

Systemprogrammierung

Grundlage von Betriebssystemen

Teil C – XIII. Dateisysteme

Jürgen Kleinöder

18. Januar 2022

25. Januar 2022



Agenda

Medien

Speicherung von Dateien

Freispeicherverwaltung

Beispiele: Dateisysteme unter UNIX und Windows

Dateisysteme mit Fehlererholung

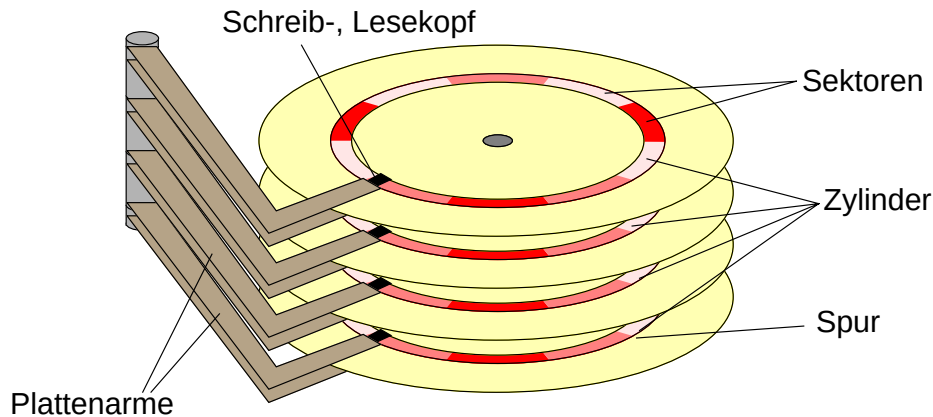
Datensicherung



Festplatten (hard disk drive - HDD)

- Lange Zeit häufigstes Medium zum Speichern von Dateien

- Aufbau einer Festplatte

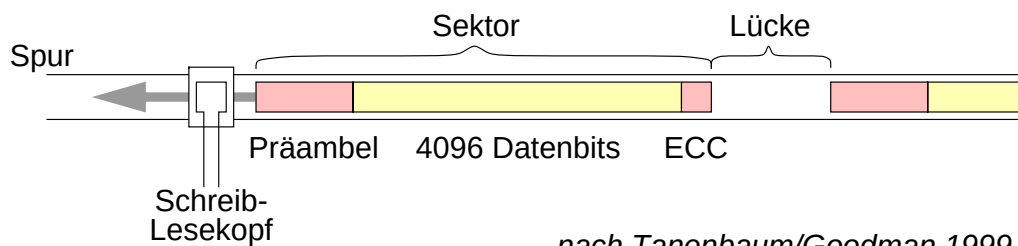


- Kopf schwebt auf Luftpolster



Festplatten (2)

- Sektoraufbau



nach Tanenbaum/Goodman 1999

- Breite der Spur: $0,2 \mu\text{m}$,
bei "Shingled Magnetic Recording" überlappende Spuren
- Spuren pro Zentimeter: ca. 10.000
- Bitdichte: $34 \text{ Bit}/\mu\text{m}$

- Zonen

- Mehrere Zylinder (10–30) bilden eine Zone mit gleicher Sektorenanzahl
(bessere Plattenausnutzung)



HDD / SSD

- SSD (solid-state disk)
 - Nicht-flüchtiger Halbleiter-Speicher (Flash-Mem.), meist NAND-Chips
 - Schnittstelle zum Rechner kompatibel mit HDD
 - inzwischen erheblich höhere Kapazitäten als bei HDD möglich
 - erheblich schneller und robuster (keine Mechanik)
 - noch erheblich teurer (Faktor 2 - 4)
- Zugriffsmerkmale
 - blockorientierter und wahlfreier Zugriff
 - Blockgröße zwischen 32 und 4096 Bytes (typisch 512 Bytes)
 - HDD: Zugriff erfordert Positionierung des Schwenkarms auf den richtigen Zylinder und Warten auf den entsprechenden Sektor
 - SSD: Lesen direkt und schnell, Schreiben nur blockweise und langsamer (Faktor 10), Blöcke müssen vorher explizit gelöscht worden sein
 - Interner Controller verbirgt die Hardware-Details, enthält Cache-Speicher, optimiert Zugriffe, Blöcke sind durchnummeriert



HDD / SDD (2)

- Datenblätter von drei (alten) Beispielpplatten

Plattentyp		Fujitsu M2344 (1987)	Seagate Cheetah	Seagate Barracuda
Kapazität		690 MB	300 GB	400 GB
Platten/Köpfe		8 / 28	4 / 8	781.422.768 Sektoren
Zylinderzahl		624	90.774	
Cache		-	4 MB	8 MB
Positionierungszeiten	Spur zu Spur	4 ms	0,5 ms	-
	mittlere	16 ms	5,3 ms	8 ms
	maximale	33 ms	10,3 ms	-
Transferrate		2,4 MB/s	320 MB/s	-150 MB/s
Rotationsgeschw.		3.600 U/min	10.000 U/min	7.200 U/min
eine Plattenumdrehung		16 ms	6 ms	8 ms
Stromaufnahme		?	16-18 W	12,8 W

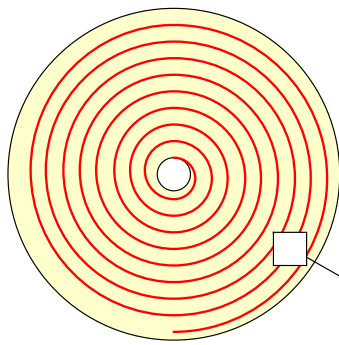
12.2020: Kapazität bis 20TB bei 7.200 U/min oder 0,6 - 2 TB bei 15.000 U/min, Zugriffszeit ab 2 ms, Transferrate bis 315 MB/s

