



(19)
Bundesrepublik Deutschland
Deutsches Patent- und Markenamt

(10) DE 602 00 680 T2 2005.08.25

(12)

Übersetzung der europäischen Patentschrift

(97) EP 1 255 376 B1

(51) Int Cl.⁷: H04L 12/413

(21) Deutsches Aktenzeichen: 602 00 680.5

(96) Europäisches Aktenzeichen: 02 252 552.1

(96) Europäischer Anmeldetag: 10.04.2002

(97) Erstveröffentlichung durch das EPA: 06.11.2002

(97) Veröffentlichungstag
der Patenterteilung beim EPA: 30.06.2004

(47) Veröffentlichungstag im Patentblatt: 25.08.2005

(30) Unionspriorität:
848127 03.05.2001 US

(84) Benannte Vertragsstaaten:
DE, FI, FR, GB, IT, SE

(73) Patentinhaber:
Lucent Technologies Inc., Murray Hill, N.J., US

(72) Erfinder:
Chih-Peng, Li, Kaohsiung, Taiwan 800, TW

(74) Vertreter:
derzeit kein Vertreter bestellt

(54) Bezeichnung: **Fast optimale Fairness-Backoff-Verfahren und -System**

Anmerkung: Innerhalb von neun Monaten nach der Bekanntmachung des Hinweises auf die Erteilung des europäischen Patents kann jedermann beim Europäischen Patentamt gegen das erteilte europäische Patent Einspruch einlegen. Der Einspruch ist schriftlich einzureichen und zu begründen. Er gilt erst als eingelebt, wenn die Einspruchsgebühr entrichtet worden ist (Art. 99 (1) Europäisches Patentübereinkommen).

Die Übersetzung ist gemäß Artikel II § 3 Abs. 1 IntPatÜG 1991 vom Patentinhaber eingereicht worden. Sie wurde vom Deutschen Patent- und Markenamt inhaltlich nicht geprüft.

Beschreibung

[0001] Die Erfindung betrifft im Allgemeinen Datenkonkurrenzauflösung, wobei mehrere Benutzer um Zugriff auf ein Datennetzwerk konkurrieren, und noch spezieller, Systeme und Verfahren zum Auflösen von Datenkollisionen.

ALLGEMEINER STAND DER TECHNIK

[0002] In jedem Netzwerk, in welchem Mehrfachbenutzer mit einem gemeinsam benutzten Kommunikationskanal verbunden sind, gibt es typischerweise ein Verfahren, um zu entscheiden, welcher Benutzer die Verwendung des Kanals erhält, wenn Konkurrenz besteht. Wenn zwei oder mehr Benutzer versuchen, Daten gleichzeitig auf derselben Bandbreite zu übertragen, kann eine Kollision stattfinden und Daten können verloren gehen. Die unterschiedlichen Verfahren, um Konkurrenz unter Benutzern aufzulösen und Datenkollisionen zu beheben, werden häufig Medienzugangsprotokolle (MAC, Medium Access Control protocols) genannt.

[0003] Eine Hauptkategorie von MAC-Protokollen besteht aus dem stochastischen Zugriffstyp. Diese Protokolle arbeiten mit Paketkonkurrenztechniken, wie z. B. S-Aloha oder Vielfachzugriff mit Leitungsurwachung (CSMA, Carrier Sense Multiple Access), um mit Kanalkonkurrenz umzugehen. S-Aloha reduziert die Anzahl von Datenkollisionen, indem der Kanal in Zeitschlitzte unterteilt und gefordert wird, dass die Benutzer zu Beginn jedes Schlitzes übertragen. Kollisionen finden bei S-Aloha-Systemen statt, wenn zwei oder mehr Benutzer versuchen, gleichzeitig in demselben Zeitschlitz zu übertragen. CSMA reduziert Kollisionen dadurch, dass die Benutzer die Datenkanäle überwachen müssen, um zu entscheiden, wann der Kanal belegt oder für eine Übertragung frei ist. Kollisionen finden bei CSMA statt, wenn zwei oder mehr Benutzer gleichzeitig merken, dass ein Kanal frei ist und zu derselben Zeit übertragen.

[0004] Eine getrennte Kategorie von MAC-Protokollen besteht aus der bedarfsweisen Zuteilung. Diese Protokolle verwalten Netzwerkkonkurrenz, indem der Kanal in Reservierungsschlitzte unterteilt und gefordert wird, dass die Benutzer einen Kanalschlitz zum Übertragen reservieren. Im Gegensatz zu stochastischen Zugangsprotokollen, sind die Benutzer in einem System mit bedarfsweiser Zuteilung sicher, dass die Daten ohne Kollision übertragen werden, sobald eine erfolgreiche Reservierung vorgenommen worden ist. Dennoch finden immer noch Kollisionen bei bedarfsweiser Zuteilung während der Reservierungsphase für die Übertragung statt, wenn zwei oder mehr Benutzer versuchen, gleichzeitig auf derselben Bandbreite Reservierungen vorzunehmen.

[0005] Datenkollisionen gehören zur Realität des

Lebens, wenn Mehrfachbenutzer mit einem gemeinsam benutzten Kommunikationskanal verbunden sind, unabhängig davon, ob ein stochastisches Zugangsprotokoll oder ein Protokoll der bedarfsweisen Zuteilung verwendet wird. Um zu vermeiden, dass Daten jedes Mal verloren gehen, wenn eine Kollision stattfindet, verwenden MAC-Protokolle Kollisionsauflösung oder Backoff-Algorithmen, um die Kollision zu beheben und zu bestimmen, wann die kollidierten Daten erneut übertragen werden.

[0006] Beim Stand der Technik gibt es drei allgemein bekannte Arten von Backoff-Algorithmen. Die erste besteht aus einem Aufspaltungs-Algorithmus auch als Baum-Algorithmus bekannt. Die zweite Art besteht aus einem adaptiven p-Persistenz-Algorithmus und die dritte besteht aus einem binären exponentiellen Backoff-Algorithmus (BEB). Jeder Algorithmus verwendet eine andere Lösung, um zu entscheiden, wann Daten, die vorhergehend kollidiert sind, erneut übertragen werden.

[0007] Es gibt keine einzige Norm, um zu entscheiden, welche der drei Kategorien von Backoff-Algorithmen die beste ist. Eine Leistungsnorm ist der Durchsatz. Im Allgemeinen besteht der Durchsatz aus der Datenmenge, die von einem Benutzer zu einem anderen Benutzer während einer bestimmten Zeitspanne übertragen wird. Bei Konkurrenzauflösungsalgorithmen wird Durchsatz häufig als ein Verhältnis zwischen der Anzahl von erfolgreichen Übertragungen und der gesamten Anzahl von Übertragungsmöglichkeiten gemessen. In einem drahtlosen Internetzugangssystem, welches ein Protokoll bedarfsweiser Zuteilung verwendet, besteht Durchsatz beispielsweise aus dem Verhältnis zwischen der Anzahl von erfolgreich vorgenommenen Reservierungen und der gesamten Anzahl von verfügbaren Reservierungsschlitzten.

[0008] Von den drei vorstehend genannten Klassen von Backoff-Algorithmen weisen die Baum-Algorithmen im Allgemeinen den höchsten Durchsatz auf. Obwohl ihr maximaler stabiler Durchsatz unbekannt bleibt, haben Baum-Algorithmen Durchsätze von 0,4878 erreicht. Dieser höhere Durchsatz hat allerdings seinen Preis. Der Baum-Algorithmus ist mit Abstand der komplizierteste der drei Backoff-Algorithmen in der Implementierung, und die Anzahl von Netzwerken, die einen Baum-Algorithmus implementieren können, ist beschränkt, weil der Algorithmus erfordert, dass die Benutzer die drei möglichen Zustände (Erfolg, Kollision, Frei) für jeden Reservierungsschlitz genau kennen.

[0009] Die zweite Art des Backoff-Algorithmus ist ein adaptiver p-Persistenz-Algorithmus. Ein adaptiver p-Persistenz-Algorithmus funktioniert, indem eine Wahrscheinlichkeit p einer erneuten Übertragung berechnet wird, die durch Schätzen der Anzahl von aktiven

Benutzern bestimmt wird (Benutzer, die um die Bandbreite konkurrieren), wobei Rückmeldung von den Reservierungsschlitten verwendet wird. Der Algorithmus erhöht p , wenn ein freier Schlitz vorkommt und senkt p , wenn eine Kollision erkannt wird. Ist eine unendliche Anzahl von Benutzern in dem System vorhanden, beträgt der maximal erreichbare Durchsatz von adaptiven p -Persistenz-Algorithmen höchstens $1/e = 0,3679$. Unter solchen Umständen kommen Warteschlitze mit einer Wahrscheinlichkeit von $1/e = 0,3679$ vor, und Kollisionen finden mit einer Wahrscheinlichkeit von $1-2/e \sim 0,2642$ statt.

[0010] Wie ein Baum-Algorithmus erfordert ein adaptiver p -Persistenz-Algorithmus eine Rückmeldung über die Datenkanäle, was viele Netzwerke nicht zur Verfügung stellen. In vielen Systemen, einschließlich vieler Computer und drahtloser Kommunikationsnetzwerke, wissen einzelne Benutzer, ob ihre eigenen Pakete erfolgreich übertragen werden oder nicht, aber haben keine Informationen über den Status von anderen Kanälen in dem Netzwerk. Weil so viele Mehrfachnutzersysteme (einschließlich Ethernet, CATV und drahtlose Netzwerke) die erforderliche Kanalrückmeldung nicht zur Verfügung stellen, wird der BEB-Algorithmus häufig zur Kollisionsauflösung genommen.

[0011] Im Gegensatz zum Baum- und p -Persistenz-Algorithmus verlangt ein BEB-Algorithmus nicht, dass die Benutzer Rückmeldung über jeden Datenkanal liefern. BEB funktioniert folgendermaßen: eine sofortige erste Übertragung wird vorgenommen, sobald ein Paket an einem Kopf der Übertragungswarteschlange eintrifft. Wenn der übertragende Benutzer eine Kollision erkennt, überträgt er erneut k Schlitze später, wobei k eine zufällige ganze Zahl ist, die gleichmäßig in dem Intervall $[1, 2^i]$ verteilt ist. Das Intervall, in welchem die gleichmäßig verteilte Zahl gezogen wird, wird nachstehend als das Backoff-Fenster bezeichnet. Wenn i (die Anzahl von Kollisionen) größer als 16 ist, ist das Paket verloren und wird fallen gelassen. Sobald ein Paket entweder erfolgreich übertragen oder fallen gelassen wird, wird i auf Null zurückgestellt. Die BEB zugrunde liegende Logik besteht darin, dass, für ein gegebenes Paket, eine hohe Anzahl von erfolglosen Übertragungen bedeutet, dass mehr Benutzer um die verfügbare Bandbreite konkurrieren und ein größeres Backoff-Fenster geöffnet werden sollte.

[0012] Einer der Nachteile von BEB besteht darin, dass er unter einer Reihe von Leistungsproblemen leidet. Als erstes führt er dazu, dass ein Netzwerk instabil wird, wenn die Anzahl von Benutzern sehr groß wird. Dies bedeutet, dass wenn sich die Anzahl von Benutzern in einem System unendlich nähert, sich der Durchsatz eines BEB-Systems Null nähert. Darüber hinaus führt BEB unter den konkurrierenden Benutzern dazu, dass der zuletzt Eintreffende zuerst be-

dient wird. Insbesondere ist die Wahrscheinlichkeit für einen Benutzer größer, dessen Paket gerade neu an dem Kopf der Übertragungswarteschlange eingetroffen ist, einen Reservierungsschlitz zu erhalten, als für einen Benutzer, der schon in der Warteschlange gewesen ist und eine oder mehrere Kollisionen erfahren hat. Dies geschieht, weil der Benutzer, dessen Paket gerade in der Warteschlange eingetroffen ist, ein im Verhältnis kleineres Backoff-Fenster haben wird, als der Benutzer, der schon mehrere Kollisionen erfahren hat. Dies nennt sich Unterdrückungseffekt, weil ermöglicht wird, dass ein einziger oder wenige gewinnende Benutzer die verfügbare Bandbreite dominieren.

[0013] Demzufolge besteht in der Industrie ein nicht befriedigter Bedarf an einem verbesserten Verfahren zum Auflösen von Datenkollisionen, das die bekannten Unzulänglichkeiten beseitigt, von denen einige vorstehend erläutert wurden.

[0014] EP-A-0 877 511 offenbart einen Knoten, der mit einem Bus eines Kommunikationssystems verbunden ist, welcher ein Gerät enthält, das die Anzahl von Kollisionen erkennt, die auf dem Bus stattgefunden haben, bevor Informationen auf den Bus übertragen werden. Der Knoten wählt danach auf eine zufällige Weise aus einer Reihe von Backoff-Fenstern auf der Basis der Anzahl von stattgefundenen Kollisionen ein Backoff-Fenster aus.

[0015] GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE-GLOBECCOMM '99, 5. bis 12. Dezember 1999, Seiten 570–579, offenbart einen Lastausgleichs-Algorithmus für drahtlose Verbindungen, um das Gerechtigkeitsproblem zu lösen. Ein Algorithmus zum Reduzieren oder zum Verhindern von Kollisionen, die in Netzwerken stattfinden, die nicht vollständig verbunden sind, wird vorgestellt. In Netzwerken, die nicht vollständig verbunden sind, existieren verdeckte Stationen, die Anforderungen, die von anderen Stationen getätigt werden, um ein gemeinsam genutztes Medium zu verwenden, nicht „hören“ können. Als Ergebnis verfügen diese verdeckten Stationen über eine große Backoff-Fenstergröße und deswegen ist es für sie schwierig, Nutzung des gemeinsam unter den Stationen genutzten Mediums zu erhalten. Ein Fenstertausch-Algorithmus wird eingeführt, wobei eine Übertragungsstation Informationen über die letzte Backoff-Fenstergröße in einen Protokollrahmen einführt, um jeder Station, die diese Informationen empfängt, zu ermöglichen, ihr neues Backoff-Fenster zu berechnen. Das neue Backoff-Fenster wird unter Verwendung von unterschiedlichen p -persistenzen, auf Vielfachzugriff mit Leistungsüberwachung basierenden Algorithmen berechnet.

