

Zeitschrift:	Bulletin des Schweizerischen Elektrotechnischen Vereins, des Verbandes Schweizerischer Elektrizitätsunternehmen = Bulletin de l'Association suisse des électriciens, de l'Association des entreprises électriques suisses
Herausgeber:	Schweizerischer Elektrotechnischer Verein ; Verband Schweizerischer Elektrizitätsunternehmen
Band:	87 (1996)
Heft:	19
Artikel:	Multicast-Routing : Grundlage des Multimedia-Conferencing im Internet : Teil 2 : Stand und Ausblick
Autor:	Hodel, Horst
DOI:	https://doi.org/10.5169/seals-902364

Nutzungsbedingungen

Die ETH-Bibliothek ist die Anbieterin der digitalisierten Zeitschriften auf E-Periodica. Sie besitzt keine Urheberrechte an den Zeitschriften und ist nicht verantwortlich für deren Inhalte. Die Rechte liegen in der Regel bei den Herausgebern beziehungsweise den externen Rechteinhabern. Das Veröffentlichen von Bildern in Print- und Online-Publikationen sowie auf Social Media-Kanälen oder Webseiten ist nur mit vorheriger Genehmigung der Rechteinhaber erlaubt. [Mehr erfahren](#)

Conditions d'utilisation

L'ETH Library est le fournisseur des revues numérisées. Elle ne détient aucun droit d'auteur sur les revues et n'est pas responsable de leur contenu. En règle générale, les droits sont détenus par les éditeurs ou les détenteurs de droits externes. La reproduction d'images dans des publications imprimées ou en ligne ainsi que sur des canaux de médias sociaux ou des sites web n'est autorisée qu'avec l'accord préalable des détenteurs des droits. [En savoir plus](#)

Terms of use

The ETH Library is the provider of the digitised journals. It does not own any copyrights to the journals and is not responsible for their content. The rights usually lie with the publishers or the external rights holders. Publishing images in print and online publications, as well as on social media channels or websites, is only permitted with the prior consent of the rights holders. [Find out more](#)

Download PDF: 02.02.2026

ETH-Bibliothek Zürich, E-Periodica, <https://www.e-periodica.ch>

Nach einer Einführung in das Multicasting im ersten Teil (Bull. SEV/VSE 17/96) stellt der Autor im vorliegenden zweiten Teil entsprechende Routing-Protokolle vor, die sich im Internet als De-facto-Standards etabliert haben. Den Abschluss bildet ein Ausblick auf kommende Vermittlungskonzepte, die die vielfältigen Forderungen des Multimedia-Conferencing mit Audio, Video, Bild und Daten erfüllen sollen. Dabei werden über das Internet hinaus auch allgemeine Entwicklungen sowie die Bestrebungen der Normierungsgremien ITU und OSI betrachtet.

Multicast-Routing – Grundlage des Multimedia-Conferencing im Internet

Teil 2: Stand und Ausblick

■ Horst Hodel

MBone und DVMRP

Der MBone, die dem Internet überlagerte experimentelle Multicast-Architektur der Internet engineering task force, wurde ausgelegt für eine ursprünglich kleine Anzahl über das Netz verteilter MBone-Router. Zurzeit sind jedoch bereits etwa 3000 Router aktiv. Die Minimalversion beschränkt sich auf ein Multicast-fähiges lokales Medium. Um solche Inseln miteinander zu verbinden, werden Tunnel benutzt, also virtuelle Links durch das Internet. Tunnel reduzieren jedoch die Effizienz des Multicasting, weil auf ihrem Wege keine Aggregation möglich ist und daher gegebenenfalls mehrere Kopien eines Pakets über den gleichen Link geschickt werden.

Das Routing im MBone entspricht einem auf RPF basierenden Flood-and-prune-Konzept. Zur Erlangung der RPF-Informationen für die dem Internet überlagerte Topologie drängte sich ein eigenständiges Routing-Protokoll dafür auf, unabhängig vom Unicast-Routing.

Aus Einfachheitsgründen wurde ein DV-Routing gewählt, mit der Hop-Zahl als Metrik. Es heißt DVMRP (Distance vector multicast routing protocol) und ist Teil des mrouted-Programms, das Unix-Workstations zu Multicast-Routern macht [12].

Der zweite wesentliche Teil von mrouted betrifft die Multicast-Tunnel. Sie müssen von den jeweiligen Netzadministratoren zur Sicherstellung der Multicast-Konnektivität ausdrücklich konfiguriert werden [3 (Teil 1)]. Ein Tunnel ist eine Abmachung zwischen zwei Routern, die mit mrouted ausgestattet sind. Wenn ein solcher Router ein an eine bestimmte Gruppe adressiertes Datenpaket empfängt, für die er einen Tunnel konfiguriert hat, so schickt er es eingekapselt in ein Unicast-Datagramm an den mrouted-Prozess des anderen Routers.

Das Flooding wird mittels der TTL-Einträge administrativ eingegrenzt. Dazu ist jedem Tunnel neben der Ziel-Router-Adresse und den Link-Kosten dahin ein Schwellenwert zugeordnet. MBone-Router verschicken Multicast-Pakete über einen Tunnel nur, wenn der mitgeführte TTL-Eintrag grösser als die Schwelle ist. Für lokalen, regionalen und transkontinentalen Verkehr wird je ein Schwellenwert vorgegeben und dessen Einhaltung dringend empfohlen.

