

Albert-Ludwigs-Universität Freiburg
Institut für Informatik
Lehrstuhl für Rechnernetze und Telematik

WS 2007/08

Ausarbeitung

CIDR
Classless Inter Domain Routing

Jonas Sternisko

11. Januar 2008

Betreut durch Prof. Dr. Christian Schindelhauer

Abstract

Die seit Einführung des Internetprotokolls verwendeten Netzwerkklassen boten kaum Flexibilität bei der Einrichtung von Subnetzen und führten zu Problemen beim Routing. Außerdem sind die mit IPv4 verfügbaren IP-Adressen beschränkt. Zu Beginn der 1990er Jahre wurde mit einer exponentiellen Zunahme der am Internet partizipierenden Hosts gerechnet. Es bedurfte einer Änderung des Standards zur Interpretation von IP-Adressen um dieses Wachstum aufzufangen. Eine vorläufige Lösung des Adressproblems wurde 1993 mit dem Classless Inter-Domain Routing CIDR (sprich *cider*) erreicht.

Diese Arbeit vergleicht die Wirkungsweise von CIDR mit seinem Vorgänger und stellt einige grundlegende Prinzipien und Richtlinien der aktuellen Adressvergabe vor.

Inhaltsverzeichnis

1	Das Adressproblem und Subnetting als eine Lösung	4
2	IP-Adressklassen/Classfull Routing	5
2.1	Routing mit Klassen	6
2.2	Probleme des Routing mit Klassen	6
3	Funktionsweise von CIDR	7
3.1	Notation der Subnetzmaske	7
3.2	Ein Beispiel zur Berechnung des Netzwerkanteils einer IP-Adresse	7
4	Adresszuweisungen	8
4.1	Zusammenfassung von Routen	8
4.2	Reservierte Blöcke	9
5	Routing mit CIDR	10
5.1	Suche Anhand der Maskenlänge <i>longest prefix match</i>	10
5.2	Suche mit binären Bäumen	10
5.3	PATRICIA/Level-Compressed Trees	11
6	Richtlinien zur Adressvergabe	11
6.1	Innerhalb einer Domain	11
6.2	Direkte Provider	12
6.3	Multi Homed Domains	12
6.4	Zero Homed Domains	13
6.5	Adressvergabe	14
7	Zusammenfassung	15
7.1	Übergang von klassenbasiertem Routing zu CIDR	15
7.2	Wichtigste Verbesserungen durch CIDR	16
7.3	Probleme von CIDR	16
7.4	Ausblick	17
8	Danksagung	18

1 Das Adressproblem und Subnetting als eine Lösung

Als Adressproblem von IPv4 bezeichnet man die Knappheit der IP-Adressen. Diese sind durch ihre Länge von 32 Bit auf maximal 2^{32} beschränkt. Beobachtungen [1] zeigten, dass die Nachfrage auf diese Adressen exponentiell zu nahm.

In [1] werden unterschiedliche Strategien zur Einsparung von IP-Adressen vorgestellt. Von diesen soll hier das *Subnetting* näher betrachtet werden.

Im Grunde genommen handelt es sich bei Subnetting um die Einführung einer Hierarchie im Netzwerk. Dabei werden bestimmte zusammenhängende Bereiche eines Netzwerks unter einem Präfix, der so genannten *Netzwerk ID*¹, zusammengefasst. Ein Router, an den dieses Subnetz angeschlossen ist, muss dann lediglich einen Eintrag mit dem Präfix des Subnetzes in seiner Routingtabelle führen. Die Einträge für alle einzelnen Rechner des Subnetzes werden gespart.

Die hierarchische Einteilung eines Netzwerkes lässt sich auf beliebig vielen Ebenen² erweitern. Zum Beispiel kann ein Subnetz mit vielen Hosts in weitere Teilnetze untergliedert sein, welche wiederum aus Teilnetzen aufgebaut sind. Abbildung 1 auf Seite 4 zeigt mögliche Konfigurationen der Subnetze.

