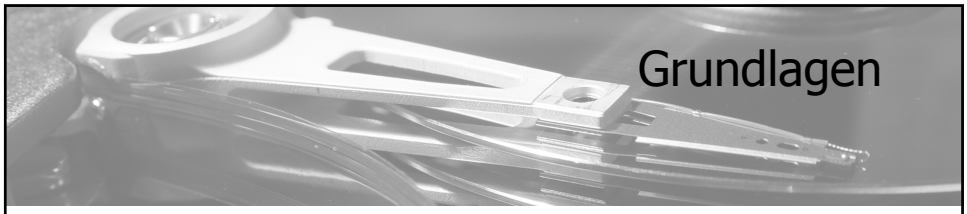
Verteilte Dateisysteme

Peter Sturm
Universität Trier

Inhalt

- Grundlagen
- Dateisysteme in verteilten Systemen
  - NFS
- Verteilte Dateisysteme
  - Leistungssteigerung
  - Lastverteilung
  - Zuverlässigkeit bzw. High Availability
  - Mobilität
- Stand der Technik in Praxis und Forschung
  - Client/Server-basierte Ansätze
  - P2P-Ansätze



Grundlagen

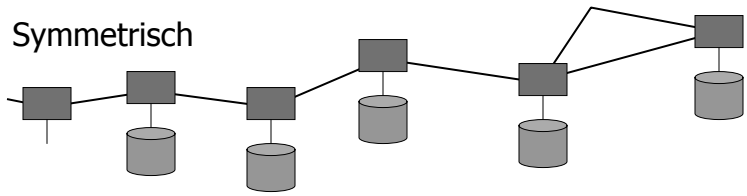
- Persistente Speicherung von Daten
- Gerätecharakteristik
  - Hohe Latenz ⇒ Blockzugriff
  - Schnelle Netze ⇒ RAM des Nachbarn schneller als lokale Platte
- Nutzungscharakeristik
  - Meist klein, sequentielles Lesen dominiert
  - Wenige Dateien werden von vielen verändert
  - Viele Dateien werden nur von einem genutzt
- Metadaten
  - Größe, Eigentümer, Zugriffsrechte, Zeiten, Physischer Ort
  - Directories: Inhalt, Eigentümer, Zugriffsrecht, Zeiten
  - Devices: Superblock, freie und defekte Blöcke

Transparenz

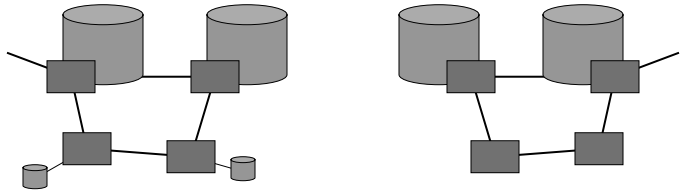
- Ziel: Single-System-Image
- Verteilung soll für Anwendungen möglichst transparent sein
- Transparenzbegriffe
  - Zugangstransparenz
    Identische Programmierschnittstelle
  - Ortstransparenz
    Der Dateiort (lokal, entfernt) ist nicht ermittelbar
  - Nametransparenz
    Der Dateiname ist überall gleich
  - Migrationstransparenz
    Der Name bleibt auch bei einer Dateimigration gleich
  - Leistungstransparenz
    Die Geschwindigkeit beim lokalen und entfernten Zugriff ist gleich
  - Fehlertransparenz
    Fehler aufgrund der verteilten Systemstruktur werden maskiert

Architekturvarianten

- Symmetrisch



- Asymmetrisch



Nutzungscharakteristik

- Die meisten Dateien sind klein (<10 KB)
  - Caching ganzer Dateien sinnvoll
- Dateien werden häufiger gelesen als modifiziert
  - Caching effektiv
- Dateien haben häufig eine kurze Lebensdauer
  - Temporäre Dateien
- Datei-Sharing ist selten
  - Caching auf Clientseite, geringe Konfliktwahrscheinlichkeit
- Prozesse nutzen nur selten mehrere Dateien gleichzeitig
- Hohe Wahrscheinlichkeit für Folgezugriffe
  - Prefetching
- Sequentieller Zugriff überwiegt

Caching

- Wesentlich für Leistungssteigerung (Leistungstransparenz)
- Granularität
  - Ganze Dateien
  - Größere Portionen (inkl. Read-Ahead)
  - Seiten
- Ort für Caching
  - Serverseitig
    - Reduziert Plattenzugriffe
    - Netzverkehr bleibt
  - Clientseitig
    - Reduziert Netzverkehr
    - Verbessert Zuverlässigkeit (Replikate)
    - „Disconnected Operation" (Mobile Systeme)
    - Replikatkonsistenz sicherstellen

Wahrung der Cache-Kohärenz

- Zeitpunkt der Aktualisierung bei Replikaten
- Write-Through
  - Änderung sofort zurückschreiben
  - Keine Reduktion des Netzverkehrs beim Schreiben
  - Nach jedem Byte zurückschreiben?
- Delayed-Write
  - Größeres Konfliktfenster
- Write-On-Close
  - Ideal bei Session-Semantik
  - Sonst noch größeres Konfliktfenster
- Zentrale Kontrolle
  - Deadlockgefahr
  - Problematik Skalierbarkeit

Zustandslose oder zustandsbehaftete Server

Zustandslos

- Fehlertoleranz verhältnismäßig einfach realisierbar
- Öffnen und Schließen von Dateien unnötig
- Anzahl offener Dateien unbeschränkt
- Keine Probleme mit Client-Abstürzen (Verwaister Zustand)
- Längere Nachrichten
- Höhere Latenz