KURZDARSTELLUNG DER ERFINDUNG

[0016] Ein Verfahren und ein System gemäß der Er-

findung, wie in den unabhängigen Ansprüchen dargestellt. Bevorzugte Ausführungsformen sind in den abhängigen Ansprüchen dargestellt.

[0017] Die vorliegende Erfindung umfasst Systeme und Verfahren zur Kollisionsauflösung unter Verwendung eines „Fast optimalen Gerechtigkeits-Algorithmus“ (NOF, Near Optimal Fairness). Der NOF-Algorithmus berechnet ein optimales Backoff- oder Konkurrenzfenster, welches den Benutzern, die um Systembandbreite konkurrieren, rundgesendet wird. Der NOF-Algorithmus handhabt Datenkonkurrenz in Zyklen, in welchen jedem Benutzer innerhalb eines Zyklus im Allgemeinen eine erfolgreiche Reservierung garantiert wird, bevor der Zyklus beendet ist. Am Start eines Zyklus sendet ein Zugriffspunkt den Benutzern ein gemeinsam genutztes Backoff- oder Konkurrenzfenster. Die Größe des Fensters ist vorzugsweise gleich der Anzahl erfolgreicher Reservierungen in dem vorhergehenden Zyklus und funktioniert als eine Schätzung der Anzahl von konkurrierenden Benutzern in dem aktuellen Zyklus. Die Benutzer versuchen Reservierungen in den verfügbaren Reservierungsschlitzten. Einige sind erfolgreich und andere kollidieren. Ein neues Backoff-Fenster wird auf der Basis der Anzahl von Benutzern berechnet, die kollidiert sind, und danach können die Benutzer, die kollidiert sind, versuchen, eine andere Reservierung vorzunehmen. Der Prozess läuft weiter, bis jeder Benutzer, der am Start des Zyklus um Bandbreite konkurrierte, eine erfolgreiche Reservierung vorgenommen hat. Die Benutzer, die in der Mitte des Zyklus Bandbreite anforderten, und Benutzer, die früher in einem Zyklus Reservierungen erfolgreich vorgenommen haben, können erst wieder versuchen, einen Reservierungsschlitz zu reservieren, wenn der nächste Zyklus beginnt.

[0018] Gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung umfasst ein Verfahren zur Datenkollisionsauflösung in einem gemeinsam von mehreren Benutzern benutzten Netzwerk die Schritte des Berechnens eines ersten Backoff-Fensters auf der zumindest teilweisen Basis einer Schätzung der Anzahl von Benutzern in dem Netzwerk, Sendens eines ersten Backoff-Fensters zu mehreren Benutzern des Netzwerks, Berechnens eines zweiten Backoff-Fensters auf der zumindest teilweisen Basis der Anzahl von Kollisionen, die in dem ersten Backoff-Fenster stattgefunden haben, und des Sendens des zweiten Backoff-Fensters zu einem oder mehreren der mehreren Benutzer des Netzwerks. Das erste, das zweite und die nachfolgenden Backoff-Fenster werden vorzugsweise innerhalb eines einzigen Zyklus berechnet, in dem eine beschränkte Anzahl von Benutzern um Netzwerkbetriebsmittel konkurrieren kann. Sobald alle der um Netzwerkbetriebsmittel innerhalb eines Zyklus konkurrierenden Benutzer Reservierungen vorgenommen haben, das bedeutet, dass keine Kollision stattgefunden hat, wird der Zyklus demzu-

folge beendet und ein neuer Zyklus wird eingeleitet. Gemäß einem Aspekt der vorliegenden Erfindung basiert das Backoff-Fenster auf einem Produkt der Anzahl von Kollisionen, die in dem vorhergehenden Backoff-Fenster stattgefunden haben, und einem Mittelwert der Anzahl von an einer Kollision beteiligten Benutzern. Gemäß einem weiteren Aspekt der vorliegenden Erfindung basiert das Backoff-Fenster auf dem Produkt der Anzahl von Kollisionen, die innerhalb des letzten Backoff-Fensters stattgefunden haben und einem Wert von ungefähr 2,3922.

[0019] Gemäß einer weiteren Ausführungsform der vorliegenden Erfindung umfasst ein Verfahren zur Datenkollisionsauflösung in einem gemeinsam von mehreren Benutzern benutzten Netzwerk die Schritte des Sendens eines ersten Backoff-Fensters zu mehreren Benutzern des Netzwerks, Berechnens eines zweiten Backoff-Fensters auf der zumindest teilweisen Basis einer Anzahl von Benutzern, die kollidieren, während sie versuchen, während des ersten Backoff-Fensters Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren, Sendens des zweiten Backoff-Fensters zu einem oder mehreren der mehreren Benutzer des Netzwerks, und des Beschränkens von Netzwerkreservierungsversuchen in dem zweiten Backoff-Fenster auf Benutzer, die kollidieren, während sie versuchen, während des ersten Backoff-Fensters Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren.

[0020] Gemäß noch einer weiteren Ausführungsform der vorliegenden Erfindung umfasst ein System zum Auflösen von Datenkollisionen in einem gemeinsam benutzten Netzwerk mehrere abgesetzte Einrichtungen und einen Zugriffspunkt, der mit den mehreren abgesetzten Einrichtungen kommuniziert. Der Zugriffspunkt umfasst vorzugsweise eine Vermittlung zum Kommunizieren mit den mehreren abgesetzten Einrichtungen, einen Sender/Empfänger zum Senden von Informationen zu und zum Empfangen von Informationen von den mehreren abgesetzten Einrichtungen, und eine Kollisionsauflösungseinrichtung, die kommunizierfähig an den Sender/Empfänger und an die Vermittlung angekoppelt ist, wobei die Kollisionsauflösungseinrichtung ein Anfangs-Backoff-Fenster zu den mehreren abgesetzten Einrichtungen sendet. Das System ist weiterhin dadurch gekennzeichnet, dass die Kollisionsauflösungseinrichtung als Reaktion auf eine Anzahl von Kollisionen in dem Anfangs-Backoff-Fenster ein nachfolgendes Backoff-Fenster berechnet und sendet, und die Kollisionsauflösungseinrichtung die abgesetzten Einrichtungen, die um Netzwerkbetriebsmittel konkurrieren können, in dem nachfolgenden Backoff-Fenster auf abgesetzte Einrichtungen beschränkt, die in dem Anfangs-Backoff-Fenster erfolgreich versucht haben, Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren. Das Anfangs-Backoff-Fenster basiert vorzugsweise auf einer Schätzung von um Netzwerkbetriebsmittel konkurrierenden abgesetzten Einrichtungen. Gemäß

diesem Aspekt der Erfindung wird das Backoff-Fenster auf der Basis eines Produkts der Anzahl von Kollisionen, die in dem Anfangs-Backoff-Fenster stattgefunden haben, und eines Mittelwerts der Anzahl von an einer Kollision beteiligten abgesetzten Einrichtungen berechnet. Gemäß einem weiteren Aspekt der vorliegenden Erfindung basiert das Backoff-Fenster zumindest teilweise auf einem Produkt der Anzahl von Kollisionen, die innerhalb des vorhergehenden Backoff-Fensters stattgefunden haben und einem Wert von ungefähr zwischen 2 und 3.

KURZE BESCHREIBUNG DER ZEICHNUNGEN

[0021] Nachdem die Erfindung so in allgemeiner Weise beschrieben worden ist, wird nun Bezug auf die beigefügten Zeichnungen genommen, welche nicht notwendigerweise maßstabsgerecht gezeichnet sind. Es zeigen:

[0022] [Fig. 1](#) eine schematische Darstellung eines Kommunikationsnetzwerks; und

[0023] [Fig. 2](#) ein Kurvendiagramm, das den Durchsatz und die Backoff-Fenstergröße bei unterschiedlichen Anzahlen von aktiven Benutzern zueinander ins Verhältnis stellt.

[0024] [Fig. 3](#) ein Kurvendiagramm, das die Schlitzkollisionsrate und die Backoff-Fenstergröße bei unterschiedlichen Anzahlen von Benutzern zueinander ins Verhältnis stellt.

[0025] [Fig. 4](#) ein Ablaufdiagramm, das ein Verfahren gemäß einem festen Kollisionsraten-Algorithmus darstellt, das einem Zugriffspunkt ermöglicht, Reservierungsschlüsse und Kollisionen zu verfolgen.

[0026] [Fig. 5](#) ein Ablaufdiagramm, das ein Verfahren gemäß einem festen Kollisionsraten-Algorithmus darstellt, das einem Zugriffspunkt ermöglicht, das Backoff-Fenster dynamisch anzupassen.

[0027] [Fig. 6](#) ein Ablaufdiagramm, das den Prozessfluss eines festen Kollisionsraten-Algorithmus vom Standpunkt der drahtlosen Einrichtung aus darstellt.

[0028] [Fig. 7](#) ein Kurvendiagramm, das die durchschnittliche Paketverzögerung eines festen Kollisionsraten-Algorithmus mit derjenigen eines BEB-Algorithmus vergleicht.

[0029] [Fig. 8](#) ein Kurvendiagramm, das die standardmäßige Verzögerungsabweichung eines festen Kollisionsraten-Algorithmus mit derjenigen eines BEB-Algorithmus vergleicht.

[0030] [Fig. 9](#) ein Kurvendiagramm, das den Durchsatz eines festen Kollisionsraten-Algorithmus mit

demjenigen eines BEB-Algorithmus vergleicht.

[0031] [Fig. 10](#) ein Ablaufdiagramm, das ein Verfahren gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung darstellt, das einem Zugriffspunkt ermöglicht, das Backoff-Fenster dynamisch gemäß einem fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus anzupassen.

[0032] [Fig. 11](#) ein Ablaufdiagramm, das den Prozessfluss eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus vom Standpunkt einer drahtlosen Einrichtung aus, gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung darstellt.

[0033] [Fig. 12](#) ein Kurvendiagramm, das die durchschnittliche Paketverzögerung eines BEB-Backoff-Algorithmus mit derjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

[0034] [Fig. 13](#) ein Kurvendiagramm, das die standardmäßige Verzögerungsabweichung eines BEB-Backoff-Algorithmus mit derjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

[0035] [Fig. 14](#) ein Kurvendiagramm, das den Durchsatz eines BEB-Backoff-Algorithmus mit demjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

[0036] [Fig. 15](#) ein Kurvendiagramm, das eine durchschnittliche Paketverzögerung eines optimalen Systems mit derjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

[0037] [Fig. 16](#) ein Kurvendiagramm, das die standardmäßige Verzögerungsabweichung eines optimalen Systems mit derjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

[0038] [Fig. 17](#) ein Kurvendiagramm, das den Durchsatz eines optimalen Systems mit demjenigen eines fast optimalen Gerechtigkeits-Backoff-Algorithmus gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung vergleicht.

AUSFÜHRLICHE BESCHREIBUNG DER ERFINDUNG

[0039] Die vorliegende Erfindung wird nun unter Bezugnahme auf die beigefügten Zeichnungen ausführlicher beschrieben, in welchen bevorzugte Ausführungsformen der Erfindung dargestellt sind. Diese Er-

findung kann allerdings in vielen unterschiedlichen Formen ausgeführt werden und sollte nicht auf die hier ausgeführten Ausführungsformen beschränkt aufgefasst werden; diese Ausführungsformen werden vielmehr zur Verfügung gestellt, damit diese Offenbarung umfassend und vollständig ist und den Fachleuten den Umfang der Erfindung vollständig vermittelt. Gleiche Bezugszeichen beziehen sich durchgängig auf gleiche Bestandteile.

[0040] Viele Modifikationen und weitere Ausführungsformen der Erfindung werden dem Fachmann einfallen, den diese Erfindung interessiert, unterstützt durch die Lehren, die in den vorausgehenden Beschreibungen und beigefügten Zeichnungen vorge stellt werden. Deswegen sollte es verständlich sein, dass die Erfindung nicht auf die speziellen offenbarten Ausführungsformen beschränkt ist, und dass vorgesehen ist, dass Modifikationen und weitere Ausführungsformen innerhalb des Umfangs der beigefügten Ansprüche eingeschlossen sind. Obwohl hier spezifische Ausdrücke verwendet werden, werden sie nur in einem allgemeinen und beschreibenden Sinn verwendet und dienen nicht dem Zweck der Beschränkung.

I. Architektur

[0041] In den nachfolgenden Abschnitten wird die vorliegende Erfindung als ein drahtloses Internetzugangssystem beschrieben. Dies geschieht einzig und allein zu Darstellungszwecken. Für den Fachmann wird ohne weiteres deutlich sein, dass die vorliegende Erfindung auf jede andere Netzwerkumgebung angewendet werden kann, die Zeitschlitz- und Zeitteilungsprotokolle verwendet, einschließlich ohne Einschränkung Kabelfernsehen („CATV“), Paketauflösung-Mehrfachzugriffssysteme („PRMA“), und jedes allgemeine artgemäße Zeitmultiplexverfahren.

[0042] Mit Bezugnahme auf [Fig. 1](#) umfasst ein drahtloses Internetzugangssystem **10** einen Zugriffspunkt **12**, der mit mehreren drahtlosen Einrichtungen **14**, z. B. persönlichen digitalen Assistenten, Mobiltelefone oder irgendeiner anderen Computereinrichtung kommuniziert, die mit einem drahtlosen Modem ausgerüstet ist. Eine drahtlose Kommunikationsverbindung **16** koppelt die drahtlosen Einrichtungen **14** kommunizierfähig mit dem Zugriffspunkt **12**, vorzugsweise über eine bidirektionale Verbindung. Der Zugriffspunkt **12** sendet Informationen zu und empfängt Informationen von den mehreren drahtlosen Einrichtungen **14** über einen Sender/Empfänger **13**. Der Zugriffspunkt **12** funktioniert als eine Basisstation für das Netzwerk **18** und umfasst eine Kollisionsauflösungseinrichtung **30** (deren Betrieb in den Kapiteln II und III nachstehend beschrieben wird) welche, gemäß der vorliegenden Erfindung, Datenkonkurrenz unter Benutzern steuert. Der Zugriffspunkt **12** kann weiterhin solche Elemente wie z. B. eine Vermittlung

15 und einen Mikroprozessor **17** mit zugeordnetem Speicher **19** einschließen, um die Vermittlung zu steuern und Zugang zu dem Netzwerk **18** zur Verfügung zu stellen. Zum Zweck der Darstellung der bevorzugten Ausführungsform findet die Kommunikation von dem Zugriffspunkt **12** zu den drahtlosen Einrichtungen **14** in die Richtung netzabwärts statt und wird durch den Zugriffspunkt **12** gesteuert und zeitlich geplant. Kommunikation in die Richtung netzaufwärts, von den drahtlosen Einrichtungen **14** zu dem Zugriffspunkt **12**, findet durch Reservierungsschlitz eines Protokolls der bedarfsweisen Zuteilung (nachstehend erläutert) statt.