Subnet Bits	Number of Subnets	Hosts per Subnet
0	1	65534
2	2	16382
3	6	8190
4	14	4094
5	30	2046
6	62	1022
7	126	510
8	254	254
9	510	126
10	1022	62
11	2046	30
12	4094	14
13	8190	6
14	16382	2

Abbildung 1: Mögliche Konfigurationen für Subnetze. Aus [1], Seite 134.

¹auch netid, Netzwerkteil einer IP Adresse

²lediglich beschränkt durch die Länge der Adressen

Subnetting wird von Classful Routing teilweise unterstützt. Insbesondere sind jedoch die Größen der Subnetze durch unveränderbare Netzwerkanteile der Adressen aus den Klassen A, B und C festgelegt, sodass keine Skalierbarkeit an spezielle Anforderungen möglich ist.

2 IP-Adressklassen/Classfull Routing

Classful Routing wurde seit Einführung des Internetprotokolls ³ zur Adressierung von Subnetzen und Hosts eingesetzt. Der IP-Adressraum ist in unterschiedliche Klassen A bis E aufgeteilt. Die Klassen A bis C dienen zur normalen Adressierung von Hosts. Sie unterscheiden sich in der Länge der Netzwerk- und Host-ID.

- Klasse A: netid: 7, hostid: 24 Bit
- Klasse B: netid: 14, hostid: 16 Bit
- Klasse C: netid: 21, hostid: 8 Bit

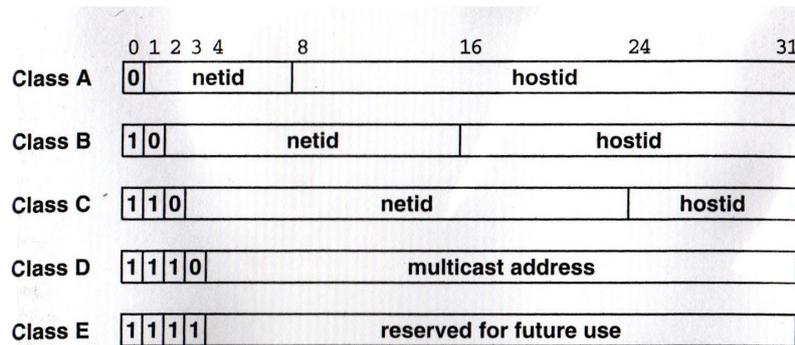


Abbildung 2: Aus [1], Seite 43.

Adressen der Klasse D waren für Multicast vorgesehen und die Klasse E war bis zur Einführung von CIDR für zukünftige Verwendung frei gehalten. Diese zwei Klassen spielen für die weitere Betrachtung keine Rolle.

³im Folgenden mit IP abgekürzt

2.1 Routing mit Klassen

Andrew S. Tanenbaum beschreibt in [5] das Routing mit Classful Addressing wie folgt: Aus IP-Paketen, die einen Router erreichen, wurde zunächst aus der Adresse die Klasse ausgelesen. Dies geschah durch einen *Rightshift* um 28 Bits. Anhand der nächsten 4 Bits wurde die Klasse ermittelt und die Adressen einer bestimmten Teilmenge von Adressen zugeordnet. Bei der Klasse A waren dies acht, für Klasse B vier, bei C zwei sowie D und E⁴ jeweils eine.

In diesen Tabellen wurde nun nach einem passenden Eintrag gesucht. Bei den Klassen A und B geschah die Suche durch Indizieren und bei Klasse C durch Hashing. Wenn ein passender Eintrag gefunden wurde, folgte die Weiterleitung des Pakets an die Next-Hop-Address.

2.2 Probleme des Routing mit Klassen

Das Hauptproblem des Routing mit Klassen ist die ungenügende Flexibilität im Adressieren von Subnetzen. Zum Einen werden die Routing-Tabellen durch fehlende Zusammenfassung von IP-Adressen sehr groß. Dies bedeutet auch einen Effizienzurückgang der verwendeten Routing Algorithmen. Zum Anderen werden durch die schlechte Skalierbarkeit der Adressblöcke unnötig viele IP-Adressen verschwendet, wie Rekhter et. al. in [4] kritisieren.