Zustandsbehaftet

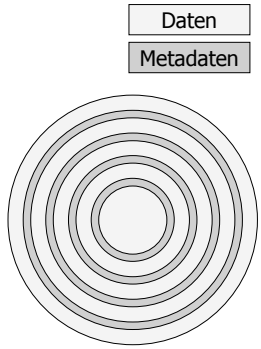
- Fehlertoleranz aufwendig
- Read-Ahead möglich
- Idempotenz von Operationen leichter erreichbar
- Sperren von Dateien möglich
- Kürzere Nachrichten
- Höhere Leistung

Update in Place vs. Log

- Daten müssen letztendlich auf die Platte
  - Inkrementelles Schreiben einzelner Blöcke
  - Physische Positionen der Blöcke leistungsbestimmend
- Metadaten müssen letztendlich auf die Platte
  - Hohe Änderungsfrequenz
  - Kleine Änderungen
- Caching $\Rightarrow$ Konsistenzrisiko
- Update an Ort und Stelle
  - Häufige Spurwechsel $\Rightarrow$ Einbruch bei Plattenperformanz
  - Aufzugalgorithmen zusammen mit Caching
- Fortschreiben eines sequentiellen Logfiles
  - Rausschreiben bei bestimmter Größe (= mittlere Cache-Dauer)

Update in Place (contd.)

- … der Daten bei gängigen Dateisystemen
- Journals bei allen Neueren für Metadaten
- Minimierung der Kopfbewegung
  - Aufteilung des Dateisystems in kleinere Volumes
  - Beispiele: NTFS, ext2, …

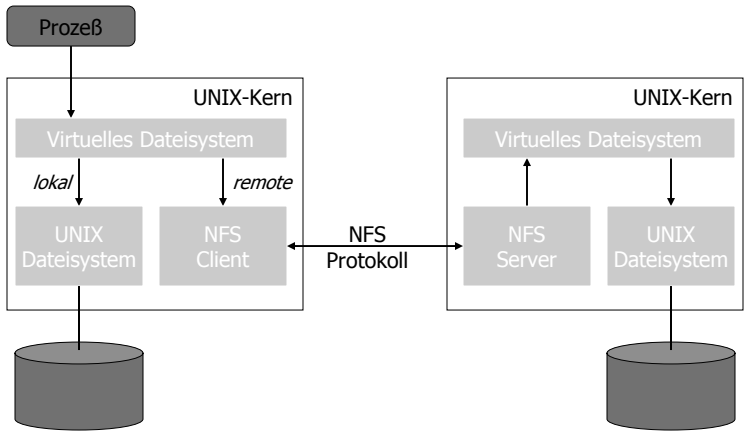


Dateisysteme in verteilten Systemen

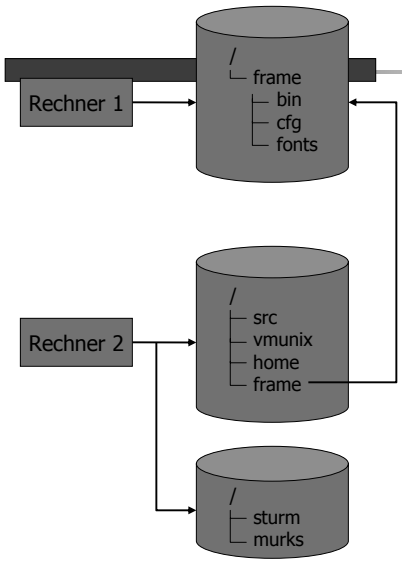
Beispiel: NFS

- Erste Realisierung 1985
  - Basiert auf SUN-RPC, Frei zugänglich, Quasi-Standard
- Ziele
  - Heterogene Systeme
  - Hohe Portabilität
- Zugangstransparenz
- Ortstransparenz ist möglich
- Fehlertransparenz
  - NFS-Server sind zustandslos
  - Operationen sind idempotent
- Leistungstransparenz
  - Caching auf Client- und Serverseite
  - Ca. 20% Overhead gegenüber einem lokalen Zugriff

NFS-Architektur



Mouting



- Filesystem
  - In sich abgeschlossener Dateibaum mit Wurzel
  - Paßt auf einen Datenträger
- Rechner exportieren Filesysteme
  - Wer darf darauf zugreifen?
  - Zugriffsrecht?
- Spezieller Mountserver
  - mountd (statisch)
  - Automounter (dynamisch)
  - Ebenfalls RPC-Protokolle

```
program NFS_PROGRAM {
    version NFS_V3 {

        void NFSPROC3_NULL(void) = 0;
        ... NFSPROC3_GETATTR(...) = 1;
        ... NFSPROC3_SETATTR(...) = 2;
        ... NFSPROC3_LOOKUP(...) = 3;
        ... NFSPROC3_ACCESS(...) = 4;
        ... NFSPROC3_READLINK(...) = 5;
        READ3res NFSPROC3_READ(READ3args) = 6;
        ... NFSPROC3_WRITE(...) = 7;
        ... NFSPROC3_CREATE(...) = 8;
        ... NFSPROC3_MKDIR(...) = 9;
        ... NFSPROC3_SYMLINK(...) = 10;
        ... NFSPROC3_MKNOD(...) = 11;
        ... NFSPROC3_REMOVE(...) = 12;
        ... NFSPROC3_RMDIR(...) = 13;
        ... NFSPROC3_RENAME(...) = 14;
        ... NFSPROC3_LINK(...) = 15;
        ... NFSPROC3_READDIR(...) = 16;
        ... NFSPROC3_READDIRPLUS(...) = 17;
        ... NFSPROC3_FSSTAT(...) = 18;
        ... NFSPROC3_FSINFO(...) = 19;
        ... NFSPROC3_PATHCONF(...) = 20;
        ... NFSPROC3_COMMIT(...) = 21;
    } = 3;
} = 100003;
```

Beispiel `NFSPROC3_READ`

- Argumente

```
struct READ3args {
    nfs_fh3 file;
    offset3 offset;
    count3 count;
};
```

  - `file`: Maximal 64 Byte Dateideskriptor (Handle)
  - `offset`: 64 Bit Integer
  - `count`: 32 Bit Integer
- Dateideskriptor?