[0043] Jede drahtlose Einrichtung **14**, welche die drahtlose Kommunikationsverbindung **16** verwendet, verfügt über eine Übertragungswarteschlange **20** zum Halten von Datenpaketen **22**, welche die Einrichtung übertragen muss. Wie beispielsweise in [Fig. 1](#) zu sehen ist, hat die drahtlose Einrichtung **14** ein sehr frühes Paket **24** in der Übertragungswarteschlange **20** platziert. Das Paket **24** wird als erstes übertragen, sobald die Kommunikationsverbindung **16** für den Zugriffspunkt **12** verfügbar ist.

[0044] Wenn ein Paket an dem Kopf der Übertragungswarteschlange **20** eintrifft, reserviert die drahtlose Einrichtung **14** durch Reservierungsschlitz Bandbreite auf der drahtlosen Kommunikationsverbindung **16**. Unter den drahtlosen Einrichtungen **14** herrscht Konkurrenz, wenn sie versuchen, eine Reservierung in einem Reservierungsschlitz vorzunehmen, und Paketkollision kann stattfinden. Wenn eine drahtlose Einrichtung **14** eine erfolgreiche Reservierung vornimmt und der Zugriffspunkt **12** das Paket **24** ohne Kollision oder Fehler empfängt, weist der Zugriffspunkt **12** Bandbreite zur Datenübertragung zu und die drahtlose Einrichtung **14** überträgt ihre Daten auf der zugewiesenen Bandbreite ohne Kollisionsrisiko. Wenn allerdings zwei oder mehr drahtlose Einrichtungen **14** gleichzeitig versuchen, eine Reservierung in demselben Reservierungsschlitz vorzunehmen, kollidieren die Pakete und keine Reservierung ist erfolgreich. Wenn dies geschieht, müssen die zwei oder mehr drahtlosen Einrichtungen **14** zurücktreten und eine zufällige Zeitdauer abwarten, bevor sie eine weitere Reservierung versuchen.

[0045] In einer Ausführungsform überprüft die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** den Zustand von jedem Reservierungsschlitz, um zu entscheiden, wann eine Kollision stattgefunden hat, und berechnet erneut das Backoff-Fenster in Übereinstimmung mit einem festen Kollisionsraten-Algorithmus (FCR, Fixed Collision Rate), um eine im Wesentlichen konstante Kollisionsrate von 1–2/e aufrecht zu halten und dadurch Durchsatz zu maximieren. Bei FCR hält die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** eine im Wesentlichen konstante Kollisionsrate von 0,25 aufrecht, was relativ nah bei 1–2/e (~ 0,2642) liegt. Die Kollisions-

auflösungseinrichtung **30** schätzt die Kollisionsrate des Systems, indem sie entscheidet, ob eine Kollision in einem gegebenen Reservierungsschlitz stattgefunden hat. Wenn sich mehr als 25% der Reservierungsschlüsse in Kollision befinden, erhöht die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** die Größe des Backoff-Fensters, und wenn sich weniger als 25% der Reservierungsschlüsse in Kollision befinden, wird das Backoff-Fenster verkleinert. Die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** sendet dem Zugriffspunkt **12** das erneut berechnete Backoff-Fenster und der Zugriffspunkt **12** sendet das neue Backoff-Fenster an die abgesetzten Einrichtungen **14**.

[0046] In einer weiteren Ausführungsform handhabt die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** Datenkonkurrenzauflösung unter Verwendung des fast optimalen Gerechtigkeits-Algorithmus (NOF, Near optimal Fairness). Wie der FCR-Algorithmus berechnet der NOF-Algorithmus ein optimales Backoff- oder Konkurrenzfenster und der Zugriffspunkt **12** rundsendet das gemeinsam genutzte Fenster an alle um Systembandbreite konkurrierenden Benutzer. Der NOF-Algorithmus handhabt Datenkonkurrenz allerdings in Zyklen und garantiert, dass jeder Benutzer eine erfolgreiche Reservierung vornehmen wird, bevor der Zyklus endet. Am Start eines Zyklus sendet der Zugriffspunkt **12** den Benutzern ein gemeinsam genutztes Backoff- oder Konkurrenzfenster. Die Größe des Fensters ist gleich der Anzahl erfolgreicher Reservierungen in dem vorhergehenden Zyklus und funktioniert als eine Schätzung der Anzahl von konkurrierenden Benutzern in dem aktuellen Zyklus. Benutzer versuchen Reservierungen in den verfügbaren Reservierungsschlüßen. Einige sind erfolgreich und andere kollidieren. Ein neues Backoff-Fenster wird auf der Basis der Anzahl von Benutzern berechnet, die kollidiert sind, und die Benutzer, die kollidiert sind, versuchen eine andere Reservierung. Der Prozess läuft weiter, bis jeder Benutzer, der am Start des Zyklus um Bandbreite konkurriert hat, eine erfolgreiche Reservierung vorgenommen hat. Benutzer, die in der Mitte des Zyklus Bandbreite anforderten, und Benutzer, die früher in dem Zyklus erfolgreich Reservierungen vorgenommen haben, können erst wieder versuchen, einen Reservierungsschlitz zu reservieren, wenn der nächste Zyklus beginnt.

[0047] Wie hier beschrieben, werden die FCR- und NOF-Algorithmen mittels Software implementiert, die in einem Speicher **32** gespeichert ist, wobei die Kollisionsauflösungseinrichtung **30** eine zentrale Verarbeitungseinheit **34** verwendet, um mit dem Speicher **32** zusammenzuwirken und den Algorithmus auszuführen. Es wird allerdings für den Fachmann ohne weiteres deutlich, dass die Computerbefehle, welche den Algorithmus ausführen, als Hardware, Software oder Firmware implementiert sein können. Die Computerbefehle können in einen Mehrzweckcomputer, einen Computer für spezielle Zwecke oder jedes an-

dere programmierbare Datenverarbeitungsgerät geladen werden, um eine Maschine herzustellen, so dass die Befehle, die auf dem Computer oder einem anderen programmierbaren Datenverarbeitungsgerät ausgeführt werden, Mittel zum Implementieren der hier spezifizierten Funktionen schaffen.

II. Operation

[0048] Die nachfolgenden Abschnitte beschreiben den FCR-Algorithmus ausführlich, ein neues Verfahren zur Kollisionsauflösung gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung, und beschreiben FCR im Zusammenhang mit dem drahtlosen Internetzugangssystem von [Fig. 1](#). Das offenbarte Verfahren kann in vielen unterschiedlichen Systemen implementiert werden, weil im Gegensatz zu den Baum- und p-Persistenz-Algorithmen, der FCR-Backoff-Algorithmus nicht erfordert, dass einzelne Benutzer den Zustand von jedem anderen Kanal in dem Netzwerk genau kennen. Wenigstens in dieser Hinsicht ist die vorliegende Erfindung einem BEB-Algorithmus ähnlicher, als es weder der Baum- noch der p-Persistenz-Algorithmus ist. FCR vermeidet allerdings viele der Leistungsprobleme, wie z. B. Instabilität und Unterdrückungseffekt, die bei BEB vorkommen.

[0049] Ein weiterer Unterschied zwischen FCR und anderen beim Stand der Technik bekannten Backoff-Algorithmen liegt darin, dass FCR jedem Benutzer in dem Netzwerk dasselbe Backoff-Fenster zuteilt. Dies bedeutet, dass jeder Benutzer dieselbe Chance haben wird, Netzwerkbetriebsmittel zu erhalten, unabhängig davon, wie oft die Daten des Benutzers zuvor kollidiert sind. Demzufolge werden bei FCR die Netzwerkbetriebsmittel gerechter gemeinsam benutzt und gleichzeitig wird der bei BEB gefundene Unterdrückungseffekt vermieden.

[0050] FCR hält einen hohen Durchsatz aufrecht, wobei das gemeinsame genutzte Backoff-Fenster periodisch erneut berechnet wird und den Benutzern das neue Backoff-Fenster gesendet wird. FCR berechnet das Backoff-Fenster auf der Basis von einer oder mehreren Betriebseigenschaften des Netzwerks. In einer Ausführungsform beispielsweise berechnet FCR das Backoff-Fenster erneut, um eine Kollisionsrate aufrecht zu halten. In einer weiteren Ausführungsform entspricht die Backoff-Fenstergröße der Anzahl von Benutzern in dem System.

[0051] Die Erfinder der vorliegenden Erfindung haben durch Monte-Carlo Simulationstechniken ermittelt, dass maximaler Durchsatz in einem drahtlosen Internetnetzwerk stattgefunden hat, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern in dem Netzwerk gleich der Größe des Backoff-Fensters war. Sie haben außerdem herausgefunden, dass, wenn Durchsatz maximiert wurde, die Kollisionsrate des Netzwerkes kon-

stant bei $1-2/e$ blieb, und dass diese Kollisionsrate konstant blieb, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern in dem Netzwerk anstieg. Diese Entdeckungen wurden mathematisch bestätigt.

[0052] Die Erfinder haben Monte-Carlo Simulationen durchgeführt, um Durchsatz für eine unterschiedliche Anzahl von aktiven Benutzern U unter Verwendung unterschiedlicher Backoff-Fenster (dargestellt als W) zu berechnen. Es wird darauf hingewiesen, dass in der nachfolgenden Erläuterung der Simulationsergebnisse zwischen „Benutzern“ und „aktiven Benutzern“ unterschieden wird. Benutzer werden durch das System erkannt, aber sie sind in Ruhestellung oder konkurrieren im Übrigen nicht um Kanalbandbreite. Andererseits sind aktive Benutzer diejenigen Benutzer, deren Pakete in der Warteschlange zur sofortigen Übertragung warten und mit anderen aktiven Benutzern um Kanalbandbreite konkurrieren. Die Ergebnisse der aktiven Benutzer-Durchsatz-Simulationen sind in [Fig. 2](#) für $U = 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128, 256, 512$ und 1024 zu sehen. Die erste aus [Fig. 2](#) gezogene Schlussfolgerung besteht darin, dass maximaler Durchsatz stattfindet, wenn $U = W$ (wenn die Anzahl aktiver Benutzer gleich dem Backoff-Fenster ist). Die zweite aus [Fig. 2](#) gezogene Schlussfolgerung besteht darin, dass, sowie sich die Anzahl aktiver Benutzer unendlich nähert, sich der maximal erreichbare Durchsatz $1/e = 0,3679$ nähert. Drittens, wenn die Anzahl aktiver Benutzer klein ist, ist höherer Durchsatz möglich. [Fig. 2](#) zeigt beispielsweise, dass, wenn zwei aktive Benutzer um Bandbreite konkurrieren, ein Durchsatz von bis zu $0,5$ erreichbar ist.

[0053] Das Kurvendiagramm in [Fig. 3](#) ist ein weiteres Produkt der Monte-Carlo Simulationen. [Fig. 3](#) vergleicht die Schlitzkollisionsrate mit der Backoff-Fenstergröße (W) für $U = 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128, 256, 512$ und 1024 . Wie hier verwendet, besteht die Schlitzkollisionsrate aus dem Verhältnis von Schlitten, die sich in Kollision befinden, zu der gesamten Anzahl von Schlitten. [Fig. 3](#) zeigt, dass die Schlitzkollisionsrate eine abnehmende Funktion der Backoff-Fenstergröße ist. Es wird darauf hingewiesen, dass Quadrate verwendet werden, um den Wert der Schlitzkollisionsrate an einem Punkt zu zeigen, an dem $W = U$, und dass, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern gleich der Backoff-Fenstergröße ist, Schlitzkollisionen mit einer fast konstanten Rate von $1-2/e \sim 0,2642$ stattfinden. Wichtig ist, dass die Schlitzkollisionsrate fast konstant bleibt, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern in dem System ansteigt.

[0054] Die folgenden Abschnitte liefern die mathematische Ableitung, die den in [Fig. 2](#) und [Fig. 3](#) ausgeführten Monte-Carlo Simulationsergebnissen zu grunde liegt.

[0055] Es soll n die Anzahl von aktiven Benutzern sein. Wenn P die Wahrscheinlichkeit ist, dass ein aktiver Benutzer den Reservierungsschlitz Nummer 1 auswählen wird, wobei der aktive Benutzer zufällig eine Zahl zwischen 1 und dem Backoff-Fenster W auswählt, dann ist $p = 1/W$. Wenn, wie hier, allen aktiven Benutzern dasselbe Backoff-Fenster zugewiesen wird, hat die Anzahl von aktiven Benutzern, die Konkurrenzschlitz 1 auszuwählen, eine binominale Verteilung mit Parametern p und n , so dass:

$$\begin{aligned} P_0 &= (1-p)^n && \text{Wahrscheinlichkeit, dass kein Benutzer Reservierungsschlitz eins auswählt, und} \\ P_1 &= np(1-p)^{n-1} && \text{Wahrscheinlichkeit, dass ein Benutzer Reservierungsschlitz 1 auswählt.} \\ &= \end{aligned}$$

[0056] Weil Durchsatz stattfindet, wenn ein einziger aktiver Benutzer der einzige aktive Benutzer ist, der zufällig einen speziellen Reservierungsschlitz ausucht, kann die Wahrscheinlichkeit von Durchsatz ausgedrückt werden als $P_1 = np(1-p)^{n-1}$. In dieser Gleichung ist P_1 eine unimodale Funktion in p und weist einen Spitzenvwert von $P_{1\max} = (1 - 1/n)^{n-1}$ auf, wenn $p = 1/n$. Durchsatz wird danach maximiert, wenn das Backoff-Fenster gleich der Anzahl von aktiven Benutzern ist und, wenn n sich unendlich nähert, ist $P_{1\max} = (1 - 1/n)^{n-1} \rightarrow 1/e$.