Zum Austausch der Routing-Nachführinformationen (DV-Nachrichten) müssen

Adresse des Autors

Horst Hodel, M. S. (UCLA), Professor
am Neu-Technikum Buchs
Werdenbergstrasse 4, 9470 Buchs

DVMRP-Router ihre Nachbarn kennen. Sie werden von ihnen mittels entsprechender Meldungen selbsttätig ermittelt. Dazu wird ein auf das lokale Medium beschränktes Multicast an die reservierte Multicast-Adresse «Alle DVMRP-Router» eingesetzt. (Bei Tunnels sind ihre Endpunkte Nachbarn!) Das Pruning wird von End-Routern ausgelöst, an die keine Gruppenmitglieder angeschlossen sind. Ein Router, der sich in einem LAN befindet, weiß, dass er Endknoten ist, wenn er keine Poison-reverse-Nachrichten feststellt (siehe Kasten Teil 1). Zur Vermeidung paralleler Multicast-Pfade unterhalten die Router eine Parent/Child-Datenbank, die sich durch die empfangenen DV-Informationen speisen lässt.

Der grosse Nachteil von DVMRP ist der Aufwand, der sich durch das autonome zusätzliche Routing-Protokoll ergibt. In den Routern muss, neben den eigentlichen Routing-Zuständen, auch die Parent/Child-Datenbank unterhalten werden. Wie von einem auf Flooding fussenden Algorithmus erwartet, eignet sich DVMRP überdies schlecht in weitläufigen Netzen respektive bei schwacher Konzentration von Empfängern.

PIM – Protocol-independent Multicast-Routing

PIM wurde entwickelt als Multicast-Konzept, das bis hin zu Weittraum-Rechnernetzen skalierfähig ist. Es handelt sich um ein RPF-Konzept, wobei zur Vereinfachung auf das unterliegende Unicast-Routing abgestützt wird. Dabei bewahrt es sich jedoch die Unabhängigkeit vom gegebenen Routing-Protokoll. Um einen optimalen Einsatz zu ermöglichen, enthält PIM je eine Komponente für Dense mode (PIM-DM) und für Sparse mode (PIM-SM). Welche der beiden Methoden zur Anwendung kommt, kann administrativ gewählt werden: die den Empfängern unmittelbar vorgelagerten Router können entsprechend konfiguriert werden.

Solange nicht alle Router Multicast-fähig sind, müssen im Rahmen des Unicast-Routings Tunnel konfiguriert werden, um die Konnektivität zu gewährleisten. Zu beachten ist dabei, dass die Tunnel tatsächlich da eingerichtet werden, wo der RPF-Baum aufgebaut wird (unsymmetrische Pfade!).

PIM Dense mode

PIM-DM ist folgerichtig ein Flood-and-prune-Konzept [13]. Ein Router erkennt, dass er lokale Hosts bedienen muss, wenn er von diesen IGMP-Antworten erhält. End-Router ohne Gruppenmitglieder lösen

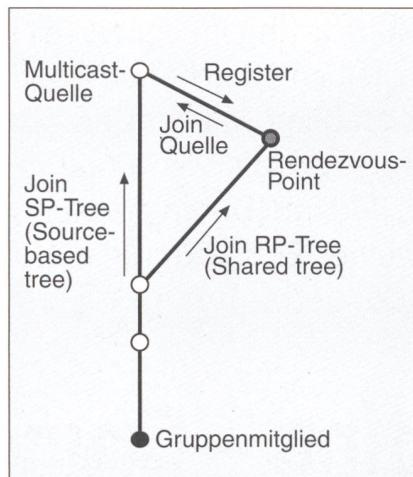


Bild 3 PIM Sparse mode

Pruning aus. Im Gegensatz zu DVMRP kann sich PIM zur Erkennung von End-Routern in LANs nicht auf einen Unicast-Routing-Algorithmus abstützen. Ein End-Router erkennt sich jedoch, wenn er der einzige aktive Router im LAN ist. Zu diesem Zwecke machen sich die Router untereinander mit periodischen PIM-Query-Nachrichten bemerkbar. Wird auf einem von einem LAN ausgehenden Ast Pruning verlangt, so wird dies vom Parent-Router vorgemerkt. Interveniert kein anderer Router auf dem LAN und sind keine Gruppenmitglieder direkt angeschlossen, so wird das Pruning in Richtung Quelle weitergereicht. Wegen der Unabhängigkeit vom unterliegenden Unicast-Routing ist es auch nicht möglich, eine Parent/Child-Datenbank zu unterhalten. Statt dessen wird zur Vermeidung von parallelen Pfaden eine sogenannte Assert-Prozedur eingesetzt. Sie beruht darauf, dass ein Router auf einem LAN in so einem Fall Multicast-Pakete für eine bestimmte Gruppe auf einem Link feststellt, auf dem er Pakete mit der gleichen Adresse selber aussendet. Die Assert-Prozedur schliesst einen Mechanismus mit ein, der denjenigen Router gewinnen lässt, der den kürzesten RPF-Pfad anbietet. Alle nachfolgenden Router auf dem LAN merken sich den Gewinner, damit sie ein allfälliges Pruning auf dem richtigen, dem aktiven Pfad auslösen. Diese Methode nimmt allerdings anfänglich die Ablieferung von Duplikaten in Kauf [10 (Teil 1)].