- Resultat

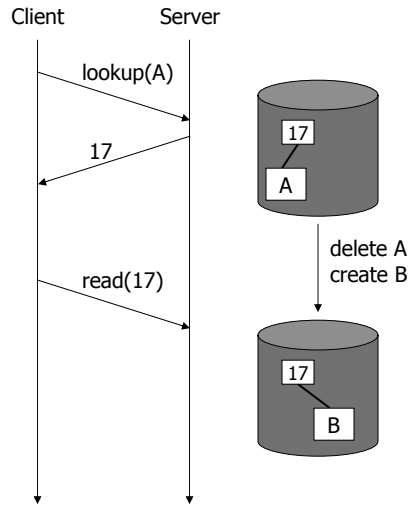
```
struct READ3resok {
    post_op_attr file_attr;
    count3 count;
    bool eof;
    opaque data<>;
};

struct READ3resfail {
    post_op_attr file_attr;
};

union READ3res
switch (nfsstat3 status) {
    case NFS3_OK:
        READ3resok resok;
    default:
        READ3resfail resfail;
};
```

Zustandsloser Server und Dateideskriptor?

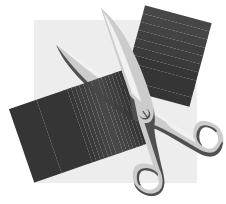
- Deskriptor darf nicht vom Serverzustand abhängen
- Knotenweit eindeutige und für die Lebensdauer der Datei gültige Deskriptoren möglich
- I-Nodes
- Deskriptor = 3-Tupel
  - Identifikation des Filesystems (Welche Platte?)
  - I-Node
  - Generationsnummer der I-Node



Verteilte Dateisysteme

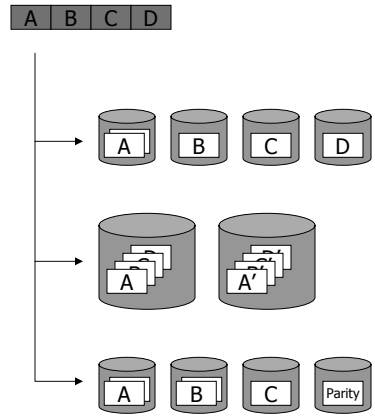
1. Leistungssteigerung

- Kummulativer Datendurchsatz durch parallele Ansteuerung der Daten-Server
- Beispiel
  - Video on Demand
- Hardware
  - RAID
  - Workstation RAID (Cluster RAID)
- Ansätze
  - „Striping" von Daten und/oder Metadaten
  - Sequentielle Logs (Große Writes)



Seitenblick: RAID

- Redundant Arrays of Independent Disks
- 6 Stufen
  - RAID 0: Reines Stripping
  - RAID 1: Spiegelung
  - RAID 2: Striping + ECC
  - RAID 3: Striping + Parity
  - RAID 4: Große Stripes + Parity
  - RAID 5: Große Stripes + Rotating Parity
- Gängig sind RAID 0,1 und RAID 5
- Große Writes bevorzugt
  - Overhead 1/(N-1) bei N Platten
- Kleine Writes teuer
  - Datenstripe laden
  - Datenstripe schreiben
  - Parityblock laden
  - Neuen Parityblock schreiben

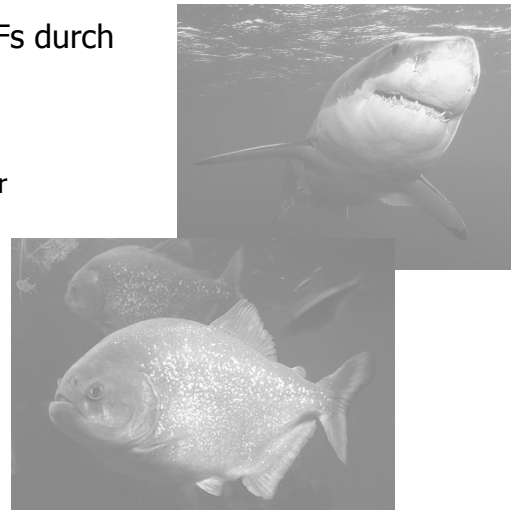


2. Lastverteilung

- Hohes Anfrage- und Retrieval-Aufkommen auf mehrere Daten-Server verteilen
- Beispiel
  - Hochfrequentierte WWW-Server
- Hardware
  - Leistungssteigerung (siehe vorherige Folie)
  - OSI-Ebene 3 Verteiler oder dedizierte Verteilungsserver
- Ansätze
  - Replikationstechniken mit unterschiedlichem Konsistenzgrad
  - Heuristiken für die Lastverteilung

3. Zuverlässigkeit

- Vermeidung von SPOFs durch Server-Replikate
- Beispiel
  - Hochverfügbare Server
- Hardware
  - Materialschlacht
- Ansätze
  - Passive Redundanz
  - Aktive Redundanz



4. Mobilität

- Bewegliche Clients mit konsistenter Sicht auf das Dateisystem
- Beispiel
  - Notebooks, PDAs mit WLAN- oder Bluetooth-Netzzugang
- Hardware
  - s.o.
- Ansätze
  - Hoarding, optimistisches oder pessimistisches Sperren
  - Forwarding (verfolgen des Clients im statischen Netz)