[0057] Die andere Seite der Gleichung sieht so aus, dass eine Kollision stattfindet, wenn mehr als ein aktiver Benutzer denselben Reservierungsschlitz wählt, um eine Reservierung vorzunehmen. Die Wahrscheinlichkeit, dass eine Kollision stattfindet (Kollisionswahrscheinlichkeit C) kann ausgedrückt werden als:

$$C = 1 - P_0 - P_1 = 1 - (1-p)^n - np(1-p)^{n-1} = 1 - (1-p)^{n-1}(1 + (n-1)p).$$

[0058] Es ist anzumerken, dass, wenn sich die Anzahl von aktiven Benutzern unendlich nähert, sich die Kollisionswahrscheinlichkeit $1-2/e \sim 0,2624$ nähert. Darüber hinaus, wenn der Durchsatz maximiert wird, das heißt, wenn $W = U$ und $p = 1/n$, nähert sich die Kollisionswahrscheinlichkeit für alle n Werte $1-2/e$ und kann dargestellt werden als:

$$C_{\text{opt}} = 1 - (1 - 1/n)^{n-1}(2 - 1/n), \text{ wobei } C_{\text{opt}} \text{ die Kollisionswahrscheinlichkeit bei maximalem Durchsatz ist.}$$

[0059] Die vorstehende Simulation und mathematische Analyse zeigen, dass maximaler Durchsatz stattfindet, wenn die Backoff-Fenstergröße gleich der Anzahl von aktiven Benutzern in dem System ist und, wenn dieser Zustand von maximalem Durchsatz erreicht ist, Pakettkollisionen mit einer konstanten Rate von $1-2/e$ stattfinden.

[0060] In der Praxis bieten wenige Systeme die Möglichkeit, entweder die Anzahl von aktiven Benutzern oder die Schlitzkollisionsrate zu verfolgen. Die Erfinder hatten die Absicht, einen neuen Backoff-Algorithmus zu entwickeln, welcher kein intelligentes System verlangt, das bedeutet ein System mit vollständiger Kenntnis (Frei, Erfolg, Kollision) über den Zustand für jeden Kanal in dem System. Zu diesem Zweck entwickelten sie den FCR-Algorithmus, welcher die Schlitzkollisionsrate genau unter Verwendung von Kanalzustandsinformationen schätzt, die in jedem zentral gesteuerten System verfügbar sind. FCR berechnet danach dynamisch das Backoff-Fenster erneut, um eine geschätzte Kollisionsrate von ungefähr $1-2/e \sim 0,2642$ aufrecht zu halten. Dies wiederum stellt sicher, dass das System bei maximalem Durchsatz funktioniert.

[0061] Eine Ausführungsform des Verfahrens gemäß der vorliegenden Erfindung wird in den folgenden Abschnitten ausführlich beschrieben. Die Ausführungsform wird als ein drahtloses Internetzugangssystem beschrieben, aber die Fachleute werden ohne weiteres erkennen, dass FCR in jeder gemeinsam benutzten Netzwerkumgebung verwendet werden kann, die Zeitschlitz- und Zeitteilungsprotokolle verwendet.

[0062] Bei der beschriebenen Ausführungsform wird mindestens nach jedem vierten Reservierungsschlitz ein neues Backoff-Fenster rundgesendet. Diese vier Reservierungsschlitzte werden hier als Reservierungssereignislänge bezeichnet. Die Reservierungssereignislänge ist die Anzahl von Reservierungsschlitzten, die durch FCR verwendet wird, um die Schlitzkollisionsrate zu schätzen. Es werden vier Reservierungsschlitzte verwendet, weil 0,25 relativ nahe an der Zielschlitzkollisionsrate von $1-2/e \sim 0,2642$ liegt. Es wird allerdings für die Fachleute ohne weiteres deutlich, dass die Reservierungssereignislänge angepasst werden kann, um die Schlitzkollisionsrate genauer zu schätzen oder um häufiger Backoff-Fenster rundzusenden. Während ein Anstieg der Größe der Reservierungssereignislänge eine genauere Kollisionsratenschätzung zur Verfügung stellt, bedeutet eine größere Ereignislänge, dass das Backoff-Fenster weniger häufig angepasst wird. Simulationsergebnisse zeigen, dass Verwendung anderer Reservierungssereignislängen die Leistung beeinflusst; allerdings waren Anstiege beim Durchsatz minimal.

[0063] [Fig. 4](#) ist ein Ablaufdiagramm, das zusammenfasst, wie FCR den Reservierungsschlitz- und Kollisionszähler verwendet, um die Schlitzkollisionsrate zu schätzen und um das Backoff-Fenster dynamisch anzupassen, das allen drahtlosen Einrichtungen **14** (aktiven Benutzern) rundgesendet wird.

[0064] Unter Bezugnahme auf [Fig. 1](#) und [Fig. 4](#)

wird in Schritt **100** ein Start-Backoff-Fenster eingeleitet. Häufig wird ein Anfangs-Backoff-Fenster von eins verwendet. In Schritt **102** werden ein Reservierungs-schlitzähler und eine Kollisionszähler auf Null gestellt. Der Reservierungsschlitzähler verfolgt die gesamte Anzahl von Reservierungsschlitzten und der Kollisionszähler verfolgt die Anzahl von Reservierungsschlitzten, die zu Kollision führten. Wie schon erläutert, ist ein Reservierungsschlitz ein Teil eines Datenkanals, der durch die drahtlosen Einrichtungen **14** verwendet wird, um Bandbreite in dem Kanal zu reservieren. Sobald eine drahtlose Einrichtung **14** eine erfolgreiche Reservierung vorgenommen hat, weist der Zugriffspunkt **12** Bandbreite für die Datenübertragung zu und die drahtlose Einrichtung **14** verwendet die Bandbreite, um Daten netzaufwärts zu dem Zugriffspunkt **12** zu übertragen. Kollisionen finden in dem Reservierungsschlitz statt, wenn zwei oder mehr drahtlose Einrichtungen **14** versuchen, denselben Reservierungsschlitz gleichzeitig zu reservieren.

[0065] Sobald das Backoff-Fenster eingeleitet ist und der Reservierungs- und Kollisionszähler auf Null gestellt sind, randsendet der Zugriffspunkt **12** den drahtlosen Einrichtungen **14** (Schritt **104**) das Backoff-Fenster und wartet auf den nächsten Reservierungsschlitz (Schritt **106**).

[0066] Wenn der Reservierungsschlitz eintrifft, wird der Reservierungszähler um eins erhöht (Schritt **108**), und es wird eine Entscheidung getroffen, ob eine Kollision in dem Reservierungsschlitz stattgefunden hat. Zahlreiche Verfahren zum Erkennen von Kollisionen sind den durchschnittlichen Fachleuten bekannt und eine umfassende Übersicht über diese Verfahren übersteigt den Umfang dieses Dokuments. Im Fazit, wenn der Zugriffspunkt **12** verstümmelte Daten oder andere fehlerhafte Daten empfängt, nimmt FCR an, dass eine Paketkollision stattgefunden hat, und erhöht den Kollisionszähler um 1 (Schritt **112**).

[0067] Der Zugriffspunkt **12** randsendet erst dann ein neues Backoff-Fenster, wenn eine ausreichende Anzahl von Reservierungsschlitzten empfangen worden ist, um die Schlitzkollisionsrate zu schätzen. In dieser Ausführungsform beträgt die Reservierungssereignislänge vier; demzufolge wird, wenn der Reservierungszähler vier nicht erreicht hat (Schritt **116**), FCR zu Schritt **106** zurückkehren und auf das Eintreffen des nächsten Reservierungsschlitzes warten. Eine Ausnahme zu dieser Regel findet statt, wenn die Backoff-Fenstergröße kleiner als die Reservierungssereignislänge (Schritt **114**) ist. Wenn in dieser Ausführungsform das Backoff-Fenster kleiner als 4 ist und der Reservierungszähler kleiner als das Backoff-Fenster ist, kehrt FCR zu Schritt **106** zurück und wartet auf die nächste Reservierung (Schritt **118**). Wenn allerdings das Backoff-Fenster kleiner als vier ist (Schritt **114**) und der Reservierungszähler gleich

dem Backoff-Fenster ist (Schritt 118), schätzt FCR die Schlitzkollisionsrate, berechnet ein neues Backoff-Fenster (Schritt 120) und der Zugriffspunkt 12 rundsendet das neue Backoff-Fenster.

[0068] [Fig. 5](#) ist ein Ablaufdiagramm, das ein anschauliches Verfahren des Betriebs von FCR zeigt, der die Schlitzkollisionsrate schätzt und diese Schätzung verwendet, um ein neues Backoff-Fenster gemäß einer Ausführungsform der vorliegenden Erfindung zu berechnen. Wie schon erklärt, findet die Schätzung und die Backoff-Fensterberechnung (Schritt 130) statt, wenn entweder: a) der Reservierungszähler die Reservierungseignislänge erreicht, oder b) das Backoff-Fenster kleiner als die Reservierungseignislänge ist und der Reservierungszähler gleich dem Backoff-Fenster ist.

[0069] In Schritt 132 überprüft FCR die Größe des Backoff-Fensters. Ein Backoff-Fenster von eins bedeutet, dass der Zugriffspunkt 12 nur einen Reservierungsschlitz empfangen hat, seit das letzte Backoff-Fenster rundgesendet wurde. In Schritt 134 überprüft FCR den Kollisionszähler, um herauszufinden, ob eine Kollision in dem einzigen Reservierungsschlitz, der empfangen worden ist, stattgefunden hat. Wenn keine Kollision stattgefunden hat, geht FCR zu Schritt 200 weiter und der Zugriffspunkt 12 rundsendet den drahtlosen Einrichtung 14 dasselbe Backoff-Fenster (Größe eins). Wenn andererseits eine Kollision stattgefunden hat (Kollisionszähler ist gleich zwei), erhöht FCR das Backoff-Fenster auf zwei (Schritt 136) oder der Zugriffspunkt 12 rundsendet ein größeres Backoff-Fenster (Schritt 200).

[0070] Wenn das Backoff-Fenster größer als eins ist, aber kleiner als vier (Schritt 138), geht FCR zu Schritt 140 weiter. In Schritt 140 weist der Reservierungsschlitzzähler einen Wert von entweder zwei oder drei auf und FCR überprüft den Kollisionszähler, um zu entscheiden, wie viele Kollisionen in diesen Slitzten stattgefunden haben. Haben Null Kollisionen stattgefunden, wird das Backoff-Fenster auf eins gesetzt (Schritt 142) und wird rundgesendet (Schritt 200). Wenn schließlich mehr als eine Kollision stattgefunden hat, wird das Backoff-Fenster auf vier gesetzt (Schritt 146) und wird rundgesendet (Schritt 200).

[0071] In dieser Ausführungsform erreicht FCR Schritt 148, wenn die Größe des Backoff-Fensters größer als oder gleich vier ist (Reservierungseignislänge). Dies bedeutet, dass vier Reservierungsschlitzte stattgefunden haben, seitdem das letzte Backoff-Fenster rundgesendet wurde. In Schritt 148 überprüft FCR den Kollisionszähler, um zu entscheiden wie viele Kollisionen stattgefunden haben. Hat es keine Kollisionen gegeben, setzt FCR die Größe des

Backoff-Fensters um eins zurück (Schritt 150) und rundsendet das kleinere Backoff-Fenster (Schritt 200). Wenn eine einzige Kollision stattgefunden hat (Schritt 152), wird das Backoff-Fenster nicht verändert und wird erneut rundgesendet (Schritt 200). Wenn schließlich mehr als eine Kollision stattgefunden hat, wird das Backoff-Fenster um eins erhöht (Schritt 154) und wird rundgesendet (Schritt 200).

[0072] [Fig. 6](#) ist ein Ablaufdiagramm, das FCR vom Standpunkt einer der mehreren drahtlosen Einrichtungen 14 darstellt. In Schritt 300 empfängt eine drahtlose Einrichtung 14 ein Backoff-Fenster. In Schritt 302 fängt die drahtlose Einrichtung 14 an, auf einen Reservierungsschlitz zu warten (Zugang zu dem Kanal). Wird ein Reservierungsschlitz gewünscht, wartet die drahtlose Einrichtung 14 weiter, bis ein Schlitz eintrifft (Schritt 306). Sobald der Reservierungsschlitz eintrifft, geht FCR zu Schritt 308 weiter. In Schritt 308 wählt die drahtlose Einrichtung 14 zufällig eine Zahl (k) zwischen eins und der Größe des Backoff-Fensters aus. Wenn beispielsweise die Größe des Backoff-Fensters zwei ist, wird die Zufallsauswahl entweder eins oder zwei sein. Die Zufallszahl identifiziert, welchen der nächsten Reservierungsschlitzte die drahtlose Einrichtung 14 verwenden wird, um eine andere Reservierung zu versuchen. In Schritt 310 entscheidet FCR, ob die in Schritt 308 ausgewählte Zufallszahl größer als vier ist (Reservierungseignislänge). Wenn die Zufallszahl größer als vier ist, wird die drahtlose Einrichtung 14 keine Reservierung versuchen, sondern wird auf das nächste Backoff-Fenster (Schritt 312) warten. Wenn das nächste Backoff-Fenster eintrifft (Schritt 314), geht die drahtlose Einrichtung 14 zu Schritt 300 zurück.