Dies lässt sich an einem Beispiel nach [5] zeigen: Stellen wir uns eine Firma Mittelmann mit 300 Computern vor, die einen Internetzugang benötigen. Der Firma würde nun eine Class-B Adresse zugewiesen werden. Von den 65535 möglichen Adressen würden lediglich 300 genutzt werden. Also verblieben mehr als 65.000 Adressen ungenutzt.

Ähnlich sieht es bei Firma Klein&Söhne aus: Diese benötigt 5 IP-Adressen und bekommt eine C-Adresse zugewiesen. Hier werden von den 255 möglichen Adressen 250 nicht genutzt.

Tanenbaum berichtet in [5], dass zu Beginn der 1990er Jahre vor allem bei den Klassen B und C eine sehr hohe Nachfrage zu verzeichnen war. Daher nahm man an, dass die vorhandenen Adressen innerhalb der nächsten 10 Jahre aufgebraucht sein würden.

⁴sofern unterstützt

3 Funktionsweise von CIDR

Die dem bisherigen Verfahren fehlende Flexibilität erreicht CIDR durch so genannte *Variable Length Subnet Masks*⁵. Die Subnetzmaske ist eine Binärzahl mit N Einsen⁶ am Anfang und $32 - N$ Nullen am Ende. Die Anzahl der Einsen beschreibt den Netzwerkteil der zugehörigen IP-Adresse. Diesen erhält man durch bitweise AND-Verknüpfung von IP-Adresse und Subnetzmaske.

Der Hostanteil ist dann durch die Verknüpfung von Adresse und dem Komplement der Subnetzmaske zu berechnen.

Die Subnetzmaske wird nicht mit den IP-Paketen übermittelt, sondern ist auf jedem Router entsprechend seiner Ebene im Netz zu konfigurieren. Mit diesen variablen Subnetzmasken lassen sich nun Subnetze beliebiger Größe festlegen.

3.1 Notation der Subnetzmaske

Subnetzmasken haben die Form $1^n 0^{32-n}$ und werden wie folgendes Beispiel notiert:

<i>binär</i> :	11111111.11111111.11111111.00000000
<i>dezimal</i> :	255.255.255.0
<i>Slash – Notation</i> :	$x.x.x.x/24$

3.2 Ein Beispiel zur Berechnung des Netzwerkanteils einer IP-Adresse

<i>IP – Adresse</i> :	128.211.176.212
<i>Subnetzmaske</i> :	255.192.0.0
<i>Slash – Notation</i> :	128.211.176.212/10

AND-Verknüpfung ergibt Netzwerkanteil:

<i>IP – Adresse</i> :	10000000.11010011.10110000.11010100
<i>Subnetzmaske</i> :	11111111.11000000.00000000.00000000
<i>AND</i> →	10000000.11000000.00000000.00000000
<i>Dezimalschreibweise</i> :	128.196.0.0

⁵VLSM

⁶linkskontinuierlich

4 Adresszuweisungen

4.1 Zusammenfassung von Routen

Mit CIDR können ganze Blöcke von IP-Adressen durch einzelne Präfixe repräsentiert werden⁷. So steht beispielsweise 128.196.0.0/16 für rund 65.000 Adressen zwischen 128.196.0.0 und 128.196.255.255.

Damit werden zum Beispiel Kontinente, ISPs⁸ oder Fakultäten einer Universität als Einheiten aufgefasst und mit kontinuierlichen Adressblöcken adressiert.

Durch die beliebige Verfeinerung der subnetzinternen Hierarchie kann mit CIDR eine sehr hohe Datenabstraktion erreicht werden. Diese trägt dazu bei, die Routingtabellen wesentlich zu verkleinern.

Die Abbildungen 3 und 4 verdeutlichen diese *Route Aggregation*.