Stand der Technik

Lösungsansätze

- Daten-Aufteilung (Striping)
  - Aufteilen großer Dateien
  - Was nicht groß ist wird groß gemacht
- Daten-Replikation ist zentrales Mittel
  - Leistungssteigerung (Paralleles Lesen)
  - Lastverteilung (ggf. ist schwache Konsistenz ausreichend)
  - Zuverlässigkeit (Strikte Konsistenz unabdingbar)
  - Mobilität (Autonomes Arbeiten auf Replikaten)
  - Schutzaspekte (Keine Zensur, Objektivierung, …)
- Trennung von Information und Speicherort

Ausdehnung

- In einem Rechner
  - Redundantes Speichersystem (RAID)
- In einem eng gekoppelten Cluster
  - Hochverfügbarkeit und Zuverlässigkeit
  - Stand der Technik
- In einem lose gekoppelten Verbund
  - Skalierbarkeit
  - Sicherheit und Schutz
  - Peer-to-Peer

Schreibhäufigkeit

- Komplexität der Replikatproblematik korreliert mit der Schreibhäufigkeit
- Nur-Lese-Systeme
  - Unabhängiger Update-Mechanismus
  - Konsistenzwahrung: Keine (Schwach) bis Transaktionen
- Systeme mit pessimistischen Sperren
  - Hohe Datenkonsistenz
  - Starke Einschränkungen bei der Parallelität (2PC oder 3PC)
- Systeme mit optimistischen Sperren

Lösungsklassen

	Rechner	Cluster	Verbund
Read-Only		High Availability	P2P: Freenet, CFS, Past, …
Pessimistisches Sperren	Lokale Dateisysteme Datenbanken	Verteilte Datenbanken Zebra	P2P: Oceanstore Bayou
Optimistisches Sperren			Coda

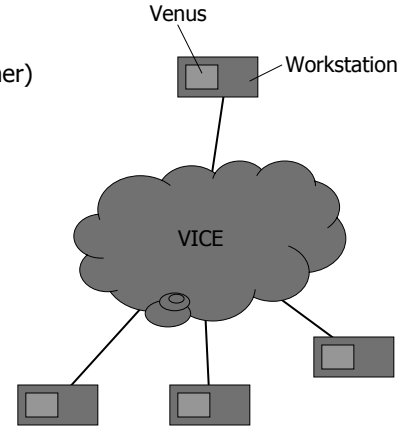
Anforderungen

- Lokalisierung von Daten
  - Directory Services
  - Globale Skalierbarkeit (P2P)
- Zugriff
  - auf gestreifte und replizierte Daten
- Sicherheit
  - Authentifizierung (ggf. nur gegenüber dem System)
  - Autorisierung
  - Unverfälschbarkeit
  - Anonymität
  - Robust gegen Angriffe

AFS und Coda

Andrew File System

- CMU in Kooperation mit IBM (1983-)
  - Satyanarayanan
- Ziele
  - Skalierbarkeit (mehr als 5000 Rechner)
  - Effizienz
  - Schutz
- Aufbau
  - VENUS - Clients
    - Auffinden der Dateien
    - Lokaler Cache
    - UNIX-Semantik
  - VICE - Vertrausenswürdige Server
- Identischer Teilbaum /afs auf jeder Workstation



Chronologie

- AFS-1 (1984)
  - Struktur von /afs auf den Servern gespiegelt
  - Multi-Process Server
  - Auflösung der Pfadnamen in VICE
  - Cache-Kohärenz: Lokale Kopie letzte Version?
    - Anfrage beim Server
- AFS-2 (1986)
  - Server informiert über Cache-Invalidierungen (Callback)
  - Client-Caching von Directories und lokale Pfadauflösung
  - Multi-Threaded Server (nicht-preemptive Threads)
  - Unterstützung von Nurlese-Replikation
- AFS-3 (1989)
  - Administrative Einheiten (Cells)
  - Kooperation zwischen Zellen
  - Caching von Dateiteilen (weniger als 64 KB)

Schutz

- VICE-Server sind vertrauenswürdig
  - Physischer Schutz
  - Keine Benutzerprozesse
- Schutzbereiche (Protection Domains)
  - Benutzer
  - Gruppe = Menge von Benutzern und anderen Gruppen
- Group Inheritance
  - Kumulative Privilegien eines Benutzers
- Protection Server
- Authentisierung
  - Seit AFS-3 Kerberos mit geheimen Schlüsseln
- Zugriffskontrollisten
  - Negative Rechte möglich
  - Owner-Schutzbits (vgl. UNIX)

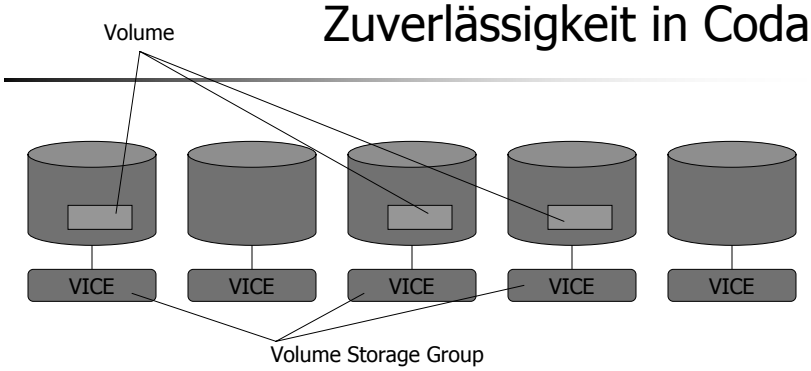
Coda

- CMU, Satayanarayanan, seitz 1990
- Ziele
  - Ständige Verfügbarkeit
    - Kompensation von Serverausfällen
    - Kompensation von Netzwerkausfällen (Partitionierung)
  - Integration portabler Computer
    - Gewollte Netzpartitionierung
- Nachfolgesystem von AFS-2
  - Caching ganzer Dateien (inhärente Kompensation von Ausfällen)
  - Cache-Koheränz durch Callbacks
  - Dynamische Dateilokalisierung

Coda (contd.)