[0073] Wenn die in Schritt 310 ausgewählte Zufallszahl kleiner als vier ist, dann geht FCR zu Schritt 316 weiter und die drahtlose Einrichtung 14 wartet auf den Reservierungsschlitz, welcher der zufällig ausgewählten Zahl (Schritt 318) entspricht. Wenn der zufällig ausgewählte Reservierungsschlitz eintrifft, versucht die drahtlose Einrichtung 14 eine Reservierung in dem Reservierungsschlitz (Schritt 320) vorzunehmen. Die Reservierung ist erfolgreich, wenn die drahtlose Einrichtung 14 die einzige Einrichtung ist, die eine Reservierung in dem bestimmten Reservierungsschlitz versucht. Allerdings scheitert die Reservierung und eine Kollision findet statt, wenn zwei oder mehr drahtlose Einrichtungen 14 eine Reservierung in demselben Reservierungsschlitz versuchen. Wenn die Reservierung erfolgreich ist, wird der drahtlosen Einrichtung 14 Kanalbandbreite zur Datenübertragung (Schritt 324) zugeteilt. Sobald die Zuteilung erfolgt ist, überträgt die drahtlose Einrichtung 14 die Daten in der Warteschlange. Wenn die Datenübertragung abgeschlossen ist, endet FCR bis zur nächsten Kollision (Schritt 326). Sollte FCR in Schritt 322 entscheiden, dass der Reservierungsversuch von Schritt 320 gescheitert ist, geht die drahtlose Einrich-

tung **14** zu Schritt **312** weiter und wartet auf das nächste Backoff-Fenster.

[0074] Die Vorrichtung und das Verfahren gemäß der vorliegenden Erfindung stellen einen Backoff-Algorithmus zur Verfügung, der anderen beim Stand der Technik bekannten Backoff-Algorithmen in vieler Hinsicht überlegen ist. Im Gegensatz zu Baum- und p-Persistenz-Algorithmen erfordert FCR nicht, dass das Netzwerk genaue Kenntnis über die drei möglichen Zustände (Frei, Kollision Erfolg) für jeden Kanal in dem Netzwerk hat. Als ein Ergebnis kann FCR relativ einfach und mit geringem Aufwand implementiert werden und ist zur Implementierung in Netzwerken verfügbar, welche die bei dem Baum- und p-Persistenz-Algorithmus erforderliche Rückmeldung nicht zur Verfügung stellen.

[0075] Auch gegenüber BEB bietet FCR Vorteile. Das Kurvendiagramm in [Fig. 7](#) vergleicht die durchschnittliche Paketverzögerung von FCR und BEB. Die Ankunftszeit wie hier verwendet, misst, wie häufig aktive Benutzer Reservierungen versuchen. Eine niedrige Ankunftszeit bedeutet, dass aktive Benutzer aggressiv Kanalbetriebsmittel anfordern und, dass demzufolge wenige Reservierungsschlüsse ohne einen Reservierungsversuch vorbeigehen. Im Gegensatz dazu bedeutet eine höhere Ankunftszeit, dass aktive Benutzer nicht so häufig Reservierungen versuchen, und dass eine im Verhältnis größere Anzahl von Reservierungsschlüßen zwischen Reservierungsversuchen durchgeht.

[0076] [Fig. 7](#) zeigt, dass FCR eine kleinere durchschnittliche Paketverzögerung bei den meisten Verkehrsmustern und Systemlasten aufweist. Die einzige Ausnahme findet statt, wenn es wenige aktive Benutzer in dem System gibt (4 U 64) und die wenigen Benutzer, die aktiv sind, aggressiv Bandbreite zu erlangen suchen (durchschnittliche Ankunftszeit = 2 Schlitze). Unter diesen eingeschränkten Bedingungen erscheint es, als ob BEB eine niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung aufweist als FCR. Allerdings werden die erfolgreichen Übertragungen, die in BEB unter diesen Bedingungen stattfinden, durch den Unterdrückungseffekt dominiert. Was unter diesen Bedingungen passiert, ist, dass wenige Benutzer mit wenig Kollision übertragen und, dass viel mehr Benutzer ansteigende Backoff-Fenstergrößen erfahren.

[0077] [Fig. 7](#) zeigt außerdem, dass der Unterschied bei durchschnittlicher Paketverzögerung zwischen FCR und BEB mit einem Ansteigen der Anzahl von aktiven Benutzern ansteigt. Der Leistungsvorteil von FCR steigt demzufolge an, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern ansteigt. Wenn es beispielsweise 1024 Benutzer gibt, beträgt die schlechteste durchschnittliche Paketverzögerung von FCR 2780 Schlitze, während der beste Fall bei BEB 6177 Schlitze be-

trägt.

[0078] [Fig. 8](#) zeigt die Unterschiede bei standardmäßiger Verzögerungsabweichung zwischen FCR und BEB. Die standardmäßige Verzögerungsabweichung entscheidet, wie gerecht das System die aktiven Benutzer die Kanalbandbreite gemeinsam benutzen lässt. Eine geringe standardmäßige Verzögerungsabweichung impliziert, dass Pakete ungefähr dieselbe Zeitspanne warten, bis sie erfolgreich übertragen werden, und dass demzufolge Bandbreite von konkurrierenden Benutzern auf gerechtere Weise gemeinsam benutzt wird. Eine große standardmäßige Verzögerungsabweichung impliziert andererseits, dass Bandbreite von den konkurrierenden Benutzern nicht gleichmäßig gemeinsam benutzt wird. Wenn demzufolge Unterdrückungseffekt vorliegt, findet eine große Standardabweichung statt, weil einige der Pakete mit einer geringen Kollisionswahrscheinlichkeit übertragen werden, während andere Pakete zunehmend größere Backoff-Fenster haben und eine geringere Wahrscheinlichkeit erfolgreicher Übertragung.

[0079] Wie vorstehend unter Bezugnahme auf [Fig. 7](#) erläutert, zeigten Simulationen, dass FCR unter fast allen Systembedingungen eine niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung aufweist als BEB. Die einzige Ausnahme findet bei einer kleinen Anzahl von aktiven Benutzern statt, die aggressiv um Bandbreite konkurrieren. [Fig. 8](#) enthüllt die Gründe für die niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung von BEB unter diesen besonderen Bedingungen. Gibt es wenige aggressiv um Bandbreite konkurrierende Benutzer, weist BEB eine sehr große standardmäßige Verzögerungsabweichung auf. Dies bedeutet, dass die niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung unter diesen beschränkten Bedingungen das Ergebnis von Unterdrückungseffekt ist. Die Figur zeigt, dass FCR unter denselben Bedingungen eine viel niedrigere standardmäßige Verzögerungsabweichung aufweist als BEB, und demzufolge keinen Unterdrückungseffekt erfährt. [Fig. 8](#) zeigt weiterhin, dass FCR ferner eine niedrigere standardmäßige Verzögerungsabweichung aufweist, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern ansteigt und FCR demzufolge die Systembetriebsmittel auf eine bedeutend gerechtere Weise konstant gemeinsam benutzt lässt.

[0080] [Fig. 9](#) vergleicht Durchsatz für FCR und BEB. Diese Figur zeigt, dass der Unterdrückungseffekt verursacht, dass BEB einen viel höheren Durchsatz bei der beschränkten Bedingung aufweist, wenn es wenige aktive Benutzer gibt, die aggressiv Bandbreite zu erlangen suchen. In allen anderen Fällen weist FCR einen höheren Durchsatz als BEB auf oder es besteht ein geringfügiger Unterschied. Be merkenswerterweise hält FCR einen Durchsatz von $1/e \sim 0,3679$ unabhängig von der Anzahl von aktiven

Benutzern in dem Netzwerk aufrecht.

[0081] Als Zusammenfassung der ausführlichen Beschreibung des FCR-Algorithmus wird darauf hingewiesen, dass es für die Fachleute offensichtlich ist, dass viele Abwandlungen und Modifikationen an der bevorzugten Ausführungsform vorgenommen werden können, ohne im Wesentlichen von den Grundsätzen der vorliegenden Erfindung abzuweichen. Es ist vorgesehen, dass diese Abwandlungen und Modifikationen innerhalb des Umfangs der vorliegenden Erfindung, wie in den beigefügten Ansprüchen ausgeführt, eingeschlossen sind. Weiterhin ist vorgesehen, dass in den nachfolgenden Ansprüchen, die Strukturen, Materialien, Maßnahmen und Entsprechungen aller Mittel oder Schritt- und Funktionselemente, jegliche Strukturen, Materialien oder Maßnahmen zum Durchführen ihrer genannten Funktionen mit einschließen.

III. Alternative Ausführungsform

[0082] In den nachfolgenden Abschnitten wird ausführlich die Operation des NOF-Algorithmus beschrieben, einer alternativen Ausführungsform der vorliegenden Erfindung. Ähnlich wie der FCR-Algorithmus kann NOF in einer Vielzahl von Systemen implementiert werden, weil nicht erforderlich ist, dass einzelne Benutzer den Zustand von jedem anderen Kanal in dem Netzwerk genau kennen. Darüber hinaus vermeidet NOF viele der Leistungsprobleme, wie Instabilität und Unterdrückungseffekt, die bei anderen, beim Stand der Technik bekannten Konkurrenzauflösungsalgorithmen vorkommen. NOF ist außerdem FCR insofern ähnlich, dass er allen konkurrierenden Benutzern ein gemeinsam genutztes Backoff- oder Konkurrenzfenster zuweist, wodurch er allen Benutzern garantiert, dass sie dieselbe Chance haben, Netzwerkbetriebsmittel zu erhalten, unabhängig davon, wie viele Male der Benutzer zuvor kollidiert ist, während er versuchte Bandbreite zu reservieren. NOF ist weitergehend, indem er in Zyklen funktioniert und sicherstellt, dass im Allgemeinen jeder Benutzer eine erfolgreiche Reservierung vornehmen wird, bevor der nächste Zyklus beginnt.

[0083] In einer bevorzugten Ausführungsform endet ein Zyklus erst dann, wenn jeder Benutzer eine erfolgreiche Reservierung vorgenommen hat. In dieser Ausführungsform wird ein Zyklus durch den Zugriffspunkt **12** eingeleitet und zeigt den Benutzern an, dass sie versuchen können, Bandbreite zu reservieren. Benutzer, die zu Beginn des Zyklus zum Übertragen bereit sind, werden während des Zyklus Reservierungsversuche vornehmen, während Benutzer, die am Start eines Zyklus nicht zum Übertragen bereit sind, bis zu dem nächsten Zyklus warten müssen, um Bandbreite zu reservieren. Wenn ein Zyklus voranschreitet, werden einige Benutzer typischerweise erfolgreiche Reservierungsversuche vornehmen und

andere werden kollidieren. Weil neue Benutzer erst zum Start des nächsten Zyklus um Bandbreite konkurrieren können, nimmt mit fortschreitendem Zyklus die Anzahl von Benutzern ab, die Reservierungen versuchen, und es besteht für Benutzer, die zuvor kollidiert sind, eine größere Wahrscheinlichkeit, Bandbreite zu reservieren. Der Zyklus endet erst, wenn jeder Benutzer erfolgreich Bandbreite reserviert hat. Demzufolge werden die Zykluslängen sehr wahrscheinlich unterschiedlich sein. Wenn wenige Benutzer um Betriebsmittel konkurrieren, kann ein Zyklus sehr kurz sein. Sobald aber die Anzahl von Benutzern ansteigt, die aktiv um Netzwerkbetriebsmittel konkurrieren, steigt die Länge des Zyklus ebenfalls an.

[0084] **Fig. 10** ist ein Ablaufdiagramm, welches den Betrieb einer Ausführungsform des NOF-Algorithmus gemäß der vorliegenden Erfindung beschreibt. Ein Start-Backoff-Fenster wird in Schritt **400** eingeleitet. In Schritt **402** werden der Reservierungsschlitzzähler, der Zähler erfolgreicher Reservierungen und der Kollisionszähler auf Null gestellt. In Schritt **404** randsendet der Zugriffspunkt **12** den Start eines neuen Zyklus. In einer bevorzugten Ausführungsform stellt der Zugriffspunkt **12** ein dediziertes Bit in den Overhead der Mitteilung, die an die Benutzer gesendet wird, um den Start des Zyklus anzugeben. Es wird allerdings für den normalen Fachmann ohne weiteres offensichtlich sein, dass es zahlreiche andere Wege für den Zugriffspunkt **12** gibt, um die Benutzer davon zu unterrichten, dass ein neuer Zyklus gestartet wurde.

[0085] Am Start des Zyklus randsendet der Zugriffspunkt **12** den drahtlosen Einrichtungen **14** (Schritt **406**) ein Anfangs-Backoff-Fenster und wartet auf einen Reservierungsschlitz (Schritt **408**). Wenn ein Reservierungsschlitz eintrifft, wird der Reservierungszähler um eins erhöht (Schritt **410**), und es wird eine Entscheidung getroffen, ob eine Kollision in dem Reservierungsschlitz stattgefunden hat (Schritt **412**). Hat eine Kollision stattgefunden, dann wird der Reservierungszähler um eins erhöht (Schritt **414**). Wenn keine Kollision stattgefunden hat, dann wird eine Entscheidung darüber getroffen, ob eine erfolgreiche Reservierung in dem Reservierungsschlitz eingetroffen ist (Schritt **416**). Wenn eine Reservierung erfolgreich war, wird der Reservierungszähler um eins erhöht (Schritt **418**).

[0086] Als nächstes bestimmt der Algorithmus, ob zusätzliche Reservierungsschlitzte eintreffen, das heißt, ob der Reservierungsschlitzzähler gleich dem Backoff-Fenster ist (Schritt **420**). Wenn der Reservierungsschlitzzähler nicht gleich dem Backoff-Fenster ist, geht der Algorithmus zu Schritt **408** zurück, um auf den nächsten Reservierungsschlitz zu warten. Wenn der letzte Reservierungsschlitz eingetroffen ist, dann geht das System zu Schritt **422** weiter.