PIM Sparse mode

Ähnlich CBT baut PIM-SM pro Gruppe einen Shared tree zu einem sogenannten Rendezvous-Punkt (RP) auf [14]. Die Adresse des RP-Routers (und seiner Backup) wird administrativ bekanntgemacht. Der RP muss allen Gruppenmitgliedern zugänglich sein. Ist die Verteilung der potentiellen Teilnehmer überblickbar, so

kann seine Wahl nach Datenverkehrs-Gesichtspunkten vorgenommen werden.

Bei CBT werden die von einer Quelle in Richtung Core-Router der Gruppe geschickten Multicast-Pakete auf dem Core based tree weitervermittelt, sobald sie das erste Mal auf diesen treffen. Bei PIM-SM hingegen werden alle Pakete über den RP geführt: Anfänglich verpackt eine Quelle ihre Multicast-Nachrichten in an den RP adressierte IP-Pakete (Registering). Daraufhin baut der RP einen RPF-Pfad zur registrierenden Quelle auf. Zusätzlich erlaubt PIM-SM einem End-Router, sich bei genügendem Verkehr von einer bestimmten Quelle einem von ihr ausgehenden Source-based tree (Shortest-path tree, SP-Tree) anzuschliessen. Damit kann die Verkehrskonzentration beim RP umgangen werden, und es ergeben sich die kürzestmöglichen Ablieferungspfade. Zur Vermeidung paralleler Pfade schwenkt jeder betroffene Router in Reihenfolge auf den SP-Tree um, sobald er das erste Multicast-Paket darauf empfängt. Das notwendige quellenspezifische Pruning auf dem Shared tree wird mit Negativ-Einträgen in den Routern vorgenommen (Bild 3).

Neben dem Einrichten von Multicast-Pfaden muss auch sichergestellt werden, dass unbenutzte Pfade wieder aufgehoben werden. CBT sieht explizite Hop-by-hop-Mechanismen vor, um Steuernachrichten zuverlässig zu übermitteln. Im Gegensatz dazu verwendet PIM sogenannte Soft-States: Router-Einträge, die nicht periodisch bestätigt werden, löschen sich wieder selbst. Mit relativ wenig Protokollaufwand und zusätzlichem Steuerverkehr kann so auch eine Reihe möglicher Protokoll- und Netzwerkfehler abgedeckt werden.

Führen von einem LAN aus mehrere parallele Routen zur Quelle, so muss zur Vermeidung duplizierter Multicast-Pakete der vorherige Parent-Router gesperrt werden, sobald wegen sich ändernder Routing-Information das Join zu einem parallelen Router auf dem LAN geschickt und damit ein anderer Pfad zur Quelle geöffnet wird. Dafür wird wiederum die Assert-Prozedur eingesetzt.

Zusammenfassend zeichnet sich das PIM-Konzept aus durch wenig Protokollaufwand und Bandbreiteanspruch. Durch das Umschalten auf einen SP-Tree bei genügendem Verkehrsaufkommen kann der wesentliche Nachteil des für ein empfängerinitiiertes Konzept notwendigen Shared-tree-Konzepts überwunden werden. Zwecks weiterer Minimierung steht für beschränkte Netzausdehnung respektive enge Gruppenpopulation mit PIM-DM ein spezieller alternativer Algorithmus zur

Verfügung. Mit dem Einsatz des Assert-Mechanismus zur Vermeidung paralleler Pfade konnte im PIM-Konzept der Router-Aufwand eingeschränkt werden. Damit wird jedoch in Kauf genommen, dass vorhergehend Replikate von Multicast-Paketen abgeliefert werden. Schliesslich ist festzuhalten, dass sich PIM (rückwärts) an die Policy- und Dienstgütekriterien des Unicast-Routings hält.

MOSPF: Multicast-Erweiterung von OSPF

MOSPF [15] kann auf die Routing-Datenbank von OSPF¹ [16] abstützen, die im wesentlichen aus einem Abbild des Netzes besteht. Somit ist auch die Eigenschaft von OSPF, zur Unterstützung verschiedener Dienstgüten unterschiedliche Metriken verarbeiten zu können, für das Multicast-Routing zugänglich. Mit IGMP wird die Örtlichkeit von Gruppenmitgliedern erfasst und, wie die LS-Nachrichten, allen Routern zugestellt, damit sie sie in ihr Netzabbild eintragen können. Damit entsteht die Grundlage für die Ermittlung eines optimalen Pfades für jedes Multicast-Paket, das heisst eines entsprechenden Ablieferungsbäumes einschliesslich Pruning. Der damit verbundene Rechenaufwand in den einzelnen Routern ist allerdings beträchtlich, weil sie für jede Quellen/Gruppen-Kombination einen eigenen Multicast-Baum ermitteln müssen. Daher berechnet ein Router einen Baum nur, wenn er das erste Multicast-Paket für ein bestimmtes Quellen/Gruppen-Paar sieht. Dann wird er vorübergehend gespeichert. So kann auch (ausser an den Baum-Enden) vermieden werden, dass ein Router einen Baum berechnet, in dem er dann selber gar nicht vorkommt.