- Dienstältestes nutzbares verteiltes Dateisystem
  - Unterstützt Disconnected Operation
  - Client Callbacks durch Server (Push)
  - Hoarding während der Verbindungsphase
- Optimistische Replikation
  - Clients arbeiten auf Dateien im Cache
  - Verschiedene Dateiversionen nach Reintegration
    - Server-Server Konflikt bzw. Local-Global Konflikt
  - Application-specific Resolvers (ASR)
- Weitere interessante Aspekte
  - Trickle Reintegration bei langsamen Verbindungen
  - Caching-Mechanismen für Anwender sichtbar
  - Erfolgreiche Portierung auf Windows

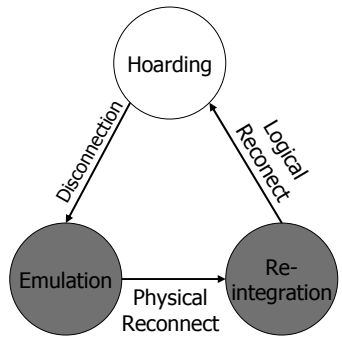
Zuverlässigkeit in Coda



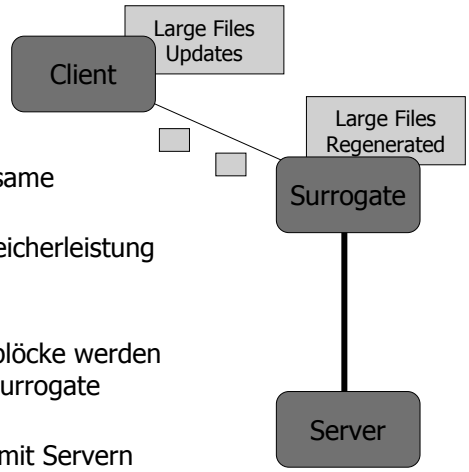
- Replikation bestimmter Teile des gemeinsamen Dateisystems
- Volume Storage Group
- Venus speicher „Accessible VSG" (AVSG)
  - Periodische Tests aktualisieren AVSG
  - Verkleinern bei Ausfall eines Servers
  - Vergrößern bei „Wiedereintritt" eines Ersatzservers
  - Preferred Server (PS) innerhalb einer AVSG

Disconnected Operation

- AVSG = ∅
- Optimistisches Verfahren
  - Venus arbeitet auf den Dateien im Cache
- Hoarding
  - Soviel wie möglich lokal cachen
  - „Hoard Walking": Was bleibt im Cache?
  - Venus beobachtet Zugriffe
  - „Hoard Profiles"
  - „Hoard Databases" (HDB)
- Emulation
  - Venus übernimmt Serverrolle
  - Reply-Log aufnehmen
  - Optional blockieren
  - Kritische Daten werden in einem „Recoverable Virtual Memory" gesichert (Transaktionen)
- Reintegration
  - Reply-Log an AVSG senden und verarbeiten
  - Viele Konflikte automatisch lösbar
  - Rest manuell mit Werkzeugunterstützung



Surrogate

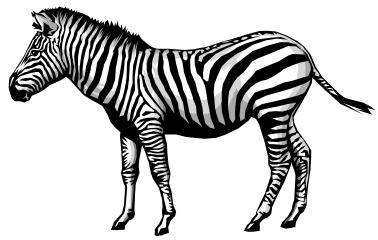


- Mobiles Gerät
  - Unzuverlässige und langsame Netzanbindung
  - Geringe Rechen- und Speicherleistung
- Operation-Shipping
  - Statt aktualisierte Datenblöcke werden Replay-Operationen an Surrogate gesendet
  - Surrogate kommuniziert mit Servern

Zebra

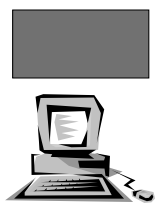
Zebra Network File System

- J.H. Hartman, J.K. Ousterhout, University of Arizona, SUN
- „Network RAID"
  - Kummulativer Durchsatz
    - Leistung eines einzelnen Servers inkl. E/A-Bandbreite nicht mehr der Flaschenhals
    - Voraussetzung: Hohe Netzbandbreiten zwischen jeweils zwei Rechnern
  - Hohe Verfügbarkeit
- Zentrale Ansätze
  - Striping von Dateien
  - Append-only Log bei Änderungen (Kein Update-in-Place)



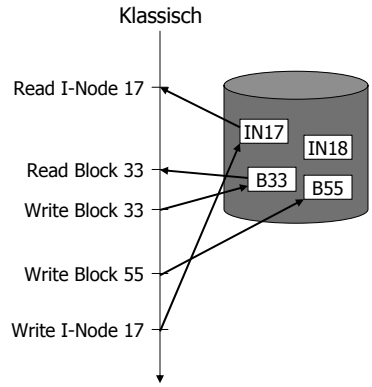
Striping to the max: Zebra

- Network RAID ist ein großes seq. Logfile
- Clients sammeln Updates in lokalem Log
- Striping der Logs auf den Servern
  - Frühere Einträge werden invalidiert
- Stripe Cleaner räumt von hinten auf
- Zentraler Server für aktuelle Metadaten