[0087] In Schritt 422 bestimmt der Algorithmus, ob jeder Benutzer erfolgreich eine Reservierung vorgenommen hat. Haben keine Kollision stattgefunden (Kollisionszähler gleich Null), ist der aktuelle Zyklus abgeschlossen und das Backoff-Fenster für den nächsten Zyklus wird so eingestellt, dass es gleich der Anzahl von erfolgreichen Reservierungen ist, die in dem aktuellen Zyklus stattgefunden haben (Schritt 424). Als Alternative, wenn der Algorithmus in Schritt 422 bestimmt, dass der aktuelle Zyklus nicht abgeschlossen ist (Kollisionszähler ist größer als Null), dann wird der Kollisionszähler auf Null zurückgesetzt (Schritt 426), ein neues Backoff-Fenster wird berechnet (Schritt 428), und der Algorithmus geht zu Schritt 406 zurück, in welchem den Benutzern das neue Backoff-Fenster rundgesendet wird.

[0088] In den folgenden Abschnitten wird erläutert, wie das neue Backoff-Fenster im Schritt 428 berechnet wird. Die Anzahl von Kollisionen, die in dem vorhergehenden Backoff-Fenster stattgefunden hat, bestimmt die Größe des neuen Backoff-Fensters. Das neue Backoff-Fenster wird insbesondere unter Verwendung der folgenden Formel berechnet:

[0089] $W = \text{Ceil}(N_c * 2,3922)$, wobei W die Größe des neuen Backoff-Fensters ist, N_c die Anzahl von Kollisionen ist, die stattgefunden haben, seit dem das letzte Backoff-Fenster rundgesendet wurde, und Ceil(x) die kleinste ganze Zahl ist, welche gleich oder größer als x ist.

[0090] In dieser Formel stellt der Wert 2,3922 die Anzahl von Benutzern dar, die, als Mittelwert, an einer Kollision beteiligt waren, wenn sich die Anzahl von Benutzern in einem System unendlich nähert. Wie vorstehend in Kapitel II beschrieben, nähert sich der maximale Durchsatz eines Systems $1/e = 0,3679$, wenn sich die Anzahl von Benutzern unendlich nähert. Wenn unter diesen Bedingungen maximaler Durchsatz erreicht wird, kommen unbelegte Schlüsse mit einer Wahrscheinlichkeit von $1/e$ vor und Kollisionen finden mit einer Wahrscheinlichkeit von $1 - 1/e = 0,6321$ statt. Und die durchschnittliche Anzahl von Benutzern, die an einer Kollision beteiligt waren, ist gleich $(1 - \text{Durchsatz}) / (\text{Kollisionswahrscheinlichkeit}) = 2,3922$.

[0091] [Fig. 11](#) ist ein Ablaufdiagramm, das eine Ausführungsform von NOF gemäß der vorliegenden Erfindung vom Standpunkt von einer der mehreren drahtlosen Einrichtungen 14 aus darstellt. In Schritt 500 wartet eine drahtlose Einrichtung 14 mit einem Datenpaket 22 in ihrer Übertragungswarteschlange 20 darauf, dass ein neuer Zyklus beginnt. Um zu garantieren, dass jede drahtlose Einrichtung 14 erfolgreich innerhalb eines gegebenen Zyklus übertragen wird, kann eine drahtlose Einrichtung 14, die kein Datenpaket 22 in ihrer Übertragungswarteschlange 20 am Start des Zyklus hatte, erst beim Start des folgen-

den Zyklus versuchen, einen Reservierungsschlitz zu reservieren.

[0092] Sobald ein neuer Zyklus beginnt, empfängt die drahtlose Einrichtung 14 ein Anfangs-Backoff-Fenster (Schritt 502). Wie vorstehend erläutert, ist die Größe des Anfangs-Backoff-Fensters gleich der Anzahl von erfolgreichen Reservierungen, die in dem vorhergehenden Zyklus stattgefunden haben, und dient als eine Schätzung der Anzahl von Benutzern, die aktuell um Systembetriebsmittel konkurrieren. In Schritt 504 wählt die drahtlose Einrichtung 14 zufällig eine Zahl (k) zwischen eins und der Größe des Backoff-Fensters aus. Wenn beispielsweise die Größe des Backoff-Fensters zwei beträgt, dann wird die zufällig ausgewählte Zahl entweder eins oder zwei sein. Die Zufallszahl identifiziert welchen der nächsten Reservierungsschlüsse die drahtlose Einrichtung 14 verwenden wird, wenn sie versucht, einen Reservierungsschlitz zu reservieren.

[0093] In Schritt 506 wartet die drahtlose Einrichtung 14 auf den Reservierungsschlitz, welcher der zufällig ausgewählten Zahl (k) entspricht. Wenn der zufällig ausgewählte Reservierungsschlitz eintrifft, versucht die drahtlose Einrichtung 14, eine Reservierung in dem Reservierungsschlitz (Schritt 508) vorzunehmen. Die Reservierung ist erfolgreich, wenn die drahtlose Einrichtung 14 die einzige Einrichtung ist, die eine Reservierung in dem bestimmten Reservierungsschlitz versucht. Allerdings scheitert die Reservierung und Kollision findet statt, wenn zwei oder mehr drahtlose Einrichtungen 14 eine Reservierung in demselben Reservierungsschlitz versuchen. Wenn die Reservierung erfolgreich ist (Schritt 510), wird der drahtlosen Einrichtung 14 Bandbreite zur Datenübertragung zugeteilt und die drahtlose Einrichtung 14 überträgt die Daten (Schritt 512). Sollte NOF in Schritt 510 entscheiden, dass der Reservierungsversuch von Schritt 508 gescheitert ist, geht die drahtlose Einrichtung 14 zu Schritt 514 weiter und wartet auf das nächste Backoff-Fenster. Der Prozess läuft weiter, bis die drahtlose Einrichtung 14 eine erfolgreiche Reservierung vornimmt und die Daten in ihrer Übertragungswarteschlange 20 überträgt.

[0094] Die Vorrichtungen und das Verfahren gemäß der vorliegenden Erfindung stellen einen Backoff-Algorithmus zur Verfügung, der anderen beim Stand der Technik bekannten Backoff-Algorithmen in vieler Hinsicht überlegen ist. Im Gegensatz zu Baum- und p-Persistenz-Algorithmen erfordert NOF nicht, dass das Netzwerk genaue Kenntnis über die drei möglichen Zustände (Frei, Kollision, Erfolg) von jedem Kanal in dem Netzwerk hat. Als ein Ergebnis kann NOF relativ einfach und mit geringem Aufwand implementiert werden und ist zur Implementierung in Netzwerken verfügbar, welche die bei dem Baum- und p-Persistenz-Algorithmus erforderliche Rückmeldung nicht zur Verfügung stellen.

[0095] Wie in Kapitel II gezeigt, weist FCR eine viel bessere Durchsatzleistung auf als die beim Stand der Technik bekannten Datenkonkurrenz-Algorithmen. Die folgenden Absätze zeigen, dass NOF auf ähnliche Weise den beim Stand der Technik bekannten Konkurrenzauflösungsverfahren überlegen ist.

[0096] [Fig. 12](#) vergleicht die durchschnittliche Paketverzögerung einer Ausführungsform von NOF gemäß der vorliegenden Erfindung mit BEB. Die Ankunftszeit, wie hier verwendet, misst, wie oft aktive Benutzer Reservierungen versuchen. Eine niedrige Ankunftszeit bedeutet, dass aktive Benutzer aggressiv Kanalbetriebsmittel anfordern, und dass demzufolge wenige Reservierungsschlüsse ohne einen Reservierungsversuch durchgehen. Im Gegensatz dazu, bedeutet eine höhere Ankunftszeit, dass aktive Benutzer nicht so häufig Reservierungen versuchen, und dass eine relativ größere Anzahl von Reservierungsschlüßen zwischen Reservierungsversuchen durchgeht.

[0097] [Fig. 12](#) zeigt, dass NOF eine kleinere durchschnittliche Paketverzögerung bei den meisten Verkehrsmustern und Systemlasten aufweist. Die einzige Ausnahme kommt vor, wenn es wenige aktive Benutzer in dem System gibt und die wenigen Benutzer, die aktiv sind, aggressiv Bandbreite zu erlangen suchen (mittlere Ankunftszeit = 2 Schlitze). Dies entspricht den vorstehend erläuterten Ergebnissen bezüglich des FCR-Algorithmus. Unter diesen beschränkten Bedingungen erscheint es, als ob BEB eine niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung aufweist als NOF. Allerdings werden die erfolgreichen Übertragungen, die in BEB stattfinden, durch den Unterdrückungseffekt dominiert. Wenige Benutzer können mit wenig Kollision übertragen, während andere Verzögerungen erfahren, die durch ansteigende Backoff-Fenstergrößen verursacht werden.

[0098] [Fig. 13](#) vergleicht die Unterschiede von standardmäßiger Verzögerungsabweichung zwischen einer Ausführungsform von NOF gemäß der vorliegenden Erfindung und BEB. Die standardmäßige Verzögerungsabweichung entscheidet, wie gerecht das System die aktiven Benutzer die Kanalbandbreite gemeinsam benutzen lässt. Eine geringe standardmäßige Verzögerungsabweichung impliziert, dass Pakete ungefähr dieselbe Zeitdauer warten, bis sie erfolgreich übertragen werden und, dass demzufolge Bandbreite unter den konkurrierenden Benutzern auf gerechtere Weise gemeinsam benutzt wird. Andererseits impliziert eine große standardmäßige Verzögerungsabweichung, dass Bandbreite von konkurrierenden Benutzern nicht gleichmäßig gemeinsam benutzt wird. Wenn demzufolge ein Unterdrückungseffekt vorliegt, findet eine große standardmäßige Verzögerungsabweichung statt, weil einige der Pakete mit einer geringen Kollisionswahrscheinlichkeit übertragen werden, während andere Pakete zunehmend

größere Backoff-Fenster haben und eine geringere Wahrscheinlichkeit erfolgreicher Übertragung.

[0099] Wie vorstehend unter Bezugnahme auf [Fig. 12](#) erläutert, zeigten Simulationen, dass NOF unter fast allen Systembedingungen eine geringere durchschnittliche Paketverzögerung aufweist als BEB. Die einzige Ausnahme kommt bei einer kleinen Anzahl von aktiven Benutzern vor, die aggressiv um Bandbreite konkurrieren. [Fig. 13](#) enthüllt die Gründe für die niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung von BEB unter diesen beschränkten Bedingungen. Gibt es wenige aggressiv um Bandbreite konkurrierende Benutzer, weist BEB eine sehr große standardmäßige Verzögerungsabweichung auf. Dies bedeutet, dass die niedrigere durchschnittliche Paketverzögerung unter diesen beschränkten Bedingungen das Ergebnis von Unterdrückungseffekt ist. Die Figur zeigt, dass, unter denselben Bedingungen, NOF eine viel niedrigere standardmäßige Verzögerungsabweichung aufweist als BEB, und dass es demzufolge keinen Unterdrückungseffekt erfährt. [Fig. 13](#) zeigt weiterhin, dass FCR ferner eine niedrigere standardmäßige Verzögerungsabweichung aufweist, wenn die Anzahl von aktiven Benutzern ansteigt und, dass FCR demzufolge die Systembetriebsmittel auf eine bedeutend gerechtere Weise konstant gemeinsam benutzen lässt.

[0100] [Fig. 14](#) vergleicht den Durchsatz einer Ausführungsform von NOF gemäß der vorliegenden Erfindung und BEB. Diese Figur zeigt, dass der Unterdrückungseffekt verursacht, dass BEB einen viel höheren Durchsatz bei der beschränkten Bedingung aufweist, wenn es wenige aktive Benutzer gibt, die aggressiv Bandbreite zu erlangen suchen. In allen anderen Fällen weist NOF einen höheren Durchsatz als BEB auf oder der Unterschied ist geringfügig.

[0101] [Fig. 15](#) bis [Fig. 17](#) vergleichen eine Ausführungsform von NOF gemäß der vorliegenden Erfindung mit einem optimalen System für jedes der drei Leistungsmaße: mittlere Paketverzögerung, standardmäßige Verzögerungsabweichung und Durchsatz. Ein optimales System, so wie der Ausdruck hier verwendet wird, ist ein System, das perfekte Kenntnis der Anzahl von in dem System konkurrierenden Benutzern zu dem Zeitpunkt hat, an dem der Zugriffspunkt das Backoff-Fenster randsendet. Weil die meisten Netzwerke in der realen Welt keine Vorstellung haben, wie viele Benutzer zu einem gegebenen Zeitpunkt um Betriebsmittel konkurrieren, verwenden FCR und NOF Betriebsmerkmale des Netzwerks, um die Anzahl von konkurrierenden Benutzern zu schätzen und die Größe des Backoff-Fensters entsprechend anzupassen. Wie in den Figuren zu erkennen ist, kommt die Leistung von NOF für jede Leistungsnorm einem optimalen System ziemlich nahe.

[0102] Zum Abschluss der ausführlichen Beschrei-

bung des NOF-Algorithmus wird darauf hingewiesen, dass es für die Fachleute offensichtlich ist, dass viele Abwandlungen und Modifikationen an der bevorzugten Ausführungsform vorgenommen werden können, ohne wesentlich von den Grundsätzen der vorliegenden Erfindung abzuweichen. Es ist vorgesehen, dass diese Abwandlungen und Modifikationen innerhalb des Umfangs der vorliegenden Erfindung, wie in den beigefügten Ansprüchen ausgeführt, eingeschlossen sind. Weiterhin ist vorgesehen, dass in den nachfolgenden Ansprüchen, die Strukturen, Materialien, Maßnahmen und Entsprechungen aller Mittel oder Schritt- und Funktionselemente, jegliche Strukturen, Materialien oder Maßnahmen zum Durchführen ihrer genannten Funktionen mit einschließen.

Patentansprüche

1. Verfahren zur Datenkollisionsauflösung in einem gemeinsam von mehreren Benutzern benutzten Netzwerk, gekennzeichnet durch die folgenden Schritte:

Senden eines ersten Backoff-Fensters zu mehreren Benutzern des Netzwerks;

Berechnen eines zweiten Backoff-Fensters auf der zumindest teilweisen Basis einer Anzahl von Benutzern, die kollidiert sind, während sie versuchten, während des ersten Backoff-Fensters Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren;

Senden des zweiten Backoff-Fensters zu einem oder mehreren der mehreren Benutzer des Netzwerks; und

Beschränken von Netzwerkreservierungsversuchen in dem zweiten Backoff-Fenster auf Benutzer, die kollidiert sind, während sie versuchten, während des ersten Backoff-Fensters Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren.