SSD: Kapazität bis 100 TB, Zugriffszeit ab. 0,03/0,3 ms, Transferrate bis 4 GB/s



CD-ROM / DVD

Aufbau einer CD



- Spirale, beginnend im Inneren
- 22188 Umdrehungen (600 pro mm)
- Gesamtlänge 5,6 km
- Pitch (Abstand, 1,6 μm)
- Pit (850nm - 3,5 μm lang, 500 nm breit)
- Land

- **Pit:** Vertiefung, wird von Laser (780 nm Wellenlänge) abgetastet

DVD

- gleiches Grundkonzept, Wellenlänge des Lasers 650 nm
- Pits und Spurbabstand weniger als halb so groß



CD-ROM / DVD (2)

Kodierung einer CD

- **Symbol:** ein Byte wird mit 14 Bits kodiert (kann bereits bis zu zwei Bitfehler korrigieren)
- **Frame:** 42 Symbole (192 Datenbits, 396 Fehlerkorrekturbits)
- **Sektor :** 98 Frames werden zusammengefasst (16 Bytes Präambel, 2048 Datenbytes, 288 Bytes Fehlerkorrektur)
- **Effizienz :** 7203 Bytes transportieren 2048 Nutzbytes (28,4 %)

Kodierung einer DVD

- Codierung mit Reed-Solomon-Product-Code, 8/16-Bit-Modulation, 43,2 % Nutzdaten

Transferrate

- CD-Single-Speed-Laufwerk: 75 Sektoren/Sek. (153.600 Bytes/Sek.)
- CD-72-fach-Laufwerk: 11,06 MB/Sek.
- DVD 1-fach: 1.3 MB/sec, 24-fach: 33.2 MB/sec



CD-ROM / DVD (3)

■ Kapazität

- CD: ca. 650 MB
- DVD single layer: 4.7 GB
- DVD dual layer: 8.5 GB, beidseitig: 17 GB

■ Varianten

- **DVD/CD-R** (Recordable): einmal beschreibbar
- **DVD/CD-RW** (Rewritable): mehrfach beschreibbar



Speicherung von Dateien

- Dateien benötigen oft mehr als einen Block auf der Festplatte
 - Welche Blöcke werden für die Speicherung einer Datei verwendet?

Kontinuierliche Speicherung

- Datei wird in Blöcken mit aufsteigenden Blocknummern gespeichert
 - Nummer des ersten Blocks und Anzahl der Folgeblöcke muss gespeichert werden
- ★ Vorteile
 - Zugriff auf alle Blöcke mit minimaler Positionierzeit des Schwenkarms
 - Schneller direkter Zugriff auf bestimmter Dateiposition
 - Einsatz z. B. bei Systemen mit Echtzeitanforderungen



Kontinuierliche Speicherung (2)

▲ Probleme

- Finden des freien Platzes auf der Festplatte (Menge aufeinanderfolgender und freier Plattenblöcke)
- Fragmentierungsproblem (Verschnitt: nicht nutzbare Plattenblöcke; siehe auch externer Verschnitt bei Speicherverwaltung)
- Größe bei neuen Dateien oft nicht im Voraus bekannt
- Erweitern ist problematisch
 - Umkopieren, falls kein freier angrenzender Block mehr verfügbar



Kontinuierliche Speicherung (3)

■ Variation

- Unterteilen einer Datei in Folgen von Blöcken (*Chunks, Extents*)
- Blockfolgen werden kontinuierlich gespeichert
- Pro Datei muss erster Block und Länge jedes einzelnen Chunks gespeichert werden

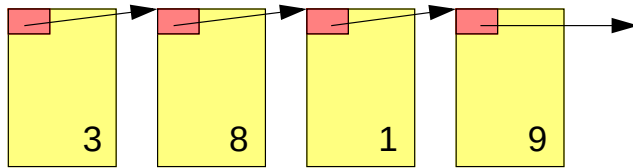
▲ Problem

- Verschnitt innerhalb einer Folge (siehe auch Speicherverwaltung: interner Verschnitt bei Seitenadressierung)



Verkettete Speicherung

- Blöcke einer Datei sind verkettet



- z. B. Commodore Systeme (CBM 64 etc.)

- Blockgröße 256 Bytes
- die ersten zwei Bytes bezeichnen Spur- und Sektornummer des nächsten Blocks
- wenn Spurnummer gleich Null: letzter Block
- 254 Bytes Nutzdaten

- ★ Datei kann wachsen und verlängert werden



Verkettete Speicherung (2)

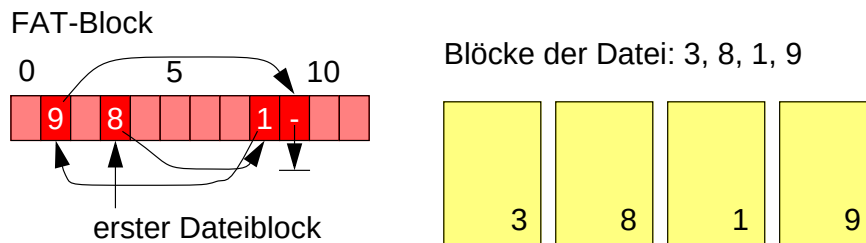
▲ Probleme

- Speicher für Verzeigerung geht von den Nutzdaten im Block ab (ungünstig im Zusammenhang mit Paging: Seite würde immer aus Teilen von zwei Plattenblöcken bestehen)
- Fehleranfälligkeit: Datei ist nicht restaurierbar wenn ein Fehler in der Verzeigerung entsteht
- schlechter direkter Zugriff auf bestimmte Dateiposition
- häufiges Positionieren des Schreib-Lesekopfs bei verstreuten Datenblöcken



Verkettete Speicherung (3)

