetc(stream) -> int //liest nächste byte und konvertiert es in einen int!
fgets(string, n, stream) -> int //liest solange Bytes bin Ende oder n-1 Byzes gelesen, hängt eine 0 an letzte gelesende Byte an→ erzeugt 0 terminierter Stream
fputs(int c, stream) -> status//Konvertiert int in char schreibt in stream, return c/EOF
fputc(text, stream) -> status//Schreibt alle Bytes von text in stream, bis 0 kommt
fungetc(c, stream) -> status//Schiebt c zurück in den Stream
ftell(stream) -> offset//Gibt Index zurück
fseek(stream, offset, origin) -> status//analog lseek in POSIX
rewind(stream): fseek(stream, 0, SEEK_SET), clear errno//reset Stream

File einleisen und Text verdoppeln - POSIX

```
int fd1 = open("test.txt", O_RDWR);
    void * buffer = malloc(4096);
    read(fd1, buffer, 4096);
    write(fd1, buffer, sizeof(buffer));
```

A – Z in File schreiben- POSIX

```
int fd = open(argv[1], O_RDWR | O_CREAT);
    for (char c = 'A'; c <= 'Z'; ++c)
    {
    write (fd , &c, sizeof c);
    }
```

File copy- POSIX

```
int copy_file(fd1, int fd2, char *buffer, int size)
{
int ret = 1;
do
{
 ret = read(fd1, buffer, size);
 write(fd2, buffer, ret);
}while(ret > 0);
```

File copy- C

```
FILE * eingabefile = fopen ("test.txt", "r");
    FILE * ausgabefile = fopen ("test2.txt", "w");
    int buffer;

    do
    {
        buffer = fgetc (src);
        if (buffer == EOF)
                        {
                                break;
                        }
        fputc (c, dst);
    }
    while (1);

    fclose (src);
    fclose (dst);
```

Inode Berechnungen

1024 in hex = 400 & s_log_block_size 0x18:
00000410: 45fe 0000 0000 0000 0200 0000 0200 0000
= 0000' 0020 →daraus folgt Blockgrösse 2^12
0x58 __le16 s_inode_size Size of inode structure, in bytes.
00000450: 0000 0000 0b00 0000 0001 0000 3c00 0000
0100 --> 256 Byte
Indirekter Block beinhaltet 32 bit Einträge ab Block 12, daraus ergibt sich:
Blockgrösse 1024 Byte(2^{13}b) / 32b = 256 Blocknummern → Block 12 bis 267
Blockgrösse 4096 Byte(2^{15}b) / 32b = 1024 Blocknummern →Block 12 bis 1035
Doppelt Indirekter Block
Blockgrösse 1024 (2^{13}b) →256 Einträge je Block, 256 Blöcke = 256^2 = 65536 Blöcke →Blöcke 268 bis 65803
Blockgrösse 4096 (2^{15}b) →1024 Einträge je Block, 1024 Blöcke = 1024^2 = 1M Blöcke → Blöcke 1036 bis 1'049'611
Dreifach indirekter Block: enthält Nummern von doppelt
Blockgrösse 1024 → 256 * 256 * 256 = 16M Blöcke referenziert → Blöcke 65804 – 16843019
Max Dateigrösse dann: 1024 * 16M = 16GB
Blockgrösse 4096 → 4096 * 1024^3 = 4,4 TB
Aufgaben
Eine Datei hat 4MB, wie viele Blöcke werden gebraucht? Blockgrösse 1024Byte
4 MB = 2^{22}B / 2^{10B} = 2^{12}Blöcke
Eine Datei hat 2 KB, gibt es indirekte Blöcke? Wenn ja, wie viele?
8 KB = 2^{13}B / 2^{10} = 8 Blöcke → es gibt keine indirekten Blöcke
Eine Datei hat 1 MB, gibt es doppelt Indexierung(bei Blockgrösse 4096B)
1MB = 2^{20} / 2^{12} = 2^8 = 256 Blöcke → Es gibt einen Doppelten indirekten Block