2. Verfahren nach Anspruch 1, bei dem weiterhin auf der Basis einer Anzahl von Benutzern, die in einem vorherigen Backoff-Fenster kollidiert sind, nachfolgende Backoff-Fenster berechnet und die nachfolgenden Backoff-Fenster zu einem oder mehreren der mehreren Benutzer des Netzwerks gesendet werden.

3. Verfahren nach Anspruch 2, bei dem weiterhin Netzwerkreservierungsversuche in den nachfolgenden Backoff-Fenstern auf die Benutzer beschränkt werden, die kollidiert sind, während sie versuchten, während eines vorherigen Backoff-Fensters Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren.

4. Verfahren nach Anspruch 1, wobei das erste Backoff-Fenster auf der zumindest teilweisen Basis einer Schätzung einer Anzahl von Benutzern in dem Netzwerk berechnet wird.

5. Verfahren nach Anspruch 4, bei dem weiterhin auf der zumindest teilweisen Basis der Anzahl von

Kollisionen, die in einem vorherigen Backoff-Fenster stattgefunden haben, nachfolgende Backoff-Fenster berechnet und die nachfolgenden Backoff-Fenster zu einem oder mehreren der mehreren Benutzer des Netzwerks gesendet werden.

6. Verfahren nach Anspruch 1 oder Anspruch 4, bei dem weiterhin ein Zyklus mit einer beschränkten Anzahl von Benutzern, die während des Zyklus um Netzwerkbetriebsmittel konkurrieren können, eingeleitet wird.

7. Verfahren nach Anspruch 1 oder Anspruch 4, wobei der Schritt des Berechnens des zweiten Backoff-Fensters auf der zumindest teilweisen Basis der Anzahl von Kollisionen, die in dem ersten Backoff-Fenster stattgefunden haben, das Berechnen des zweiten Backoff-Fensters auf der Basis des Produkts der Anzahl von Kollisionen, die in dem ersten Backoff-Fenster stattgefunden haben, und eines Werts von ungefähr 2,3922 umfaßt.

8. System zum Auflösen von Datenkollisionen in einem gemeinsam benutzten Netzwerk, umfassend: mehrere abgesetzte Einrichtungen (4); und einen Zugriffspunkt (12), der mit den mehreren abgesetzten Einrichtungen kommuniziert, wobei der Zugriffspunkt weiterhin folgendes umfaßt: eine Vermittlung (15) zum Kommunizieren mit den mehreren abgesetzten Einrichtungen; und einen Sender/Empfänger (13) zum Senden von Informationen zu und zum Empfangen von Informationen von den mehreren abgesetzten Einrichtungen; dadurch gekennzeichnet, daß der Zugriffspunkt weiterhin folgendes umfaßt:

eine Kollisionsauflösungseinrichtung (30), die kommunizierfähig an den Sender/Empfänger und an die Vermittlung angekoppelt ist, wobei die Kollisionsauflösungseinrichtung ein Anfangs-Backoff-Fenster zu den mehreren abgesetzten Einrichtungen sendet; wobei die Kollisionsauflösungseinrichtung als Reaktion auf eine Anzahl von Kollisionen in dem Anfangs-Backoff-Fenster ein nachfolgendes Backoff-Fenster berechnet und sendet; und wobei die Kollisionsauflösungseinrichtung die abgesetzten Einrichtungen, die in dem nachfolgenden Backoff-Fenster um Netzwerkbetriebsmittel konkurrieren können, auf abgesetzte Einrichtungen beschränkt, die in dem Anfangs-Backoff-Fenster erfolglos versucht haben, Netzwerkbetriebsmittel zu reservieren.

9. System nach Anspruch 8, wobei die Größe des Anfangs-Backoff-Fensters auf einer Schätzung von um Netzwerkbetriebsmittel konkurrierenden abgesetzten Einrichtungen basiert.

10. System nach Anspruch 8, wobei das nachfolgende Backoff-Fenster auf der Basis eines Produkts der Anzahl von Kollisionen, die in dem An-

fangs-Backoff-Fenster stattgefunden haben, und eines Mittelwerts der Anzahl von an einer Kollision beteiligten abgesetzten Einrichtungen berechnet wird.