- Verkettung wird in speziellem Plattenblocks gespeichert
 - FAT-Ansatz (*FAT: File Allocation Table*), z. B. MS-DOS, Windows 95



- Dateiverzeichnis enthält zu jeder Datei die Nummer des ersten Blocks

★ Vorteile

- kompletter Inhalt des Datenblocks ist nutzbar (günstig bei Paging)
- mehrfache Speicherung der FAT möglich: Einschränkung der Fehleranfälligkeit



Verkettete Speicherung (4)

▲ Probleme

- mindestens ein zusätzlicher Block muss geladen werden (Caching der FAT zur Effizienzsteigerung nötig)
- FAT enthält Verkettungen für alle Dateien: das Laden der FAT-Blöcke lädt auch nicht benötigte Informationen
- aufwändige Suche nach dem zugehörigen Datenblock bei bekannter Position in der Datei
- häufiges Positionieren des Schreib-, Lesekopfs bei verstreuten Datenblöcken



Indiziertes Speichern

- Spezieller Plattenblock enthält Blocknummern der Datenblocks einer Datei

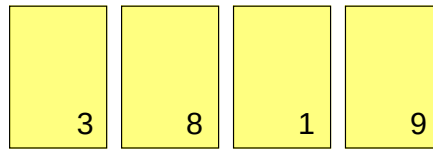
- entspricht eigener FAT pro Datei

Indexblock



erster Dateiblock

Blöcke der Datei: 3, 8, 1, 9



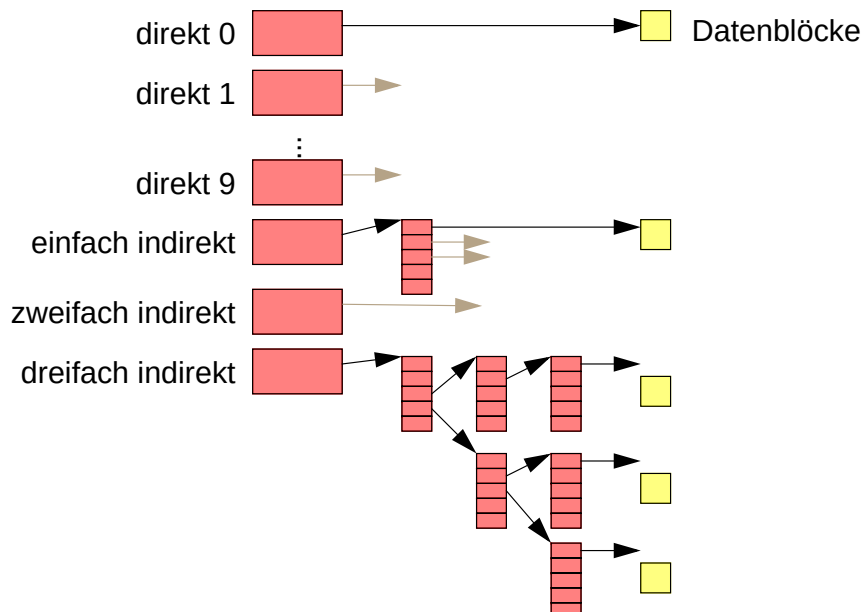
Problem

- feste Anzahl von Blöcken im Indexblock
 - Verschnitt bei kleinen Dateien
 - Erweiterung nötig für große Dateien



Indiziertes Speichern (2)

■ Beispiel UNIX Inode



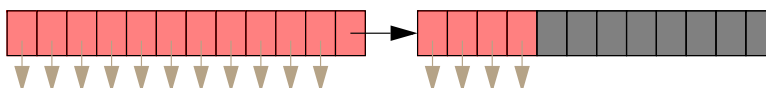
Indiziertes Speichern (3)

- ★ Einsatz von mehreren Stufen der Indizierung
 - Inode benötigt sowieso einen Block auf der Platte (Verschnitt unproblematisch bei kleinen Dateien)
 - durch mehrere Stufen der Indizierung auch große Dateien adressierbar
- ▲ Nachteil
 - mehrere Blöcke müssen geladen werden (nur bei langen Dateien)



Freispeicherverwaltung

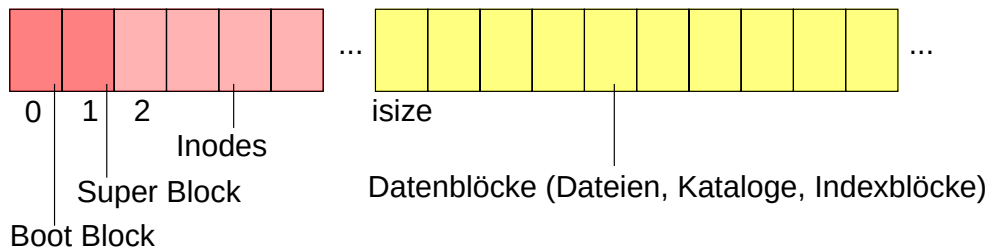
- Prinzipiell ähnlich wie Verwaltung von freiem Hauptspeicher
 - Bitvektoren zeigen für jeden Block Belegung an
 - verkettete Listen repräsentieren freie Blöcke
 - Verkettung kann in den freien Blöcken vorgenommen werden
 - Optimierung: aufeinanderfolgende Blöcke werden nicht einzeln aufgenommen, sondern als Stück verwaltet
 - Optimierung: ein freier Block enthält viele Blocknummern weiterer freier Blöcke und evtl. die Blocknummer eines weiteren Blocks mit den Nummern freier Blöcke