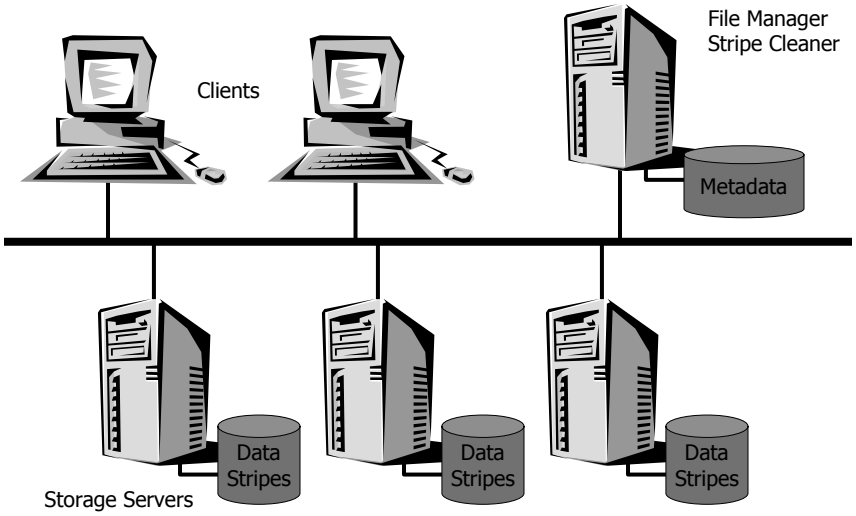


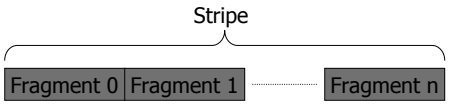
Rückblick: Log-based File Systems (LFS)

- M. Rosenblum, J.K. Ousterhout (SUN)
- Platte wird als Append-Only Log verwendet
  - Anfügen neuer/geänderter Datenblöcke
  - Anfügen neuer/geänderter Metadaten
- Effizientes Schreiben kleiner Dateien
  - Kleine Dateien sind häufig
  - Gemessen wurde z.B. Faktor 10
- Probleme
  - Wiederfinden der aktuellsten Daten
  - Speicherverwaltung



Zebra-Architektur





Client

- Lesender Zugriff
- Anfrage beim File Manager
  - Welche Stripe Fragmente liegen auf welchem Storage Server?
- Laden der benötigten Fragmente
  - Gleichzeitig Aufträge an mehrere Storage Server absenden
- Weitergabe der Daten an Applikation
- Schreibender Zugriff
- Einsammeln der Änderungen im Client-Log
  - Enthalten nur Daten
  - Stripes haben konstante Länge (512 KB im Prototyp)
- Bei vollen Stripes Parity-Information generieren
- Stripe-Fragmente an die einzelnen Storage-Server senden
- Metadaten an File Manager

Storage Server

- Speichern lediglich Stripe-Fragmente
- Kennzeichnung jedes Fragments
  - Identifikation des Clients
  - Sequenznummer des Stripes (Client-lokal eindeutig)
  - Offset des Fragments innerhalb des Stripes
- 5 Funktionen
  - Neues Fragment mit Kennzeichnung auf Platte speichern
  - Daten an existierendes Fragment anfügen
    - Fragment inkrementell erzeugen
    - Z.B. bei `fsync()` oder `flush()` durch Anwendung
  - Fragment teilweise oder vollständig lesen
  - Fragment löschen
  - Identifiziere Fragment
    - Z.B. zuletzt geschriebenes Fragment eines Clients
    - Notwendig für Crash Recovery

File Manager

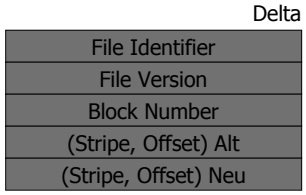
- Verwaltung aller Metadaten
  - Datei- und Schutzattribute
  - Informationen über die Blockverkettung der Datei
  - Verzeichnisse
  - Symbolische Links
- Im Prototyp einfaches Dateisystem (LFS)
  - Dateien speichern die Metadaten für Zebra
- Probleme
  - File Manager kann zum Flaschenhals werden
    - Öffnen und Schließen erfordert Kommunikation
    - Vorschlag: Client-seitiges Caching der Metadaten
  - Single Point of Failure

Stripe Cleaner

- Stripes veralten
  - Nachfolgende Änderungen invalidieren frühere Blöcke
- Stripe Cleaner wird auf einem Client ausgeführt
- Stripe Cleaner ist normaler Userprozeß
  - "Leere" Stripes suchen und freigeben
  - "Fast leere" Stripes
    - Gültige Blöcke im Client-Log aufnehmen
    - Client-Log wird als neuer Stripe wieder zurückgespeichert
- Wie erkennt der Cleaner freie Stripes?
- Race-Conditions zwischen Cleaning und Zugriff?

Client-Log: Blöcke und Deltas

- Block: Datenblöcke der Dateien
- Delta
  - Information über Blockänderungen
  - File Identifier entspricht I-Node
  - Ordnen der Deltas aus verschiedenen Logs über Versionsnummer (nach Crash)
  - Alter und neuer Blockzeiger (Stripe, Offset)
  - Create Block: Alter Blockzeiger = 0
  - Delete Block: Neuer Blockzeiger = 0
- Update Deltas von den Clients
  - Blöcke erzeugen, ändern und löschen
- Cleaner Deltas
  - "Verschieben" gültiger Blöcke
- Reject Deltas vom File Manager
  - Auflösen von Konflikten zwischen Client und Cleaner



Schreiben auf Datei

- Änderungen in Client-Cache speichern
- Zurückschreiben in die Storage Server
  - Periodisch alle 30 Sekunden (vgl. Sync)
  - Änderungen erreichen Größe eines Stripes
  - Anwendung ruft `fsync()` auf
  - File Manager fordert auf
- Senden aller Blöcke enschließlich Parity wird durch Deltas im Log vermerkt
- Versionsnummer der betroffenen Dateien inkrementieren
- Asynchroner RPC zwischen Client und Storage Server
  - Parallele Aufträge an mehrere Server
- Stripe bei vorzeitigem Rausschreiben sukzessive auffüllen