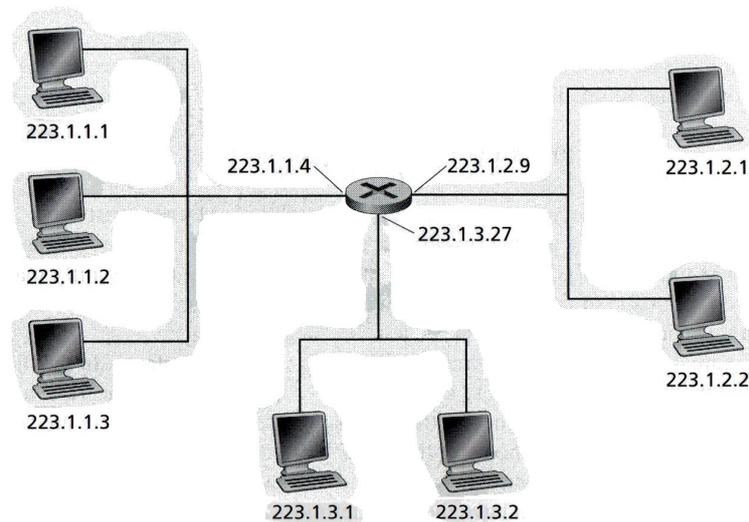


Abbildung 3: Die tatsächlich existierenden Adressen. Aus [3], Seite 332.

⁷Route Aggregation

⁸Internet Service Provider

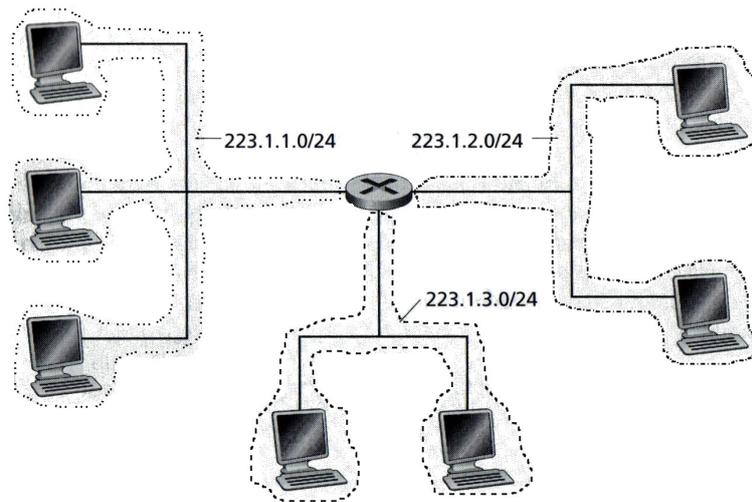


Abbildung 4: Das selbe Netzwerk nach Route Aggregation. Aus [3], Seite 333.

4.2 Reservierte Blöcke

Es gibt jedoch nach wie vor Einschränkungen, so sind neben *Loop-Back* Adresse 127.0.0.1 für den Localhost noch weitere Adressen für private Netzwerke reserviert. Nicht unbemerkt sollten außerdem die Spezialadressen für Broadcast bleiben:

Das Suffix, welches ausschließlich aus Nullen bzw. Einsen besteht, wird für einen Broadcast innerhalb des durch das Präfix spezifizierten Subnetzes verwendet.

Die IP-Adresse 0.0.0.0 wird in den meisten Konfigurationen als Kennzeichner für die default Route verwendet[1].

Tabelle 1: reservierte Blöcke nach [1], Seite 155.

Präfix	Niedrigste Adresse	Höchste Adresse
10.0.0.0/8	10.0.0.0	10.255.255.255
172.16.0.0/12	172.16.0.0	172.31.255.255
192.168.0.0/16	192.168.0.0	192.168.255.255
169.254.0.0/16	169.254.0.0	169.254.255.255

5 Routing mit CIDR

CIDR wird von Inter-AS-Routing⁹ Protokollen seit BGP4¹⁰ unterstützt.

Das Routing unterscheidet sich vor allem durch die Maskierung der IP-Adressen vom oben besprochenen Verfahren. Es wird im Gegensatz zum Classful Routing auch nur *eine* Routing Tabelle für alle bekannten Adressen verwendet.