Beispiel: UNIX Dateisysteme

System V File System

■ Blockorganisation

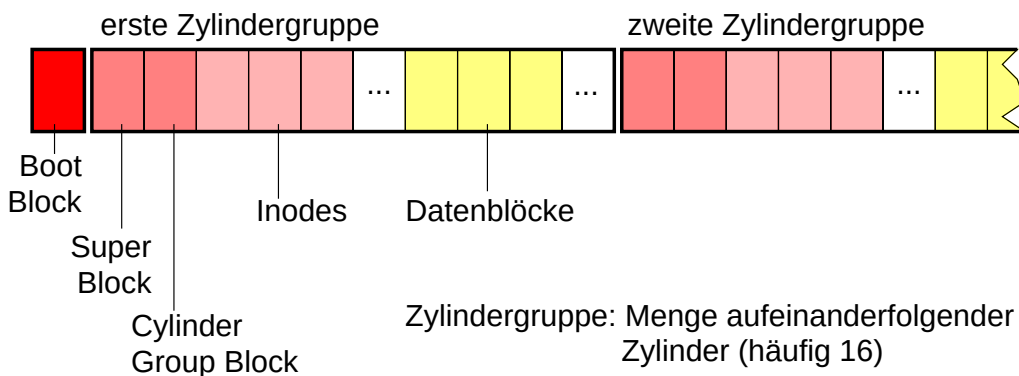


- Boot Block enthält Informationen zum Laden eines initialen Programms
- Super Block enthält Verwaltungsinformation für ein Dateisystem
 - Anzahl der Blöcke, Anzahl der Inodes
 - Anzahl und Liste freier Blöcke und freier Inodes
 - Attribute (z.B. *Modified flag*)
- seit den 1970er Jahren in den ersten UNIX-Systemen eingesetzt



BSD 4.2 (Berkeley Fast File System)

■ Blockorganisation



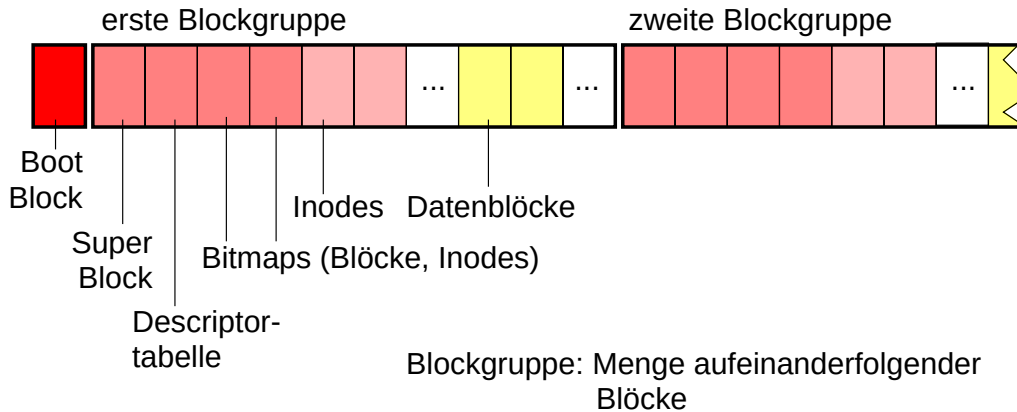
- Kopie des Super Blocks in jeder Zylindergruppe
- freie Inodes u. freie Datenblöcke werden im *Cylinder Group Block* gehalten
- eine Datei wird möglichst innerhalb einer Zylindergruppe gespeichert

★ Vorteil: kürzere Positionierungszeiten

- Optimierung der Zugriffszeiten. in den 1980er Jahren entwickelt



■ EXT2: Blockorganisation



- Ähnliches Layout wie BSD FFS
- Blockgruppen unabhängig von Zylindern

■ EXT3: Erweiterung als Journaling-File-System (siehe Abschnitt 7.2)

■ EXT4: Einführung von Extents (siehe NTFS) und viele neue Details



Beispiel: Windows NTFS

■ Dateisystem für Windows-Systeme (seit Windows NT 3.1, 1993)

■ Datei

- beliebiger Inhalt; für das Betriebssystem ist der Inhalt transparent
- Rechte verknüpft mit NT-Benutzern und -Gruppen
- Datei kann automatisch komprimiert oder verschlüsselt gespeichert werden
- große Dateien bis zu 2^{64} Bytes lang
- Hard links: mehrere Einträge derselben Datei in verschiedenen Katalogen möglich

■ Dateiinhalt: Sammlung von *Streams*

- *Stream*: einfache, unstrukturierte Folge von Bytes
- "normaler Inhalt" = unbenannter Stream (default stream)
- dynamisch erweiterbar
- Syntax: dateiname:streamname



Dateiverwaltung

- Basiseinheit „Cluster“
 - 512 Bytes bis 4 Kilobytes (beim Formatieren festgelegt)
 - wird auf eine Menge von hintereinanderfolgenden Blöcken abgebildet
 - logische Cluster-Nummer als Adresse (LCN)
- Basiseinheit „Strom“
 - jede Datei kann mehrere (Daten-)Ströme speichern
 - einer der Ströme wird für die eigentlichen Daten verwendet
 - Dateiname, MS-DOS Dateiname, Zugriffsrechte, Attribute und Zeitstempel werden jeweils in eigenen Datenströmen gespeichert (leichte Erweiterbarkeit des Systems)