Frequenz von `fsync()`

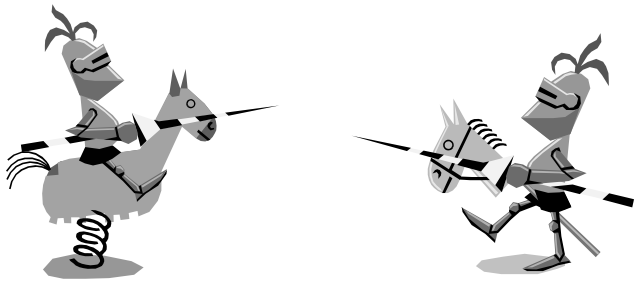
- Synchrones Rausschreiben der Blöcke auf die Storage Server
- Frequenz hat Auswirkungen auf Systemperformanz
- Transaktionsbasierte Last
  - 90% partielle Stripes
- Andere Last
  - <20% partielle Stripes

Der Stripe Cleaner im Detail

- Cleaner verarbeitet die Client-Logs
  - Deltas geben Aufschluß über frei gewordene Blöcke
  - Protokoll der Platzauslastung pro Stripe
  - Aufbau von Stripe Status Logs
    - Erleichert das Auffinden der Blöcke beim Kopieren
    - Kopie der zugehörigen Deltas
    - U.U. 1 Delta in zwei Stripe Status Logs
- Betroffene Dateien werden vom Cleaner nicht geöffnet
  - Race-Condition mit gleichzeitig zugreifenden Clients
- Optimistischer Ansatz
  - Cleaner Deltas
- Konfliktauflösung durch File Manager

Der Konflikt

- Bei Konflikt
  - Cleaner Delta: CD(X,*,17,(Stripe 12, 36644), New BP)
  - Update Delta: UP(X,*,17,(Stripe 33,46987), New BP)
- File Manager verwaltet Blockzeiger 17: (a,b)



Die Konfliktauflösung

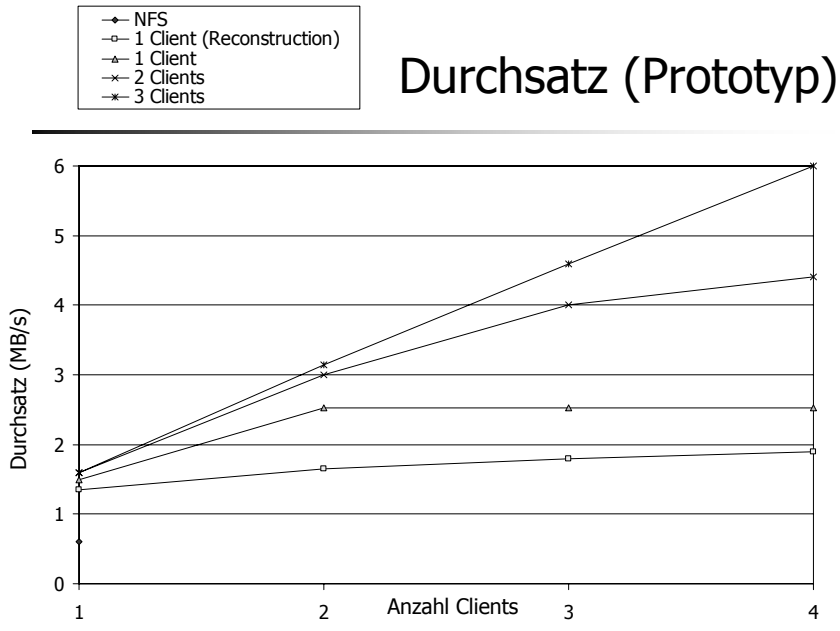
- Bei Konflikt
  - Cleaner Delta: CD(X,*,17,(Stripe 12, 36644), New BP)
  - Update Delta: UP(X,*,17,(Stripe 33,46987), New BP)
- File Manager verwaltet Blockzeiger 17: (a,b)
- 1. Fall: Cleaner Delta kommt beim File Manager an
  - (a,b) == (12,36644): Kein Konflikt
  - (a,b) != (12,36644)
    - Update wurde bereits aufgenommen
    - Cleaner Delta ignorieren
    - Neuen Block in CD durch Reject Delta freigeben
- 2. Fall: Update Delta kommt an
  - (a,b) == (233,46987): Kein Konflikt
  - (a,b) != (233,46987)
    - Update nachziehen
    - Reject Delta für den neuen Block in CD

Lesen und gleichzeitiges Cleaning

- Client öffnet Datei und erhält Blockzeiger
- Client greift auf Block B zu
- Gleichzeitig kopiert Cleaner den Block in anderes Stripe
- 1. Fall: Stripe enthält noch gültige Blöcke
  - B weiterhin enthalten
  - Normaler Zugriff
- 2. Fall: Stripe wurde gelöscht
  - Storage Server meldet fehlerhaften Zugriff
  - Client fordert erneut Blockliste vom File Manager an

Weitere Fragen

- Hinzufügen eines Storage Servers?
- Bewußtes Entfernen eines Storage Servers?
- Unbewußtes Entfernen: Crash
  - Storage Server?
  - Stripe Cleaner?
  - File Manager?