Aus ankommenden Paketen wird die IP-Adresse extrahiert und mit der zum Router gehörigen Subnetzmaske maskiert. Das resultierende Präfix wird mit den Einträgen in der Routingtabelle verglichen. Douglas E. Comer stellt in [1] Algorithmen und Datenstrukturen vor, die ein effizientes Forwarding ermöglichen:

5.1 Suche Anhand der Maskenlänge *longest prefix match*

Dieser Algorithmus prüft alle möglichen Aufteilungen zwischen Netzwerk- und Hostanteil. Es werden jeweils die ersten n Bits der Adresse mit den entsprechenden Routingeinträgen verglichen und das Paket schließlich an den längsten übereinstimmenden Eintrag weitergeleitet.

Der Nachteil dieses Algorithmus ist die relativ hohe Anzahl von 31 Vergleichen pro Forwarding-Operation. Diese fallen insbesondere bei den relativ oft auftretenden Weiterleitungen an Default-Routes ins Gewicht, obwohl für diese eigentlich nur 1 Vergleich nötig wäre.

5.2 Suche mit binären Bäumen

Hier werden die Routingeinträge durch einen binären Baum dargestellt, dessen Knoten und Blätter alle dem Router bekannten Ziele darstellen. Die Zieladresse wird dann von der Wurzel und dem MSB¹¹ beginnend bitweise verglichen bis eine Wurzel erreicht ist oder keine weiterführende Kante im Baum existiert.

Ist dem so ermittelte Knoten ein gültiger Routingeintrag zugeordnet, wird das Paket weitergeleitet.

⁹Autonomous Systems

¹⁰Border Gateway Protocol Version 4, Einführung 1994 [2]

¹¹Most Significant Bit, höchstwertiges Bit

5.3 PATRICIA/Level-Compressed Trees

Dies sind Bäume, bei denen unverzweigte Wege zusammengefasst sind und somit mehrere Vergleiche übersprungen werden können. Sie sind in der Suche effizienter, benötigen aber mehr Wartungsaufwand, weil die Routingtabellen regelmäßig optimiert werden müssen.

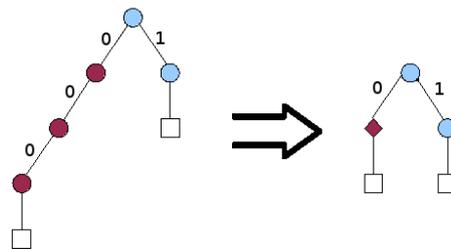


Abbildung 5: Normaler Binärbaum und Level-Compressed Tree

6 Richtlinien zur Adressvergabe

Dieses Kapitel beinhaltet eine Auswahl an Vorschlägen, die in [4] zur Adressvergabe in unterschiedlichen Domains gegeben werden. Diese orientieren sich in erster Linie an dem Ziel von CIDR, das Wachstum der Hostanzahl durch angepasstes Subnetting auf Ebene der Netzanbieter zu kompensieren und weniger an den Ansprüchen der einzelnen Verbraucher. Eine Einhaltung der Vorgaben empfiehlt sich jedoch in den meisten Fällen, da ein reibungsloses Routing auch den Verbrauchern zu Gute kommt.

6.1 Innerhalb einer Domain

Zur Begriffsklärung: Als Domain¹² bezeichnet wird hier ein virtuellen Host im Internet. Dies kann zum Beispiel ein tatsächlich existierender Host sein. Jedoch handelt es sich bei den Domains im Internet häufig um eine Menge von Routern mit einem zugehörigen Subnetz.

Innerhalb einer Domain sollten Adressen gemäß geografischen, politischen oder organisatorischen Gegebenheiten und Anforderungen als Blöcke vergeben werden. Auf diese

¹²es wird nicht von Domäne gesprochen, um noch größere Verwirrung zu vermeiden

Weise wird gewährleistet, dass die Domain zu höheren Ebenen in der Hierarchie (*Super-net*) als ein Präfix abstrahiert werden kann. Der Adressoverhead¹³ in der Domain sollte möglichst klein gehalten werden.

Dem erwarteten Wachstum der an der Domain angeschlossenen Hostsmenge sollte auch Beachtung geschenkt werden.

6.2 Direkte Provider

Als direkte Provider bezeichnet man Transit Routing Domains TRD. Das sind ISP, die einen Zugang für Endnutzer bereit stellen.