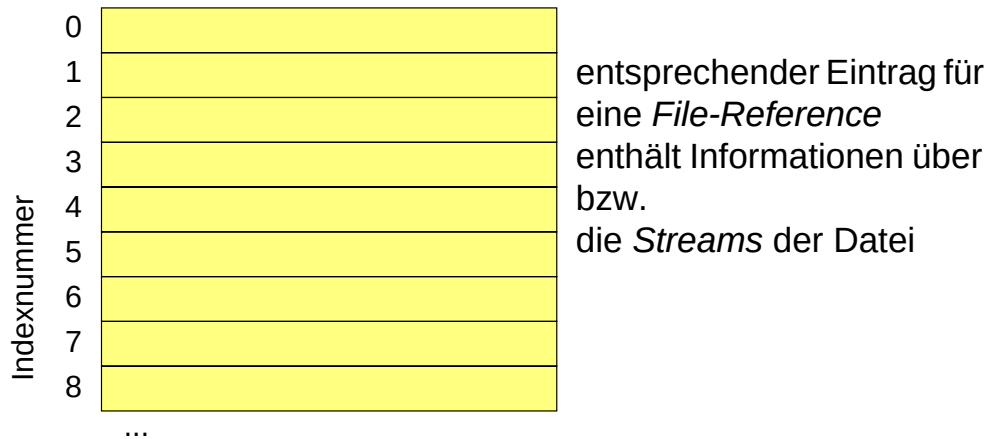
Dateiverwaltung (2)

- *File-Reference*
 - Bezeichnet eindeutig eine Datei oder einen Katalog
- | | | |
|--------------------|-------------|---|
| 63 | 47 | 0 |
| | | |
| Sequenz-
nummer | Dateinummer | |
- Dateinummer ist Index in eine globale Tabelle (*MFT: Master File Table*)
 - Sequenznummer wird hochgezählt, für jede neue Datei mit gleicher Dateinummer



Master-File-Table

- Rückgrat des gesamten Systems
 - große Tabelle mit gleich langen Elementen (1KB, 2KB oder 4KB groß, je nach Clustergröße)
 - kann dynamisch erweitert werden

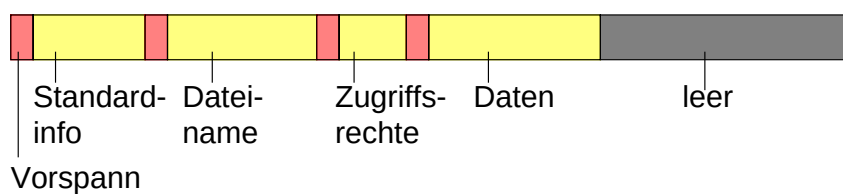


- Index in die Tabelle ist Teil der *File-Reference*



Master-File-Table (2)

- Eintrag für eine kurze Datei

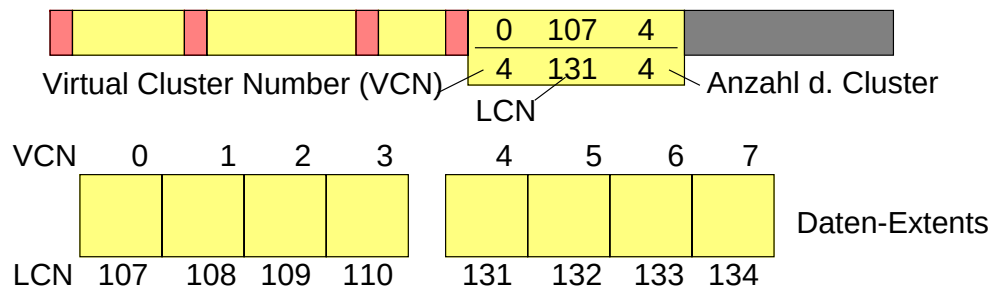


- Streams
 - Standard-Information (immer in der MFT)
 - enthält Länge, Standard-Attribute, Zeitstempel, Anzahl der Hard links, Sequenznummer der gültigen File-Reference
 - Dateiname (immer in der MFT)
 - kann mehrfach vorkommen (Hard links)
 - Zugriffsrechte (*Security Descriptor*)
 - Eigentliche Daten



Master-File-Table (3)

■ Eintrag für eine längere Datei



- **Extents** werden außerhalb der MFT in aufeinanderfolgenden Clustern gespeichert
- Lokalisierungsinformationen werden in einem eigenen Stream gespeichert



Master-File-Table (4)

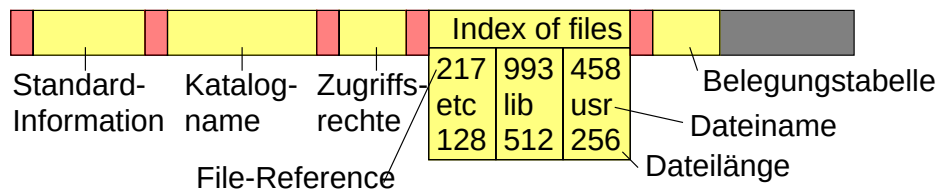
■ Mögliche weitere Streams (*Attributes*)

- Index
 - Index über einen Attributschlüssel (z.B. Dateinamen) implementiert Katalog
- Indexbelegungstabelle
 - Belegung der Struktur eines Index
- Attributliste (immer in der MFT)
 - wird benötigt, falls nicht alle Streams in einen MFT Eintrag passen
 - referenzieren weitere MFT Einträge und deren Inhalt
- Streams mit beliebigen Daten
 - wird gerne zum Verstecken von Viren genutzt, da viele Standard-Werkzeuge von Windows nicht auf die Bearbeitung mehrerer Streams eingestellt sind (arbeiten nur mit dem unbenannten Stream)



Master File Table (5)

Eintrag für einen kurzen Katalog

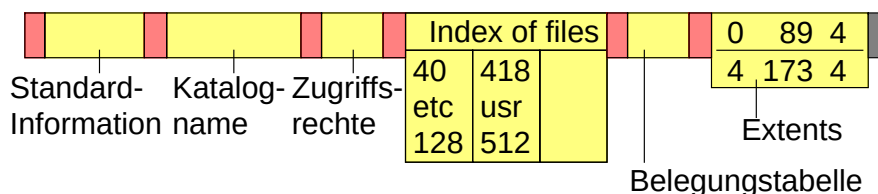


- Dateien des Katalogs werden mit File-References benannt
- Name und Standard-Attribute (z.B. Länge) der im Katalog enthaltenen Dateien und Kataloge werden auch im Index gespeichert (doppelter Aufwand beim Update; schnellerer Zugriff beim Kataloglisten)