MOSPF kann die Multicast-Bäume (endend mit Gruppenmitgliedern) ermitteln, ohne ein einziges Multicast-Paket auszusenden. Weil die vollständigen Link-Attribute zugänglich sind, kann sich die Baum-Ermittlung auf die Vorwärts-Parameter abstützen; damit ergeben sich bei unsymmetrischen Pfaden keine Probleme. Router, die nicht MOSPF-fähig sind, werden einfach ausgelassen; Tunnel sind nicht vorgesehen, weil für die Zukunft eine vollständige Konnektivität erwartet wird.

Um die mit der Knotenzahl stark steigende Komplexität des LS-Routing in den Griff zu bekommen, ist OSPF hierarchisch aufgebaut. Eine OSPF-Domäne wird in sogenannte Areas aufgeteilt. Diese sind mit sogenannten Area-Border-Routern

verbunden, typischerweise über eine Backbone-Area. Mit sogenannten Border-Routern wird von der Backbone-Area aus die Verbindung zu anderen Domänen hergestellt. Das eigentliche LS-Routing beschränkt sich auf die Areas. Area-Border-Router unterhalten je eine LS-Datenbank für ihre Area und die Backbone-Area. Sie propagieren in die Area (bzw. die Backbone-Area) lediglich sogenannte summarisierte Pfadlängen zu den hinter ihnen liegenden IP-Netzwerken. Analog propagieren Border-Router summarisierte Pfadlängen zu IP-Netzwerken in anderen Domänen, die sie sich mittels eines Inter-Domänen-Routing-Protokolls beschaffen.

Im Rahmen von MOSPF melden Area-Border-Router in der Backbone-Area in summarierter Form auch die Gruppenmitgliedschaften in ihrer Area. Diese Information wird allerdings nicht an andere Areas weiterpropagiert. Damit jedoch der in einer bestimmten Area erzeugte Multicast-Verkehr auch zu allfälligen Mitgliedern in einer anderen Area geführt wird, behandelt die Ursprungs-Area ihre Area-Border-Router als Mitglieder aller Gruppen. Damit wird aller Verkehr auch zum Backbone geleitet. Dessen Datenbank kennt die Gruppenmitgliedschaften aller Areas und kann daher die Multicast-Pakete entsprechend abliefern. Da OSPF seine LS-Datenbank auf eine Area beschränkt, ist die Lage einer Multicast-Quelle nicht bekannt, sobald sie sich in einer andern Area befindet. Man behilft sich damit, dass man zur Berechnung des Multicast-Baumes die Lage der Quelle mit den summarisierten Pfadlängen von OSPF approximiert. Dies sind jedoch Rückwärts-Pfade, was dazu führt, dass der Ablieferungsbau bis hin zur End-Area einem RPF-Baum entspricht. Dies kann im Falle von unsymmetrischen Pfaden dazu führen, dass nicht der optimale Multicast-Baum entsteht.

Border-Router wären überfordert, wenn sie alle im Internet aktiven Gruppen speichern und in der Backbone-Area propagieren müssten. Dazu kommt, dass nur solche Gruppen interessant sind, die auch lokale Mitglieder haben. Die Lösung ist bereits bei den Area-Border-Routern vorgezeichnet. Auch Border-Router werden als Mitglieder aller Gruppen behandelt. Sie werden also innerhalb der Backbone-Area in alle Multicast-Bäume miteinbezogen. Damit werden alle Multicast-Pakete der OSPF-Domäne den anschliessenden Domänen zur Verfügung gestellt. Wenn die Quelle ausserhalb der eigenen Domäne liegt, so wird wiederum ihre Lage mit den summarisierten Pfadlängen approximiert (jeweils von der End-Area bis zurück

zum Border-Router und von diesem bis zurück zur Quelle). Das Resultat ist wiederum ein Multicast-Baum, der bis hin zu den End-Areas einem RPF-Baum entspricht. Dieses Vorgehen setzt allerdings voraus, dass das Inter-Domänen-Multicast-Routing auf RPF beruht. Mit anderen Worten: Das Inter-Domänen-Routing muss die Multicast-Pakete tatsächlich an denjenigen Punkten der OSPF-Area zur Verfügung stellen, die es als die besten Routen zur Quelle hin propagiert.

Um das Expanding-ring-Verfahren von der OSPF-Metrik zu trennen, wird es tatsächlich ausgeführt. Allerdings kann MOSPF den damit verbundenen Bandbreitebedarf minimieren, indem Pakete nicht weitergeschickt werden, sobald der mitgeführte TTL-Eintrag nicht mehr zu einem Gruppenmitglied reichen kann.