Diese erhalten für im Regelfall eine Anzahl von Blöcken von indirekten ISPs¹⁴, die entsprechend der Anforderungen der angeschlossenen Organisationen weitergegeben werden. Nach Möglichkeit soll auch hier eine hohe Aggregation der untergeordneten Netzwerkadressen erreicht werden.

6.3 Multi Homed Domains

Hierbei handelt es sich zum Beispiel um Firmen oder Organisationen, die weltweit eine große Anzahl von Hosts betreibt. Diese sind in vielen Fällen über unterschiedliche TRDs mit dem Internet verbunden. Es muss entschieden werden, ob

- der Organisation ein alle ihre Hosts umspannender Block von IP-Adressen zugewiesen wird,
- die räumlich getrennten Subnetze jeweils Adressblöcke von den regionalen ISPs annehmen oder
- die Hosts in Gruppen aufgeteilt werden, sodass alle Hosts, die nur an ISP 1, alle die an ISP 2 und all jene, die an beide angeschlossen sind jeweils einen Block bilden.

¹³ Anteil ungenutzter Adressen

¹⁴ z.B. Backbones

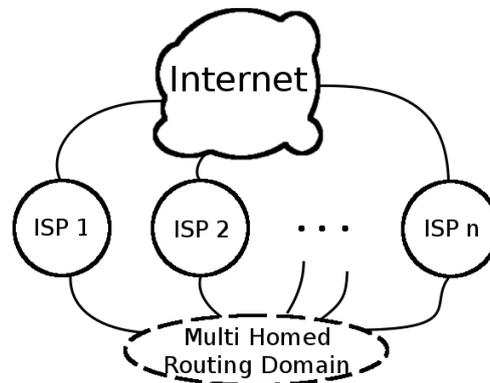


Abbildung 6: Multi Homed Routing Domain

6.4 Zero Homed Domains

Als Zero Homed Domains bezeichnet man Netze, die selbst keinen Zugang zum Internet haben, aber mit anderen Netzen verbunden sind, die wiederum an das Internet angeschlossen sind.

Auch diese Domains müssen gültige Adressen vergeben, damit es an den Routern der anderen Domain keine mehrdeutigen Routingeinträge geben kann. *siehe Abbildung 7*

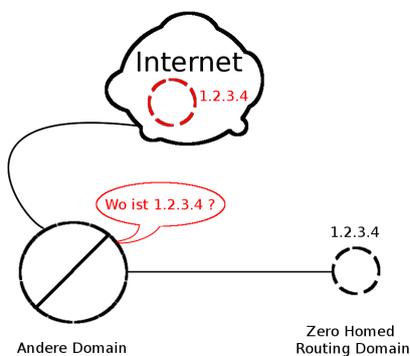


Abbildung 7: Zero Homed Routing Domain

6.5 Adressvergabe

Kurose und Ross stellen die Verantwortlichkeiten für die Vergabe von Adressblöcken in [3] vor: Auf globaler Ebene die ICANN¹⁵ zuständig. Diese Organisation, welche auch die DNS Root Server verwaltet, gibt Adressblöcke an entsprechende regionale Organisationen weiter (z.B. RIPE in Europa, ARIN in Nordamerika). Von denen erhalten nationale Organisationen Adressblöcke und diese verteilen sie an die unterschiedlichen ISP.

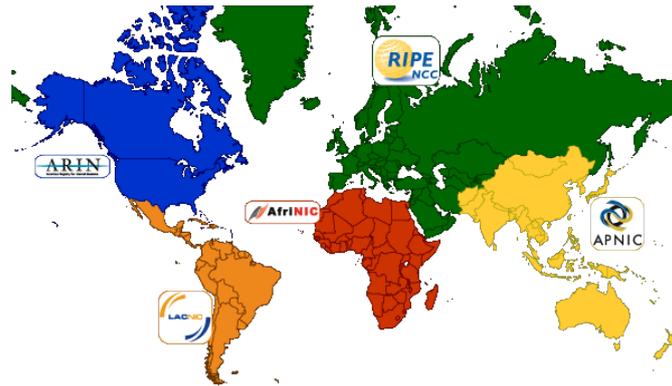


Abbildung 8: Non-profit Adress Distributing Organisations.
<http://www.nro.net/images/map.gif>; Stand: Dezember 2007.