Shared Objects

void * dlopen (char * filename, int mode) //Öffnet dyn. Bibliothek, gibt Handle zurück
mode: RTLD_NOW: Alle Symbole werden beim Laden der Bibliothek gebunden
RTLD_LAZY: Symbole werden bei Bedarf gebunden RTLD_GLOBAL: Symbole können beim Binden anderer Objekt-Dateien verwendet werden RTLD_LOCAL: Symbole werden nicht für andere Objekt-Dateien verwendet
void * dlsym (void * handle, char * name) //Gibt die Adresse des Symbols «name» aus der mit «handle» bezeichneten Bibliothek zurück. Man weiss nicht, ob es sich um Funktion oder Variable handelt, da man nur Adresse erhält!
typedef int (*func_t)(int); / Erstellen Typ -> Pointer auf eine Funktion mit int als Argument und int als Rückgabewert
func_t f = dlsym(handle, "my_function"); //Speichert in f die Adresse des Symbols «my_function» in der mit handle bezeichneten dynamischen Bibliothek.
int *i = (int *) dlsym(handle, "my_int"); // Speichere Adresse von «my_int»
(*f)(*i); // Funktionsaufruf – Es wird die Funktion aufgerufen, auf welche f zeigt, als Argument wird der Wert der Adresse mitgegeben, auf die i zeigt.
int dlclose (void * handle) //Schliess das durch handle bezeichnete Objekt
char * dlerror () //return Fehlermeldung(nullterminierter String), wenn Fehler war

X Window

Display * XOpenDisplay (char *display_name) //Öffnet Verbindung zum Display mit display_name, ist dieser Name = NULL wird die Umgebungsvariable DISPLAY ausgelesen

void XCloseDisplay (Display *display) //Schliesst Verbindung, entfernt ass. Ressourcen
XCreateSimpleWindow //erzeugt ein(simples) Fenster auf einem Display
Parameter: Display, Parent Window, Koordinaten der oberen linken Ecke,Breite und Höhe, Breite des Rands (in Pixeln), Stil des Rands, Stil des Fensterhintergrunds
XDestroyWindow//entfernt Fenster mit allen Unterfenster
XMapWindow (Display *, Window) //Bestimmt, dass ein Fenster auf Display angezeigt wird. Fenster erst angezeigt, wenn Parent Fenster angezeigt wird.
XMapRaised (Display *, Window) //Wie XMapWindow aber bringt Fenster vor alle
XMapSubwindows (Display *, Window) //Zeigt alle Unterfenster an
XUnmapWindow (Display *, Window) //Versteckt Fenster und alle seine Unterfenster
XUnmapSubwindows (Display *, Window) //Versteckt alle Unterfensters
XSelectInput (Display *display, Window w, long event_mask) //Legt als Maske fest, welche Events ausgewählt werden(mehrere möglich) – Masken vordefiniert. Pro Fenster individuell, nicht gewünschte Fehlertypen gehen ans übergeordnete Fenster
XNextEvent (Display *display, XEvent *event) //Kopiert das nächste Event aus dem Buffer in event → Normalerweise in Endlosschleife → while(1)
Jedes Element in einem XEvent ist so gross wie grösster Union-Member →Felxibilität
XCreateGC(Display *, Window, 0, Null) //Erstellt neuer Grafik Kontext
XFreeGC (Display *, GC gc); //Entfernt Grafik Kontext
XDrawRectangle(s), XDrawString, XDrawText
XSetWMProtocols (Display *, Window, Atom *first_protocol, int count) //Speichert die Anzahl count Atome in WM_Procolls.

Atom erstellen und hinzufügen

```
Atom atom = XInternAtom (display, "WM_DELETE_WINDOW", False);
```

Es wird die ID des Atoms WM_DELETE_WINDOW vom System abgefragt und im gespeichert.

```
XSetWMProtocols (display, window, &atom, 1); //Properte hinzufühen zu WMProtocols
```

Event auslesen/verarbeiten

```
switch (event.type) {
case ClientMessage:
if (event.client->data.l[0] == atom) { ... }
break;
}
```

String erstellen, analog dazu Rectange

```
XDrawString
    (
        event->display,
        event->window,
        this->gc,
        10, 10,              // top left corner
        text,
        sizeof text - 1      // length of string (without terminating 0)
    );
```

Display Pointer weil Zeiger auf Datenstruktur(struct) von Bildschrim → Verbindungsinformationen

Funktionen

Colormap DefaultColormap(Display *, Screen) //Gibt die Default Color Map zurück
XParseColor (Display *, Colormap, char * specification, XColor *color) //Parst den String Spezifikation(RGB)
XAllocColor (Display *, Colormap, XColor *color) //Legt die Farbe in der ColorMap an
XChangeWindowAttributes (Display *, Window, unsigned long mask, XSetWindowAttributes *) //Ändern der Attribute, welche in der Mask angegeben wurden
XSetWindowBackground(Display *, Window, unsigned long index) //Fenster
XSetWindowBorder(Display *, Window, unsigned long index) //Rahmen Fenster
XSetForeground(Display *, GC, unsigned long index) //Vordergrund GC
XSetBackground(Display *, GC, unsigned long index)// Hintergrund GC(z.B Strich)
XClearWindow (Display *d, Window w) //Lösch Fenster
Zuerst Farbe Parsen und dann anlegen!