MOSPF baut auf OSPF auf, einem Protokoll, das selbst schon recht aufwendig ist. Zudem kommen seine Eigenschaften nur innerhalb einer Area voll zum Tragen. Eine weitere Einschränkung in der Skalierfähigkeit von MOSPF liegt im Aufwand für die Datenbank der Gruppenmitglieder. Die Tatsache, dass MOSPF keine Multicast-Pakete verschickt, bevor der Ablieferungsbau festgelegt ist, führt zu einem geringeren Bandbreiteanspruch dafür, und Duplikate werden grundsätzlich vermieden. MOSPF kann von OSPF die Eigenschaft übernehmen, zur Unterstützung verschiedener Dienstgüten unterschiedliche Metriken zu verarbeiten. Schliesslich können unsymmetrische Pfade (innerhalb einer Area) nicht zu Problemen führen.

Hierarchisches Multicast-Routing

Die Notwendigkeit einer hierarchischen Routing-Architektur zeigte sich bereits bei OSPF: Bei grossem Netzumfang werden die Dauer der Routen-Berechnung und das Volumen der Steuernachrichten unverkraftbar. Hierarchisches Routing ist gekoppelt mit dem Konzept administrativer Domänen, die für einen verwaltbaren und zuverlässigen Betrieb eines heterogenen Netzverbundes notwendig sind. Die einzelnen Domänen werden im allgemeinen mit unterschiedlichen inneren Routing-Protokollen (L1) betrieben (Routing-Domänen). Zusätzlich ist aber ein Inter-Domänen-Routing-Protokoll (L2) notwendig.

Im Hinblick auf sein exponentielles Wachstum wurde für den MBone ein Vorschlag für hierarchisches Routing ausgearbeitet [17]: Dabei kann das L1-Routing mit einem beliebigen Multicast-Routing-Protokoll durchgeführt werden [18],

¹ OSPF (Open system shortest path first) ist ein im heutigen Internet häufig verwendeter LS-Routing-Algorithmus (siehe Kasten Teil 1).

einschliesslich DVMRP. Insbesondere eignen sich auch Protokolle, die nur in begrenzter Umgebung effizient sind – neben DVMRP auch MOSPF und PIM-DM [19]. Das L2-Routing verwendet eine modifizierte Version von DVMRP. Dabei werden Multicast-Pfade nicht unter IP-Subnetzen, sondern unter Multicast-Domänen (Regionen genannt) ermittelt. Somit wirkt sich die begrenzte Skalierfähigkeit von DVMRP hier nicht aus. Jede Region wird vertreten durch einen oder mehrere Boundary-Router (L2-Router). Sie übernehmen mittels des L2-Protokolls den interregionalen Multicast-Datenverkehr. Das L2-Protokoll führt ein RPF-Flooding aus. Dazu ist jede Region mit einer globalen Kennung (ID) versehen, die als Quellenadresse dient. Sind in einer Stub-Region keine Mitglieder der gegebenen Gruppe, so wird auf dem entsprechenden Ast ein Pruning ausgelöst. Information über regionenspezifische Gruppenmitgliedschaft wird (analog zu IGMP) von den L1-Routern allen Boundary-Routern ihrer Region zugestellt.

Für die Konnektivität des Transitverkehrs innerhalb einer Region sind alle L2-Router Mitglieder der reservierten Multicast-Gruppe «Alle Boundary-Router (ABR)», wobei ABR-Pakete Regionengrenzen nicht überschreiten dürfen. In der Quellenregion wird das Multicast-Paket L1-spezifisch nicht nur allen internen Gruppenmitgliedern, sondern auch allen L2-Routern zugestellt. Wenn aufgrund des L2-Protokolls ein Transit durch eine oder mehrere Nachbarregionen verlangt ist, so werden die Multicast-Pakete mit der Regionenkennung versehen und mit dem gegebenen L1-Protokoll allen anderen L2-Routern der Transitregion zugestellt. Dazu werden sie eingekapselt in ein Multicast-Paket für die ABR-Gruppe; als Quel-

lenadresse wird diejenige des L2-Routers eingesetzt. Empfängt ein L2-Router ein solches Paket, so speist er es in den Multicast-Baum seiner eigenen Nachfolgerregion ein und vermittelt es anhand der Kennung der Quellenregion und der Gruppenadresse des Originalpakets auf dem Source tree an seine direkt verbundenen Regionen weiter. Dabei ersetzt er im eingepackten Paket die Senderadresse mit seiner eigenen (Bild 4).

L1-Router müssen ohne extraregionale Netzinformation für jede Quelle den günstigsten Boundary-Router kennen. Dazu propagieren L2-Router mittels des L1-Protokolls einen Pfad mit vorkonfiguriertem Metrikwert zu jeder Quellenregion.