Master File Table (6)

Eintrag für einen längeren Katalog



Daten-Extents

VCN	0	1	2	3	4	5	6	7	
	918	773	473		873	910		10	File reference
	cd	csh	doc		lib	news		tmp	Dateiname
	128	2781	128		512	1024		128	Dateilänge
LCN	89	90	91	92	173	174	175	176	

- Speicherung als B⁺-Baum (sortiert, schneller Zugriff)
- in einen Cluster passen zwischen 3 und 15 Dateien (im Bild nur eine)



Metadaten

■ Alle Metadaten werden in Dateien gehalten

Indexnummer	0	MFT	Feste Dateien in der MFT
	1	MFT Kopie (teilweise)	
	2	Log File	
	3	Volume Information	
	4	Attributtabelle	
	5	Wurzelkatalog	
	6	Clusterbelegungstabelle	
	7	Boot File	
	8	Bad Cluster File	
	...		
	16	Benutzerdateien u. -kataloge	
	17		
	...		



Metadaten (2)

■ Bedeutung der Metadateien

- MFT und MFT Kopie: MFT wird selbst als Datei gehalten (d.h. Cluster der MFT stehen im Eintrag 0)
MFT Kopie enthält die ersten 16 Einträge der MFT (Fehlertoleranz)
- Log File: enthält protokollierte Änderungen am Dateisystem
- Volume Information: Name, Größe und ähnliche Attribute des Volumes
- Attributtabelle: definiert mögliche Ströme in den Einträgen
- Wurzelkatalog
- Clusterbelegungstabelle: Bitmap für jeden Cluster des Volumes
- Boot File: enthält initiales Programm zum Laden, sowie ersten Cluster der MFT
- Bad Cluster File: enthält alle nicht lesbaren Cluster der Platte
NTFS markiert automatisch alle schlechten Cluster und versucht die Daten in einen anderen Cluster zu retten



Fehlererholung

- NTFS ist ein Journaling-File-System
 - Änderungen an der MFT und an Dateien werden protokolliert.
 - Konsistenz der Daten und Metadaten kann nach einem Systemausfall durch Abgleich des Protokolls mit den Daten wieder hergestellt werden.
- ▲ Nachteile
 - etwas ineffizienter
 - nur für Volumes >400 MB geeignet



Dateisysteme mit Fehlererholung

- Metadaten und aktuell genutzte Datenblöcke geöffneter Dateien werden im Hauptspeicher gehalten (Dateisystem-Cache)
 - effizienter Zugriff
 - Konsistenz zwischen Cache und Platte muss regelmäßig hergestellt werden
 - synchrone Änderungen: Operation kehrt erst zurück, wenn Änderungen auf der Platte gespeichert wurden
 - asynchrone Änderungen: Änderungen erfolgen nur im Cache, Operation kehrt danach sofort zurück, Synchronisation mit der Platte erfolgt später
- Mögliche Fehlerursachen
 - Stromausfall (oder dummer Benutzer schaltet einfach Rechner aus)
 - Systemabsturz



Konsistenzprobleme

- Fehlerursachen & Auswirkungen auf das Dateisystem
 - Cache-Inhalte und aktuelle E/A-Operationen gehen verloren
 - inkonsistente Metadaten
 - z. B. Katalogeintrag fehlt zur Datei oder umgekehrt
 - z. B. Block ist benutzt aber nicht als belegt markiert
- ★ Reparaturprogramme
 - Programme wie **chkdsk**, **scandisk** oder **fsck** können inkonsistente Metadaten reparieren
- ▲ Datenverluste bei Reparatur möglich
- ▲ Große Platten bedeuten lange Laufzeiten der Reparaturprogramme



Journaling-File-Systems

- Zusätzlich zum Schreiben der Daten und Meta-Daten (z. B. Inodes) wird ein Protokoll der Änderungen geführt
 - Grundidee: Log-based Recovery bei Datenbanken
 - alle Änderungen treten als Teil von Transaktionen auf.
 - Beispiele für Transaktionen:
 - Erzeugen, Löschen, Erweitern, Verkürzen von Dateien
 - Dateiattribut verändern
 - Datei umbenennen
 - Protokollieren aller Änderungen am Dateisystem zusätzlich in einer Protokolldatei (*Log File*)
 - beim Bootvorgang wird Protokolldatei mit den aktuellen Änderungen abgeglichen und damit werden Inkonsistenzen vermieden.



Journaling-File-Systems (2)

■ Protokollierung

- für jeden Einzelvorgang einer Transaktion wird zunächst ein Logeintrag erzeugt und
- danach die Änderung am Dateisystem vorgenommen
- dabei gilt:
 - der Logeintrag wird immer **vor** der eigentlichen Änderung auf Platte geschrieben
 - wurde etwas auf Platte geändert, steht damit sicher auch der Protokolleintrag dazu auf der Platte

■ Fehlererholung

- Beim Bootvorgang wird überprüft, ob die protokollierten Änderungen vorhanden sind:
 - Transaktion kann wiederholt bzw. abgeschlossen werden (*Redo*) falls alle Logeinträge vorhanden
 - angefangene, aber nicht beendete Transaktionen werden rückgängig gemacht (*Undo*).