¹⁵Internet Corporation for Assigned Names and Numbers

7 Zusammenfassung

7.1 Übergang von klassenbasiertem Routing zu CIDR

Die Umstellung von klassenbasiertem Addressing und Forwarding zu CIDR konnte nicht *über Nacht* erfolgen. Zum einen mussten die A, B und C Adressen weiterhin korrekt verarbeitet werden. Zum anderen würden nicht alle Administratoren sofort CIDR basierte Routingprotokolle zum Einsatz kommen lassen. Deshalb wurden zunächst /8, /16 oder /24 Äquivalente von bereits vergebene Adressen erstellt und diese parallel zu den *alten* Adressen gelistet.

Mit der Einführung von CIDR wurde Mitte der 1990er Jahre das Ziel erreicht, Adressblöcke einzusparen, mehr Flexibilität bei der Zuweisung von Subnetzen zu ermöglichen und Inter-AS-Routing-Tabellen im Wachstum zu beschränken. Dies zeigt nachstehende Abbildung: Das Diagramm zeigt die Entwicklung der Einträge eines repräsentativen Routers

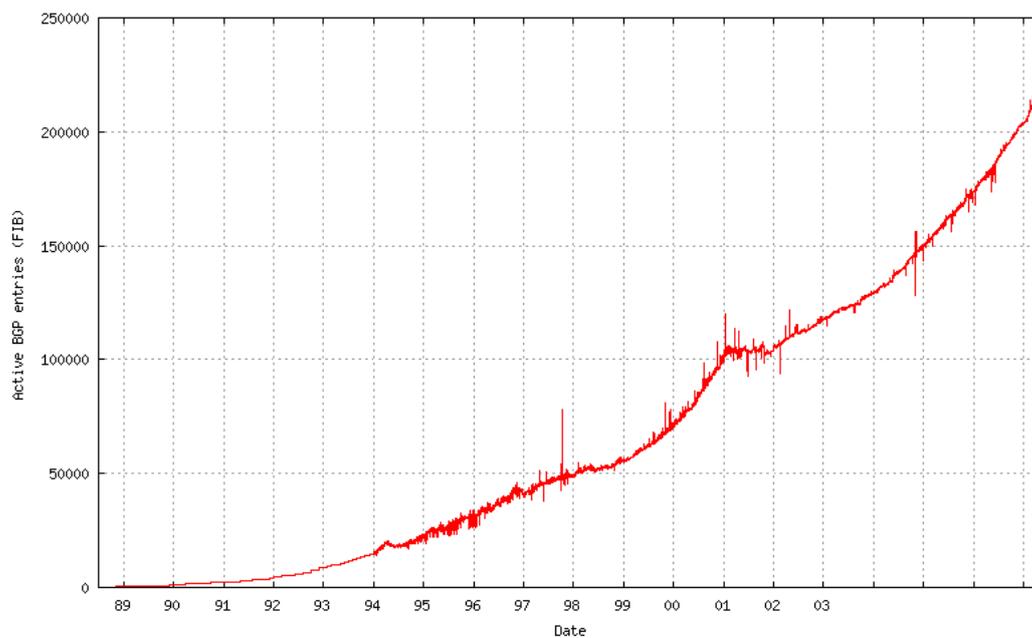


Abbildung 9: Entwicklung der Routingtabellengröße des AS 4637.
<http://wbgp.potaroo.net/as4637/dec07>; Stand: Dezember 2007.

seit 1989. Fuller und Li beschreiben in [2] die Phasen des Wachstums der Routingtabellen wie folgt:

1. Exponentielles Wachstum zwischen den späten 1980er Jahren und 1993. Dieses wurde vor allem durch die mangelnden Möglichkeiten der Aggregation verursacht.
2. Beschleunigung des exponentiellen Trends um die Jahreswende 1993/94, als CIDR Adressblöcke eingeführt wurden und zunächst als zusätzliche Klasse-C-Adresseinträge in die Routingtabellen aufgenommen wurden.
3. Mit der Einführung von BGP4 sank die Größe signifikant ab, da ab nun die Zusammenfassung von Adressblöcken möglich war.
4. Das lineare Wachstum der Tabellengröße zwischen 1994 und 1999 wird auf die Wirkung CIDR basierter Adressvergabe-strategien zurückgeführt. Die Anzahl teilnehmender Hosts stieg in dieser Zeit vergleichsweise stark.
5. Die weitere Entwicklung wird vor allem mit der fortschreitenden wirtschaftlichen Nutzung des Internets begründet. Das Wachstum korreliert stark mit der Entwicklung der Weltwirtschaft.