Eine Schwachstelle von hierarchischem DVMRP ist sein Bandbreitebedarf. Basiert zum Beispiel L1 auch auf Flood and prune, so muss das Flooding eines Multicast-Pakets in der Region doppelt durchgeführt werden – zum einen um alle Gruppenmitglieder, zum anderen um alle L2-Router zu beliefern. Dabei durchquert ein Paket im Extremfall die Region zweimal – einmal direkt und einmal eingekapselt.

disierungsgremien haben erkannt, dass die Entwicklung eines funktionierenden Multimedia-Konferenzdienstes die Bereitstellung eines vollkommen neuen Standardwerks erfordert. ITU-T beschäftigt sich deshalb mit Diensten auf Anwender- und Kommunikationsebene, die in der Lage sind, Multimedialkonferenzen mit Audio, Video, Bild und Daten bereitzustellen. In B-ISDN werden dazu im Rahmen neuer Ansätze Signalisierungen für den Aufbau und den Unterhalt von verbindungsorientierten Multicast-Bäumen sowie für die Aushandlung von Attributen während des Verbindungsaufbaus erarbeitet. Zudem ist eine Verkehrskontrolle notwendig, die das ausgehandelte Verkehrsprofil auch überwacht. In ähnlicher Richtung ist auch das ATM-Forum tätig. Für die ISO ist bei der Erweiterung und Verbesserung von Kommunikationsprotokollen die Mehrpunkt-Datenübertragung ein zentraler Punkt; konkrete Protokollansätze werden jedoch keine geliefert. Unter anderem wird der Rahmen einer neuen Transportprotokoll-Klasse umrissen, die Multicast-Kommunikation unterstützt [17].

Das anstehende Kernproblem des Multimedia-Conferencing besteht darin, Betriebsmittelreservierung und effiziente Vermittlung miteinander zu koppeln. Eine grundsätzliche Lösung muss daher die Basisfunktionalitäten von Netzwerk- und Transportschicht miteinbeziehen, das sogenannte Transfersystem. Mit der konventionellen Schichtentrennung ergibt sich eine unzureichende Zusammenarbeit zwischen Transport- und Vermittlungsprotokollen. So ist es grundsätzlich schwierig, vom Transportdienst spezifizierte Dienstanforderungen in den zu durchquerenden Zwischensystemen zu verarbeiten. Neuere grundlegende Ansätze, die auch der Mehrpunkt-Kommunikation dienen sollen, verschmelzen daher die Vermittlungs- und Transportfunktionalitäten zu einem mehr oder weniger monolithischen Transfer-System. Beispiele von Transferprotokollen sind das Xpress transfer protocol (XTP) und das Adaptive multicast transfer protocol (AMTP). Im Gegensatz zum XTP-Multicast-Algorithmus ist ein wesentlicher funktioneller Bestandteil von AMTP ein für den WAN-Bereich ausgelegter zuverlässiger Multicast-Dienst [17].

Ausblick

Allgemeine Entwicklung

Die immer grösser werdende Verbreitung von Audio- und Videoanwendungen ruft nach der generellen Unterstützung von Punkt-zu-Punkt- und Mehrpunktverbindungen mit Echtzeit- und anderen Dienstgüteanforderungen. Aber allein schon bei der Betrachtung von Konzepten zur Unterstützung und Gewährleistung von Dienstgüteforderungen durch Kommunikationsprotokolle wird ersichtlich, wie weit man noch von realen Implementierungen entfernt ist [17]. Die massgebenden Standar-

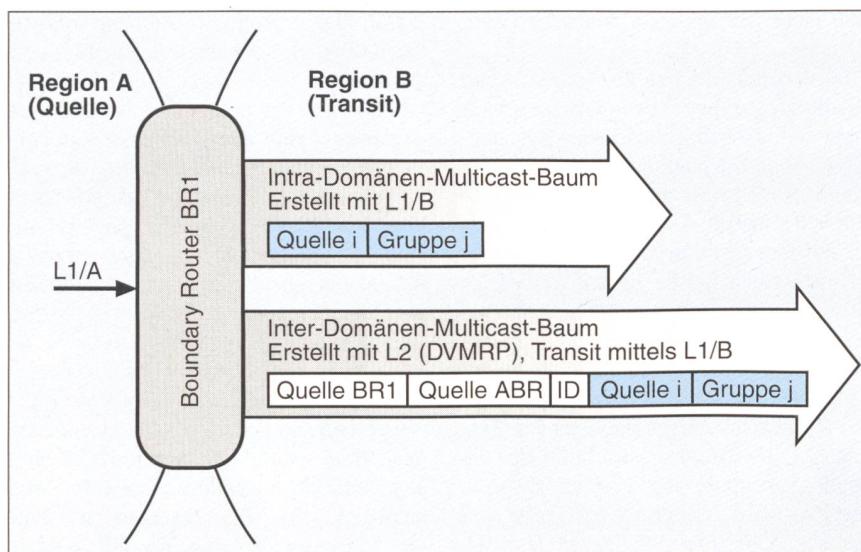


Bild 4 Hierarchisches DVMRP

Ausbau des Internet

Die beiden Datagramm-Multicast-Routing-Protokolle PIM und MOSPF haben sich als Internet-Standard etabliert und sind produktiv geworden. Die Vorteile von PIM einerseits sind der geringe Protokollaufwand und der niedrige Bandbreiteanspruch, insbesondere auch in Weitvernetzen respektive weitverteilten Gruppen.

MOSPF anderseits erlaubt wählbare Dienstgüten und hält sich (innerhalb Areas) an symmetrische Pfade, ist jedoch nur effizient bei beschränkter Ausdehnung. Die Ablösung des MBone wird jedoch wegen seiner grossen Verbreitung und der häufigen Verfügbarkeit von mroute nur zögernd voranschreiten. Allerdings sind wegen der schlechten Skalierfähigkeit seines Konzepts die Grenzen des Wachstums absehbar.