Journaling-File-Systems (3)

■ Beispiel: Löschen einer Datei im NTFS

- Vorgänge der Transaktion
 - Beginn der Transaktion
 - Freigeben der Extents durch Löschen der entsprechenden Bits in der Belegungstabelle (gesetzte Bits kennzeichnen belegten Cluster)
 - Freigeben des MFT-Eintrags der Datei
 - Löschen des Katalogeintrags der Datei (evtl. Freigeben eines Extents aus dem Index)
 - Ende der Transaktion
- Alle Vorgänge werden unter der File-Reference im Log-File protokolliert, danach jeweils durchgeführt.
 - Protokolleinträge enthalten Informationen zum *Redo* und zum *Undo*



Journaling-File-Systems (4)

- Log vollständig (Ende der Transaktion wurde protokolliert und steht auf Platte):
 - *Redo* der Transaktion:
alle Operationen werden wiederholt, falls nötig
- Log unvollständig (Ende der Transaktion steht nicht auf Platte):
 - *Undo* der Transaktion:
in umgekehrter Reihenfolge werden alle Operation rückgängig gemacht
- Checkpoints
 - Log-File kann nicht beliebig groß werden
 - gelegentlich wird für einen konsistenten Zustand auf Platte gesorgt (*Checkpoint*) und dieser Zustand protokolliert (alle Protokolleinträge von vorher können gelöscht werden)



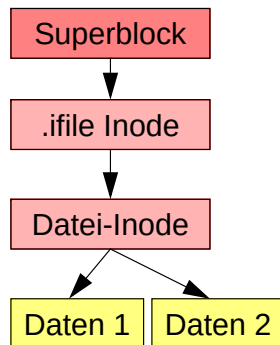
Journaling-File-Systems (5)

- ★ Ergebnis
 - eine Transaktion ist entweder vollständig durchgeführt oder gar nicht
 - Nutzer können ebenfalls Transaktionen über mehrere Dateizugriffe definieren, wenn diese ebenfalls im Log erfasst werden
 - keine inkonsistenten Metadaten möglich
 - Hochfahren eines abgestürzten Systems benötigt nur den relativ kurzen Durchgang durch das Log-File.
 - Alternative **chkdsk** benötigt viel Zeit bei großen Platten
- ▲ Nachteile
 - etwas langsamer, da zusätzlich Log-File-Einträge geschrieben werden müssen
- Beispiele: NTFS, EXT3, EXT4, ReiserFS



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben

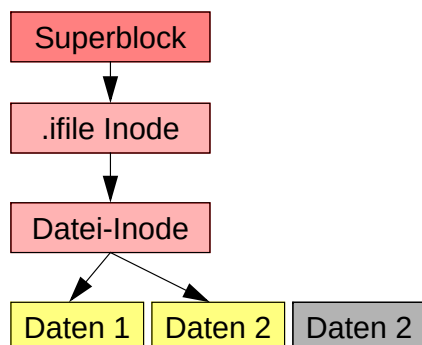


- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger nicht ersetzter Block



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben

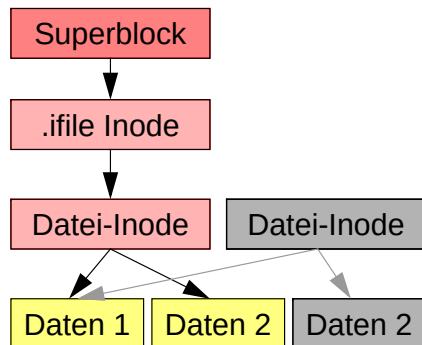


- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger nicht ersetzter Block



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben

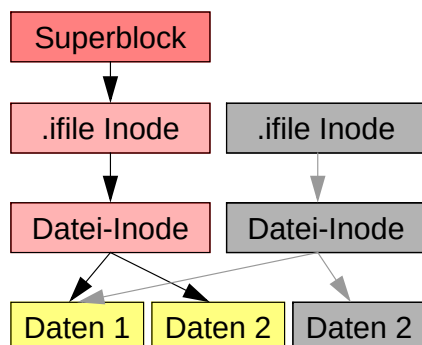


- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger nicht ersetzter Block



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben

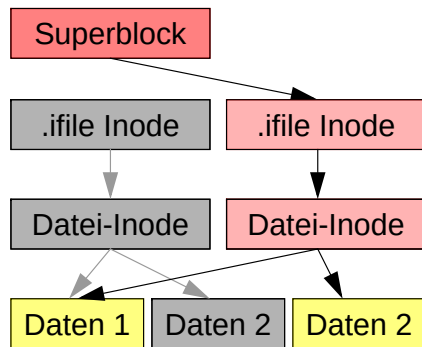


- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger nicht ersetzter Block



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben

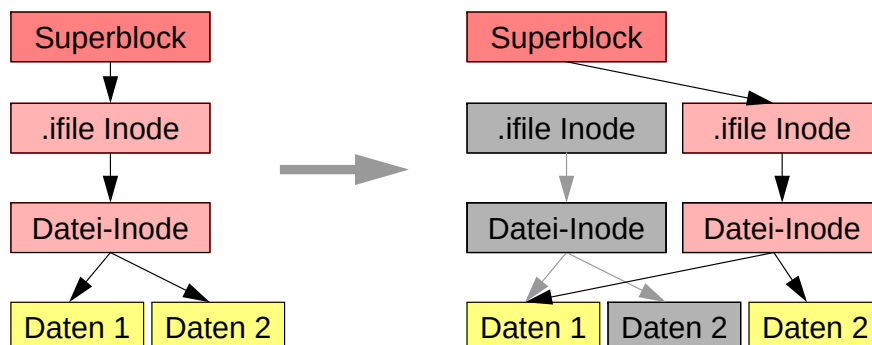


- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger nicht ersetzter Block



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems

- Alternatives Konzept zur Realisierung von atomaren Änderungen
- Alle Änderungen im Dateisystem erfolgen auf Kopien
 - Der Inhalt veränderter Blöcke wird in einen neuen Block geschrieben



- Beispiel LinLogFS: Superblock einziger statischer Block (Anker im System)