7.2 Wichtigste Verbesserungen durch CIDR

Als wichtigste Auswirkungen von CIDR fassen Fuller und Li in [2] zusammen:

- Flexibilität der Adressblockgröße beseitigt das Problem mangelhafter Unterstützung mittelgroßer Netze.
- Aggregation durch Präfixe bremst das Wachstum der Routingtabellen.
- Aufbrauchen der IPv4 Adressen vorerst verzögert.

7.3 Probleme von CIDR

Größte Schwachstelle ist die Tatsache, dass viele bereits vergebene Adressen nach der Einführung von CIDR die Vorgaben für effiziente Abstraktion nicht erfüllten. Die geographische Verteilung der IP-Adressen begrenzt die optimale Auswirkung der Vorteile von CIDR. Viele ISPs haben sich als äußerst unkooperativ erwiesen, was eine Neuverteilung der Adressen angeht - diese erst würde die volle Wirkungsentfaltung von CIDR ermöglichen.

7.4 Ausblick

CIDR war von vorn herein als kurzfristige Lösung dieser Probleme angedacht. Die Verzögerung der Erschöpfung des IPv4 Adressraums ging mit einer Verzögerung der Entwicklung langfristiger Lösungen einher, wie in [2] bemängelt wird. CIDR wird auf lange Sicht nicht ausreichen, die Adressanforderungen zu bewältigen.

IPv6 wurde mit der Intention entwickelt, CIDR zu unterstützen und dies wurde auch umgesetzt. Die Funktionsweise gleicht dem bisherigen Standard, selbstverständlich mit entsprechend längeren Subnetzmasken.

Allerdings zeichnet sich bereits ab, dass die Umstellung von IPv4 auf IPv6 bei vielen Internet Service Providern nur sehr schleppend voran getrieben wird.

8 Danksagung

Dank an Arne Vater für die $L^A T_E X$ Vorlage, Philip und Manuel für inhaltliche Anregungen, Johannes für technische Unterstützung und die Korrekturleser Anne und Jendrik.

Literatur

- [1] Douglas E. Comer. *Internetworking with TCP/IP Vol.1: Principles, Protocols, and Architecture*. Prentice Hall, 4th edition, January 2000.
- [2] V. Fuller and T. Li. Classless Inter-Domain Routing (CIDR): The Internet Address Assignment and Aggregation Plan. *RFC 4632*, 2006.
- [3] James F. Kurose and Keith W. Ross. *Computer Networking: A Top-Down Approach (3th Edition)*. Addison Wesley, March 2005.
- [4] Y. Rekther and T. Li. An Architecture for IP Address Allocation with CIDR. *RFC 1518*, 1993.
- [5] Andrew S. Tanenbaum. *Computer Networks, Fourth Edition*. Prentice Hall PTR, August 2002.

Abbildungsverzeichnis

1	Mögliche Konfigurationen für Subnetze. Aus [1], Seite 134.	4
2	Aus [1], Seite 43.	5
3	Die tatsächlich existierenden Adressen. Aus [3], Seite 332.	8
4	Das selbe Netzwerk nach Route Aggregation. Aus [3], Seite 333.	9
5	Normaler Binärbaum und Level-Compressed Tree	11
6	Multi Homed Routing Domain	13
7	Zero Homed Routing Domain	13
8	Non-profit Adress Distributing Organisations. http://www.nro.net/images/map.gif ; Stand: Dezember 2007.	14
9	Entwicklung der Routingtabellengröße des AS 4637. http://wbgp.potaroo.net/as4637/dec07 ; Stand: Dezember 2007.	15