Die bestehenden Multicast-Routing-Protokolle können ohne weiteres an die kommende Generation des Internet-Protokolls (IPv6) angepasst werden. Zur Unterstützung der Betriebsmittelreservierung können die Router in IPv6 im Rahmen von Dienstgütevorgaben Datagramme identifizieren (Flow label). Beizufügen ist, dass IPv6 zur Reduzierung des Bandbreitebedarfs vermehrt Multicasting für den inneren Dienst einsetzt, so zum Beispiel für die Nachbarermittlung (First-hop-Router). Tatsächlich wird zukünftig nicht mehr das Broadcasting als zentrale Abstraktion betrachtet, sondern das Multicasting. Broadcasting ist lediglich ein Multicasting zum Beispiel an alle Hosts.

Zwar existiert für die Betriebsmittelreservierung eine Reihe theoretischer Konzepte wie ST-II (Stream protocol [20]) und RSVP [21], doch gibt es noch keine reale Umsetzung. ST-II koppelt Betriebsmittelreservierung mit virtuellen Verbindungen. Obwohl ein Protokoll der Vermittlungs Ebene, garantiert es Bandbreite und Verzögerung von Ende zu Ende und macht eine Vielzahl von Funktionen der Transportebene überflüssig. ST-II unterstützt Multicasting, wobei es ähnlich IP-Multicasting ein separates Protokoll für die Adresszuweisung benötigt. Bei der Überlagerung des Internet-Datagramm-Dienstes mit einem Dienst für virtuelle Verbindungen ist mit ST-II ein eigenständiges, zu IP alternatives Vermittlungsprotokoll ent-

standen. Mit seinem Einsatz wird auch herkömmlichen Applikationen der direkte Zugang zum Datagramm-Dienst des Internet abgeschnitten. RSVP hingegen reserviert Betriebsmittel von Ende zu Ende, indem es «parallel» zu den IP-Paketen den beteiligten Routern Reservierungsnachrichten zusendet. Die Router stellen die Zugehörigkeit der IP-Pakete zu einer bestimmten Dienstgütekasse anhand eines speziellen Feldes im IPv6-Paketkopf fest (Flow label). RSVP ist hauptsächlich gedacht für Multicast-Applikationen wie Videoverteildienste, wobei im Extremfall ein einzelner Empfänger eine individuelle Dienstgüte bei einer bestimmten Quelle anmelden will. Mit dem RSVP-Konzept kann eine Reservierung graduell ins Internet eingeführt werden, ohne die Applikationen selbst zu modifizieren.

Da TCP ausschliesslich für Punkt-zu-Punkt-Kommunikation konzipiert ist und UDP keine Fehlermechanismen zur Verfügung stellt, müssen für einen zuverlässigen Multicast-Betrieb zuverlässige, Multicast-fähige Transport- oder eben Transferprotokolle eingesetzt werden. In Frage kommen zum Beispiel XTP oder AMTP. XTP ist recht populär; seine Leistungsfähigkeit

gegenüber TCP wird aber erst in Netzen mit grosser Speicherkapazität zum Tragen kommen. AMTP kann aufgrund seiner Konfigurierbarkeit sowohl oberhalb IP oder ST-II als auch oberhalb ATM und lokaler Netze eingesetzt werden.