Copy-on-Write- / Log-Structured-File-Systems (2)

★ Vorteile

- Gute Schreibeffizienz - vor allem bei Log-Structured-File-Systems
- Datenkonsistenz bei Systemausfällen
 - eine atomare Änderung macht alle zusammengehörigen Änderungen sichtbar
- Schnappschüsse / Checkpoints einfach realisierbar

▲ Nachteile

- Erzeugt starke Fragmentierung, die sich beim Lesen auswirken kann
 - ➔ Performanz nur akzeptabel, wenn Lesen primär aus Cache erfolgen kann oder Positionierzeiten keine Rolle spielen (SSD)

■ Unterschied zwischen Copy-on-Write- und Log-Structured-File-Systems

- Log-Structured-File-Systems schreiben kontinuierlich an das Ende des belegten Plattenbereichs und geben vorne die Blöcke wieder frei (kontinuierlicher Log)
- Beispiele: Log-Structured: LinLogFS, BSD LFS
 Copy-on-Write: ZFS, Btrfs (Oracle)



Fehlerhafte Plattenblöcke

- Blöcke, die beim Lesen Fehlermeldungen erzeugen
 - z.B. Prüfsummenfehler
- Hardwarelösung
 - Platte und Plattencontroller bemerken selbst fehlerhafte Blöcke und maskieren diese aus
 - Zugriff auf den Block wird vom Controller automatisch auf einen „gesunden“ Block umgeleitet
- Softwarelösung
 - File-System bemerkt fehlerhafte Blöcke und markiert diese auch als belegt



Datensicherung

- Schutz vor dem Totalausfall von Platten
 - z. B. durch Head-Crash oder andere Fehler

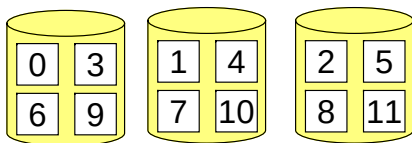
Sichern der Daten auf Tertiärspeicher

- ▶ Bänder, Bandroboter mit vorgelagertem Platten-Cache
- ▶ WORM-Speicherplatten (*Write Once Read Many*)
- Sichern großer Datenbestände
 - Total-Backups benötigen lange Zeit
 - Inkrementelle Backups sichern nur Änderungen ab einem bestimmten Zeitpunkt
 - Mischen von Total-Backups mit inkrementellen Backups



Einsatz mehrerer (redundanter) Platten

- Gestreifte Platten (*Striping*; RAID 0)
 - Daten werden über mehrere Platten gespeichert



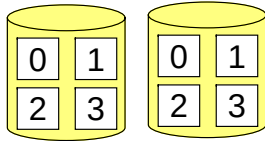
- Datentransfers sind nun schneller, da mehrere Platten gleichzeitig angesprochen werden können
- ▲ Nachteil
 - keinerlei Datensicherung: Ausfall einer Platte lässt Gesamtsystem ausfallen



Einsatz mehrerer redundanter Platten (2)

■ Gespiegelte Platten (*Mirroring*; RAID 1)

- Daten werden auf zwei Platten gleichzeitig gespeichert



- Implementierung durch Software (File-System, Plattentreiber) oder Hardware (spez. Controller)
- eine Platte kann ausfallen
- schnelleres Lesen (da zwei Platten unabhängig voneinander beauftragt werden können)

▲ Nachteil

- doppelter Speicherbedarf

■ wenig langsames Schreiben durch Warten auf zwei Plattentransfers

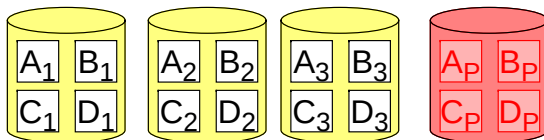
■ Verknüpfung von RAID 0 und 1 möglich (RAID 0+1)



Einsatz mehrerer redundanter Platten (3)

■ Paritätsplatte (RAID 4)

- Daten werden über mehrere Platten gespeichert, eine Platte enthält Parität



- Paritätsblock enthält byteweise XOR-Verknüpfungen von den zugehörigen Blöcken aus den anderen Streifen
- eine Platte kann ausfallen
- schnelles Lesen
- prinzipiell beliebige Plattenanzahl (ab drei)



Einsatz mehrerer redundanter Platten (4)

▲ Nachteil von RAID 4

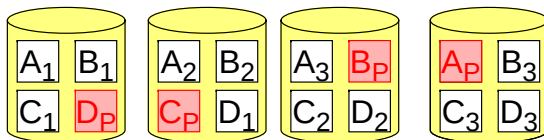
- jeder Schreibvorgang erfordert auch das Schreiben des Paritätsblocks
- Erzeugung des Paritätsblocks durch Speichern des vorherigen Blockinhalts möglich: $P_{\text{neu}} = P_{\text{alt}} \oplus B_{\text{alt}} \oplus B_{\text{neu}}$ (P=Parity, B=Block)
- Schreiben eines kompletten Streifens benötigt nur einmaliges Schreiben des Paritätsblocks
- Paritätsplatte ist hoch belastet



Einsatz mehrerer redundanter Platten (5)

■ Verstreuter Paritätsblock (RAID 5)

- Paritätsblock wird über alle Platten verstreut



- zusätzliche Belastung durch Schreiben des Paritätsblocks wird auf alle Platten verteilt
- heute gängigstes Verfahren redundanter Platten
- Vor- und Nachteile sonst wie RAID 4

■ Doppelte Paritätsblöcke (RAID 6)

- ähnlich zu RAID 5, aber zwei Paritätsblöcke (verkräftet damit den Ausfall von bis zu zwei Festplatten)
- wichtig bei sehr großen, intensiv genutzten RAID-Systemen, wenn die Wiederherstellung der Paritätsinformation nach einem Plattenausfall lange dauern kann