Durchsatz (Prototyp)

Bayou

Bayou

- Jeder Client aktualisiert ein Replikat der Daten
- Client/Server-basierte Struktur
  - Propagieren der Updates
  - Paarweiser Informationsaustausch
  - Letztendlich speichern alle Server gleiche Datenzustände
- Application Hooks in allen Servern
  - Dependency Checks und Merge Procedures
  - Deterministische State Machines
  - Server müssen Daten im Klartext sehen

Pioniere des P2P

- Demokratisierung des Internets: von Peer zu Peer
- File Sharing Services
- Quick and dirty Hacks
  - Napster: Traditionelle Index-Server, nur Austausch am Netzrand zwischen Peers
  - Gnutella: Flooding in Overlaynetzen mit den bekannten Auswirkungen auf die Netzlast
- Freenet
  - Erstes System mit deterministischem zufälligem Routing
  - Verbergen des eigentlichen Datenorts
  - Schutz vor Zensur, Anonymität

CFS und PAST

- Read-Only Dateisysteme
  - PAST: Replikation ganzer Dateien
  - CFS: Replikation und Striping mit Blockgranulat
- GUIDs identifizieren Daten und Rechner
  - Hashes aus Name resp. Adresse, Credentials, Salt
  - Rechner mit „ähnlicher" GUID speichern Daten oder kennen den Aufenthaltsort der Daten
- Randomized Routing in Overlaynetz
  - Hill-Climbing
  - Unterschiede im verwendeten Verfahren

Oceanstore

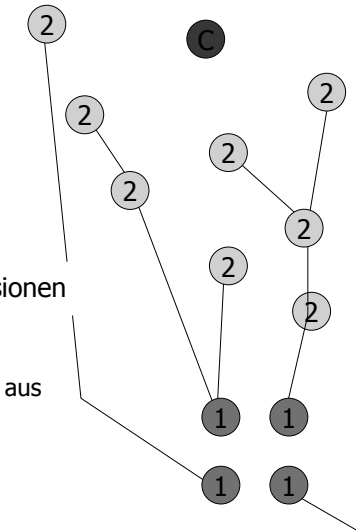
- Ambitioniert: Global-Scale Persistent Storage
  - 10^{10} Benutzer mit jeweils mind. 10^4 Dateien
- Objektidentifikation = GUID
  - Secure Hash (SHA-1) aus Public Key und Name
  - Replikate haben gleiche GUID
  - Gleichmäßige Verteilung von Speicher- und Nachrichtenlast
- Verschlüsselung aller nicht-öffentlichen Daten
  - Problem: Beliebige ASR wie in Coda und Bayou nicht möglich
  - ACLs für Lese- und Schreibrechte

Routing in Oceanstore

- Annahme: Häufig genutzte Daten sind in der Nähe
  - Promiscuous Caching
- Zwei Stufen
  - Schnelles probabilistisches Routing in näherer Umgebung (Attenuated Bloom Filters)
  - Langsameres deterministisches Routing sonst (Multiple Random Routing Trees nach Plexton)
- Root Node für Objekt = max. Bitübereinstimmung
  - mehrere GUIDS durch Hashen mit kleinem Salt
  - Wege von den Replikaten zur Objektwurzel

Replikation in Oceanstore

- Replikate erster Stufe (Wenige)
  - byzantinisches Agreement bei Konfliktauflösung
- Replikate zweiter Stufe (Viele)
  - Überflutung mit dem Ergebnis aus Stufe 1
- „Tiefe" Archivierung früherer Objektversionen
  - Fragmentierung des Objekts (z.B. Interleaved Read-Solomon)
  - n Fragmente reichen zur Rekonstruktion aus
- Löschen von Objekten durch Obrigkeit nahezu unmöglich



Schlußbemerkungen

- Secure Hashes als Objektidentifikationen erscheinen optimal
- Effizientes randomisiertes Suchen ist die Grundlage für global skalierbare Dateisysteme
- Applikationsbeteiligung zur Konfliktauflösung scheint unumgänglich
- Stripes und Replikate verbessern Leistung und Zuverlässigkeit
- Replikate erster Klasse (zwischen Servern) und zweiter Klasse (in mobilen Geräten)
- Außer bei Coda fehlen noch Erfahrungen im längeren Alltagseinsatz

Referenzen

- I. Clarke et al.
  Protecting Free Expression Online with Freenet
  IEEE Internet Computing, pp. 41-49,
  Januar-Februar 2002
- F. Dabek, et al.
  Wide-area cooperative storage with CFS
  Proc. 18th ACM SOSP, 2001
- S.B. Davidson, H. Garcia-Molina, D. Skeen
  Consistency in partitioned networks
  ACM Computing Surveys
  Vol. 17, No. 3, 1985
- J.H. Hartman, J.K. Ousterhout
  The Zebra Striped Network File System
  ACM TOCS, Vol. 13, No. 3, pp. 274-310, August 1995
- P.J. Keleher
  Decentralized Replicated-Object Protocols
  Proc. ACM PODC, pp. 143-151, 1999
- J. Kubiatowicz et al.
  OceanStore: An architecture for global-scale persistent store
  Proc. ACM ASPLOS 2000, pp. 190-201
- A. Rowstron, P. Druschel
  Storage management and caching in PAST, a large scale persistent P2P storage utility
  Proc. 18th ACM SOSP, 2001
- R. Sandberg, D. Goldberg, S. Kleinman, D. Walsh, B. Lyon
  Design and Implementation of the SUN Network File System
  Proc. Summer USENIX Conference, 1985
- M. Satyanarayanan
  The Evolution of Coda
  ACM Transactions on Computer Systems
  Vol. 20, No. 2, pp. 85-124, 2002
- M. Satyanarayanan
  Distributed File Systems
  in S. Mullender (Hrsg.), Distributed Systems
  pp. 353-383, Addison-Wesley, 2. Auflage, 1993
  (AFS und Coda)
- D.B. Terry et al.
  Managing update conflicts in Bayou
  Proc. 15th ACM SOSP, pp. 172-183, 1995