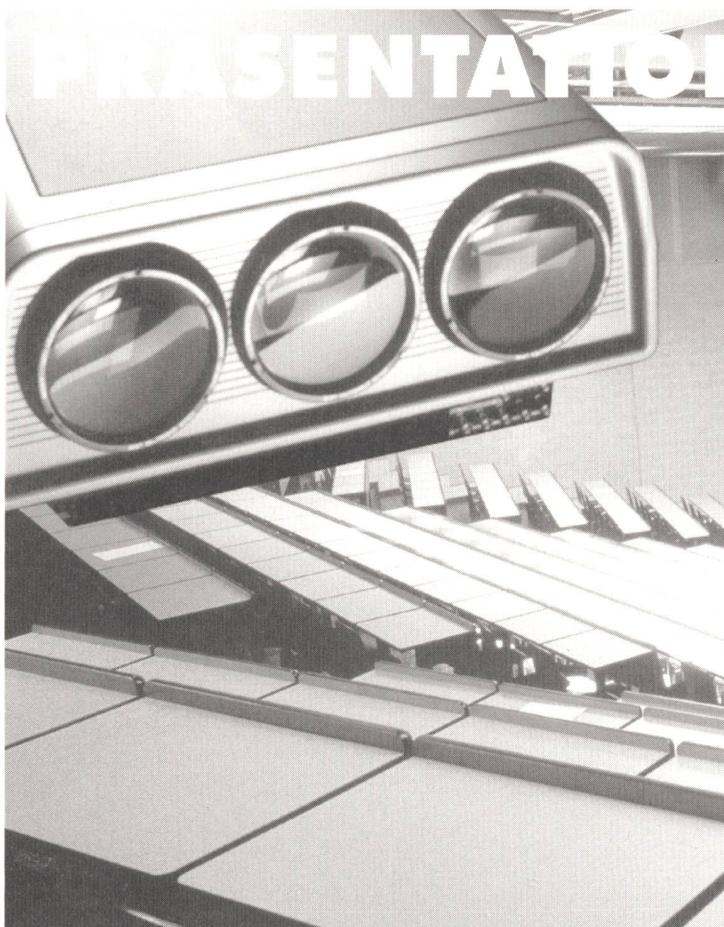
Literatur

- [12] D. Waitzman et al.: Distance Vector Multicast Routing Protocol. RFC-1075, 1988.
- [13] D. Estrin et al.: Protocol Independent Multicast (PIM), Dense Mode Protocol Specification. IETF-IDMR Draft, 1994.
- [14] D. Estrin et al.: Protocol Independent Multicast – Sparse Mode: Protocol Specifications. IETF-IDMR Draft, 1995.
- [15] J. Moy: Multicast Extensions to OSPF. RFC-1585, 1991.
- [16] J. Moy: OSPF Version 2. RFC-1247, 1994.
- [17] B. Heinrichs: Multimedia im Netz. Springer-Verlag, Heidelberg, 1996.
- [18] A. Thayagaran, S. Deering: Hierarchical Distance-Vector Multicast Routing for the MBone. Proceedings of the ACM SIGCOMM, Cambridge, Mass., 1995.
- [19] D. Estrin et al.: Interoperability Mechanisms for PIM-SM and DVMRP. IETF-IDMR Draft, 1995.
- [20] C. Topolcic: Experimental Internet Stream Protocol, Version 2 (ST-II). RFC 1190, 1990.
- [21] L. Zhang et al.: RSVP: A new Resource Reservation Protocol. IEEE Network, Sept. 1993.

Multicast-Routing – Base de la conférence multimédia sur Internet

2e partie: état actuel et perspectives

Après avoir donné une introduction au Multicasting dans la première partie (Bull. ASE/UCS 17/96), l'auteur présente dans cette seconde partie des algorithmes de routage concrets pour Internet. Enfin, il ouvre une perspective sur les futurs concepts de transmission destinés à répondre aux multiples exigences de la conférence multimédia par audio, vidéo, images et données. Outre Internet, il est tenu compte de développements généraux ainsi que des efforts de standardisation des organismes de normalisation UIT et OSI.



Modernste Konferenztechnik-Geräte «beamten» Sie direkt in die multimediale Zukunft. Mit raffinierten Raumsteuerungs-Systemen lässt sich die ganze Technik zentral steuern. Ein sanfter Fingerdruck genügt und Ihre Ideen und Informationen kommen dank audiovisueller Unterstützung an. Bei der Vielzahl von Angeboten zahlt sich eine kompetente Beratung für Sie aus.



REDIFFUSION KOMMUNIKATIONS-SYSTEME

Rediffusion AG • Zollstrasse 42 • 8021 Zürich • Tel. 01-277 91 11
 Rediffusion SA • 5, Grand Pont • 1003 Lausanne • Tél. 021-310 18 20
 Rediffusion AG • Austrasse 19 • 4011 Basel • Tel. 061-271 91 41
 Nordex Systems AG • Ober-Kuonimatt • 6010 Kriens • Tel. 041-340 47 27

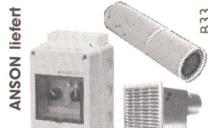
ANSON liefert



Bad/WC-Venti MAICO PRO mit Mehrjahresgarantie

für Mehrfamilienhäuser und Siedlungen. Top-Qualität. 3 Jahre Vollgarantie. MAICO PRO 220 V nur 13 W 85 m³/h IP 44 Schutzklasse II. Motor für Dauerbetrieb ausgelegt, wartungsfrei. Weiss, auf Wunsch auch in allen NCS-Farben. — Wählen Sie für MFH und Siedlungen MAICO PRO — die neue Ventilatoren-Generation mit Mehrjahresgarantie von: ANSON ZÜRICH

ANSON AG 01/461 11 11
8055 Zürich Friesenbergstrasse 108



alles Zubehör zu den Ventilatoren

Schalter, Steuerungen, Lüftungsrohre, Briden, Mauer- und Dachdurchführungen, Klappen, Wetterschutzgitter etc. für saubere, rationelle Montagen. Fragen Sie:

... wählen Sie
MAICO PRO!

Fribos

Im Explosionsschutz kennen wir uns aus

Explosionsgeschützte



Fribos AG, Muttenzerstrasse 125
CH-4133 Pratteln 2, Telefon 061 821 41 41, Fax 061 821 41 53



- Leuchten
- Installationsgeräte
- Befehlsgeräte
- Meldegeräte
- Steuerungen
- MSR-Geräte
- Feldmultiplexer

Ecole d'Ingenieurs
Ingenieurschule

EI
ISF de Fribourg
Freiburg

ISF-TELEKOMMUNIKATIONSTAGE

- 8. November 1996: Seminar ISDN, technische Aspekte
- 15. November 1996: Seminar ATM (Breitbandkommunikation)
- 21. November 1996: ISDN-Workshop
- 22. November 1996: ATM-Workshop

Für alle Auskünfte: Ingenieurschule Freiburg, Bd de Pérrolles 80, 1705 Freiburg,
Tel. 037 89 66 11 – Fax 037 89 66 00