Es folgen 13 Blatt Zeichnungen

Anhängende Zeichnungen

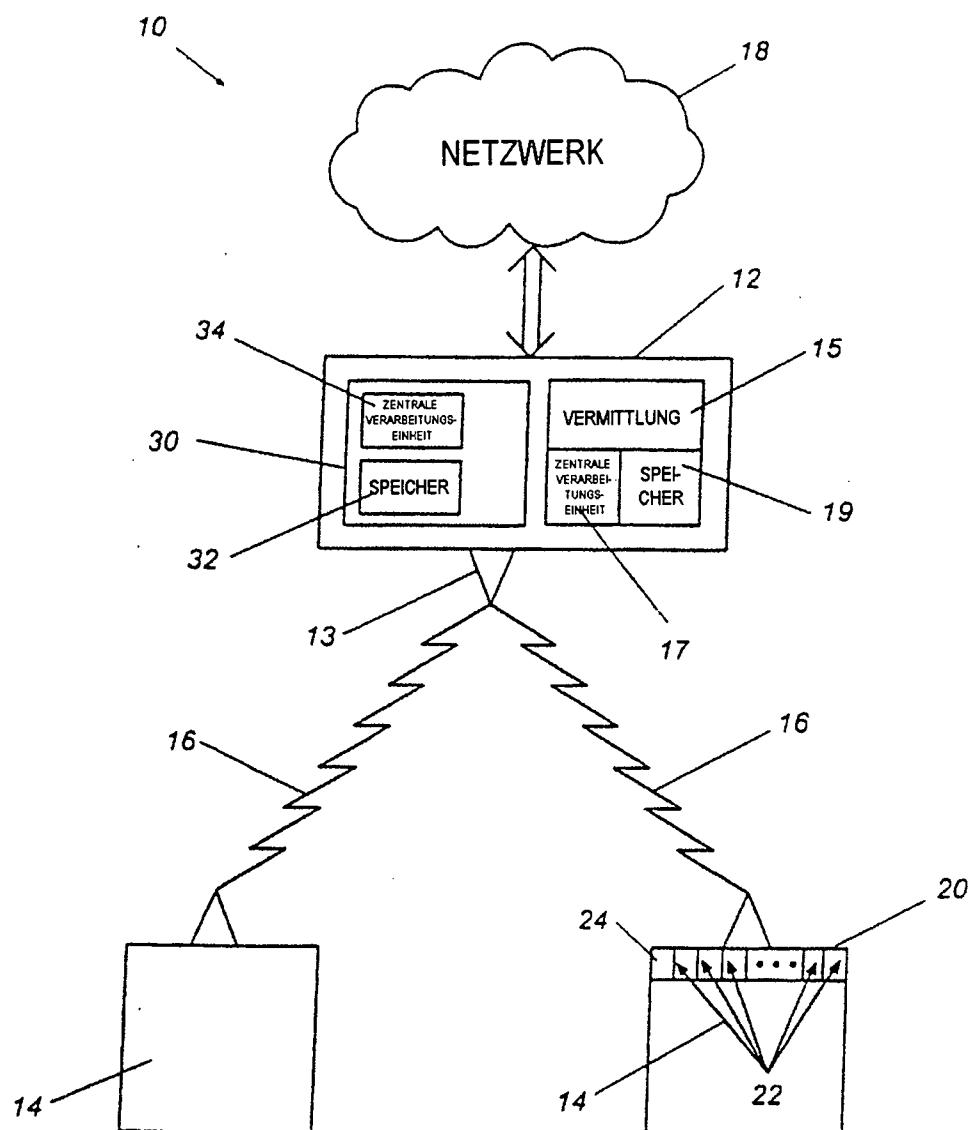


Fig. 1

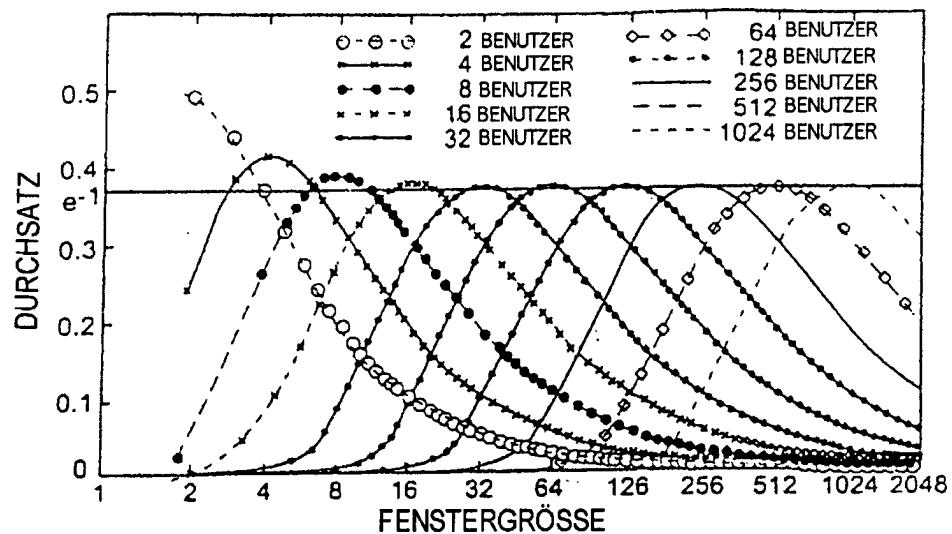


Fig. 2

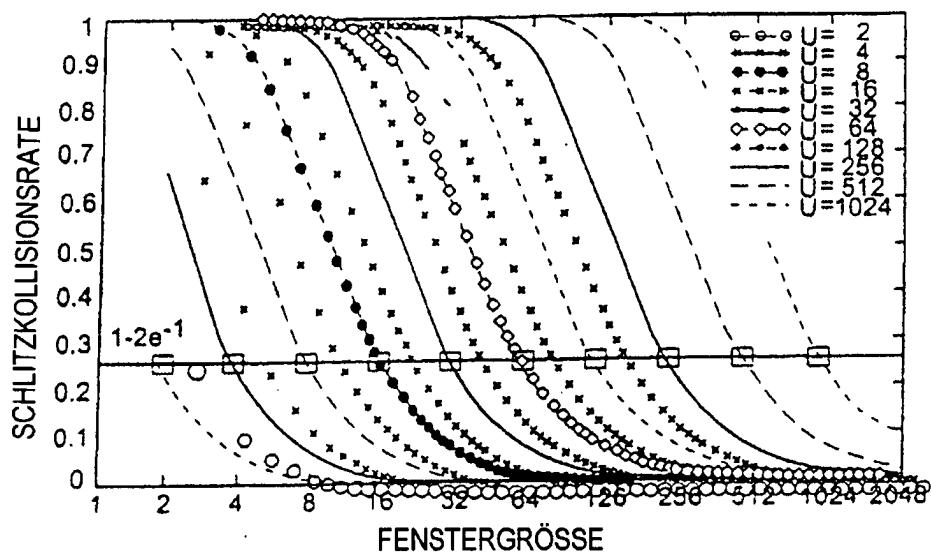


Fig. 3

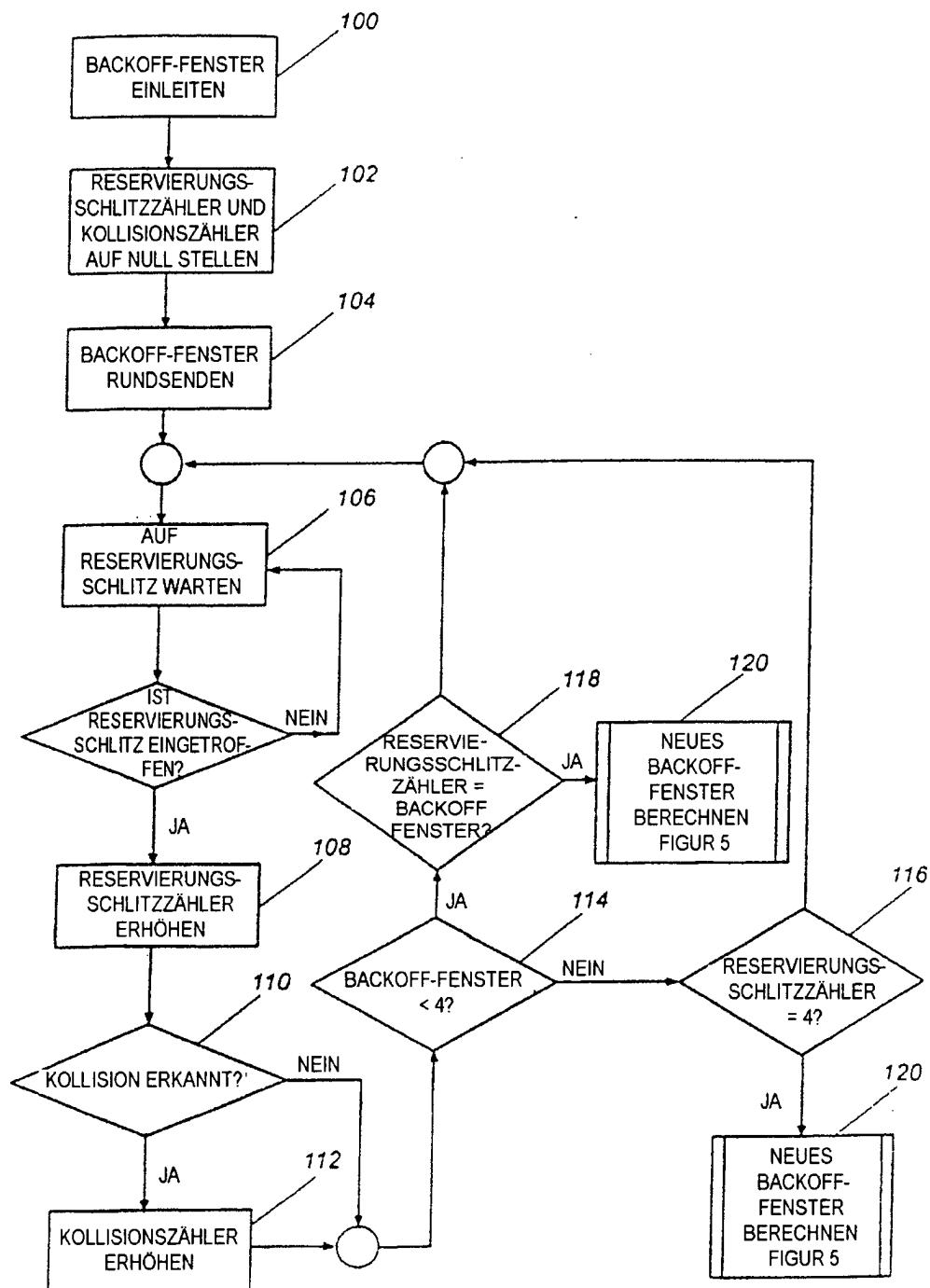


Fig. 4

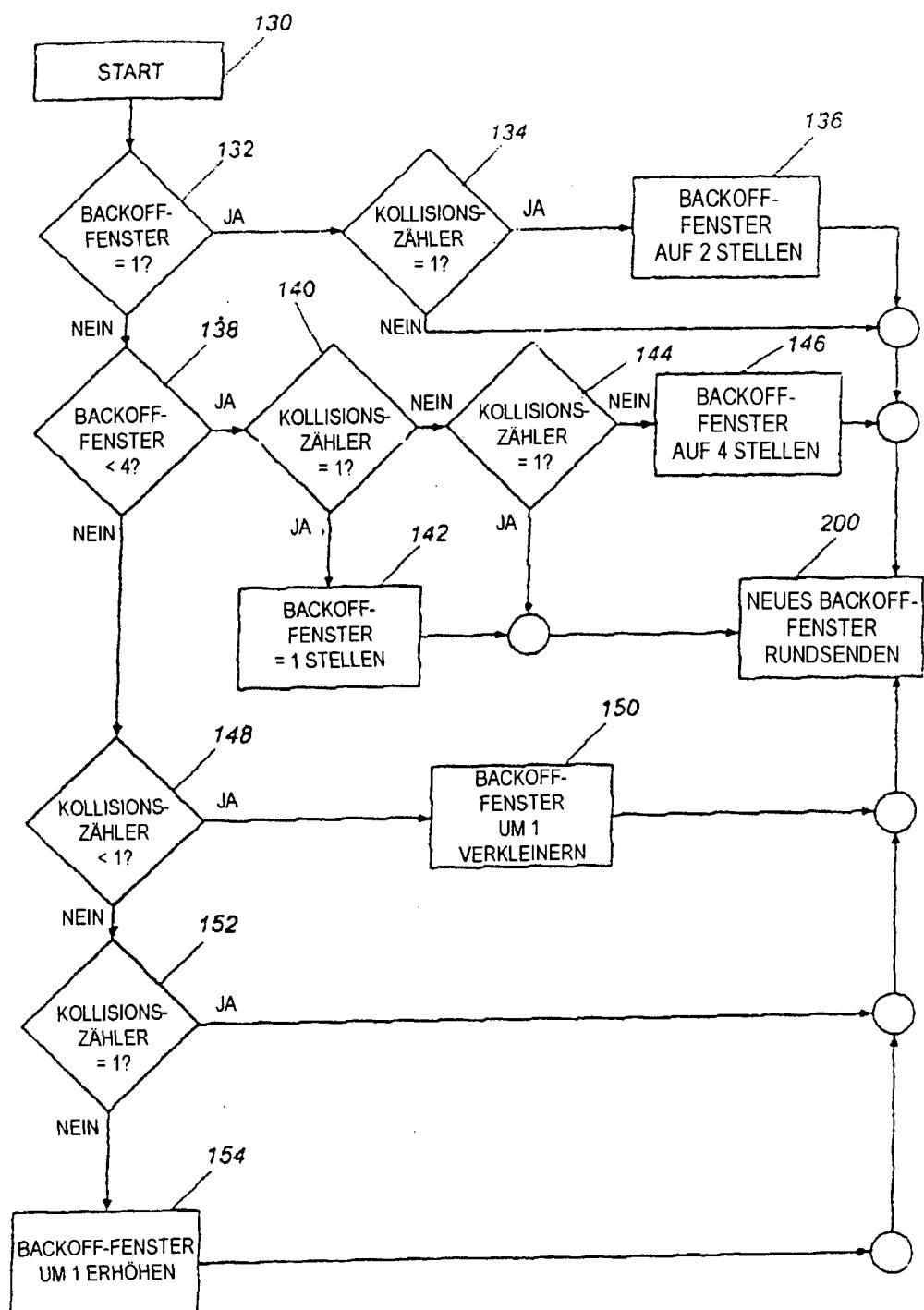


Fig. 5

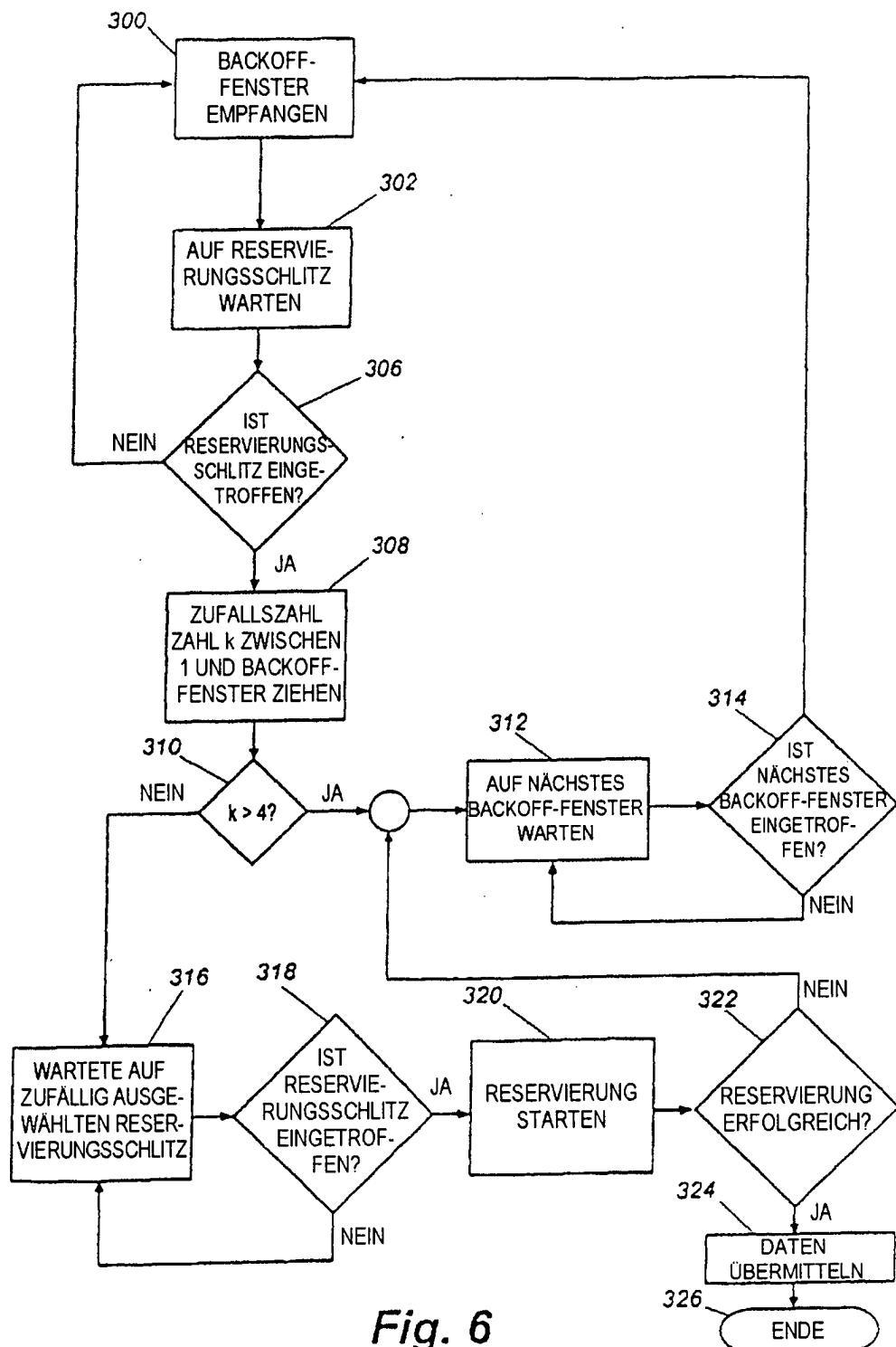


Fig. 6

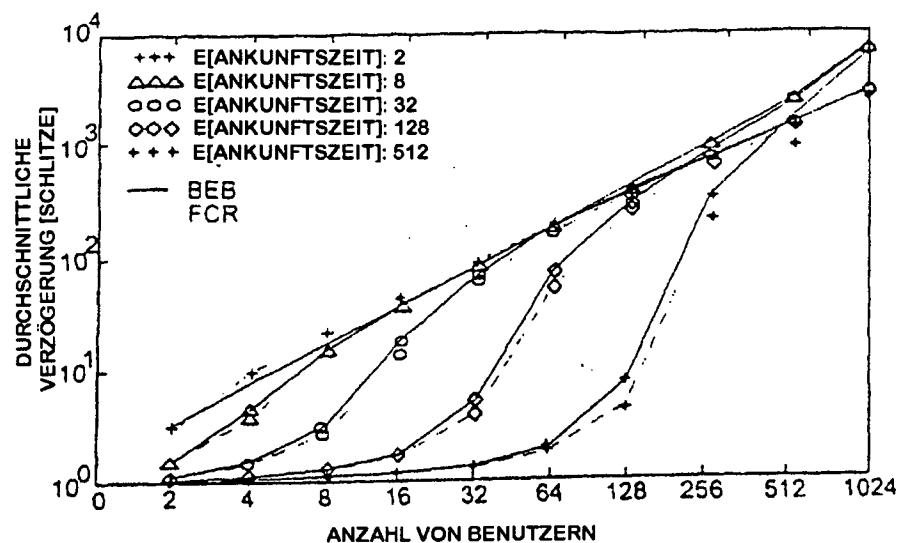


Fig. 7

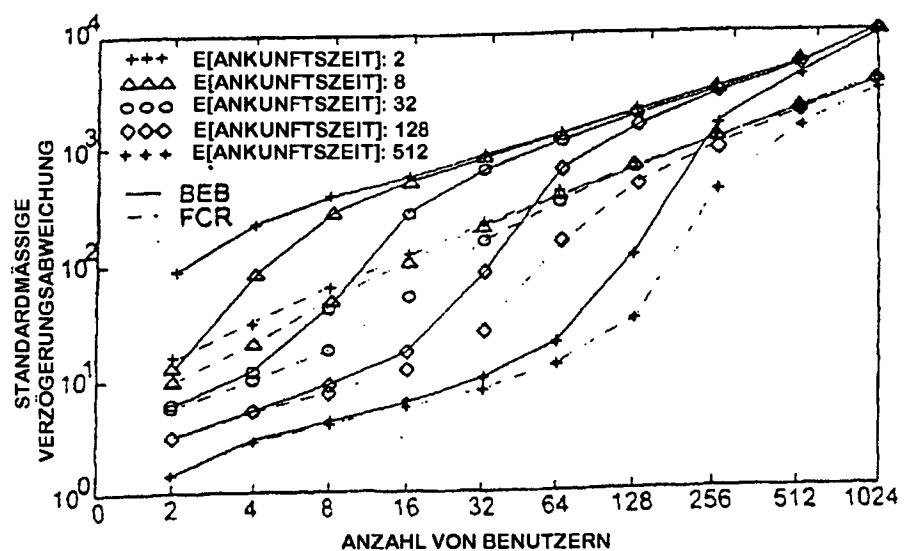


Fig. 8

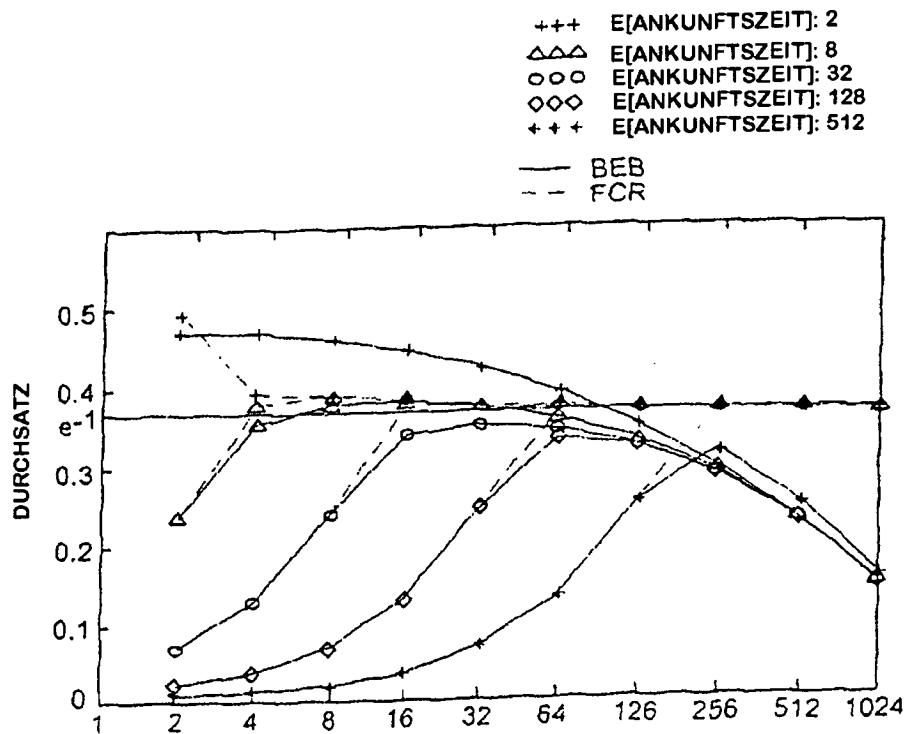


Fig. 9

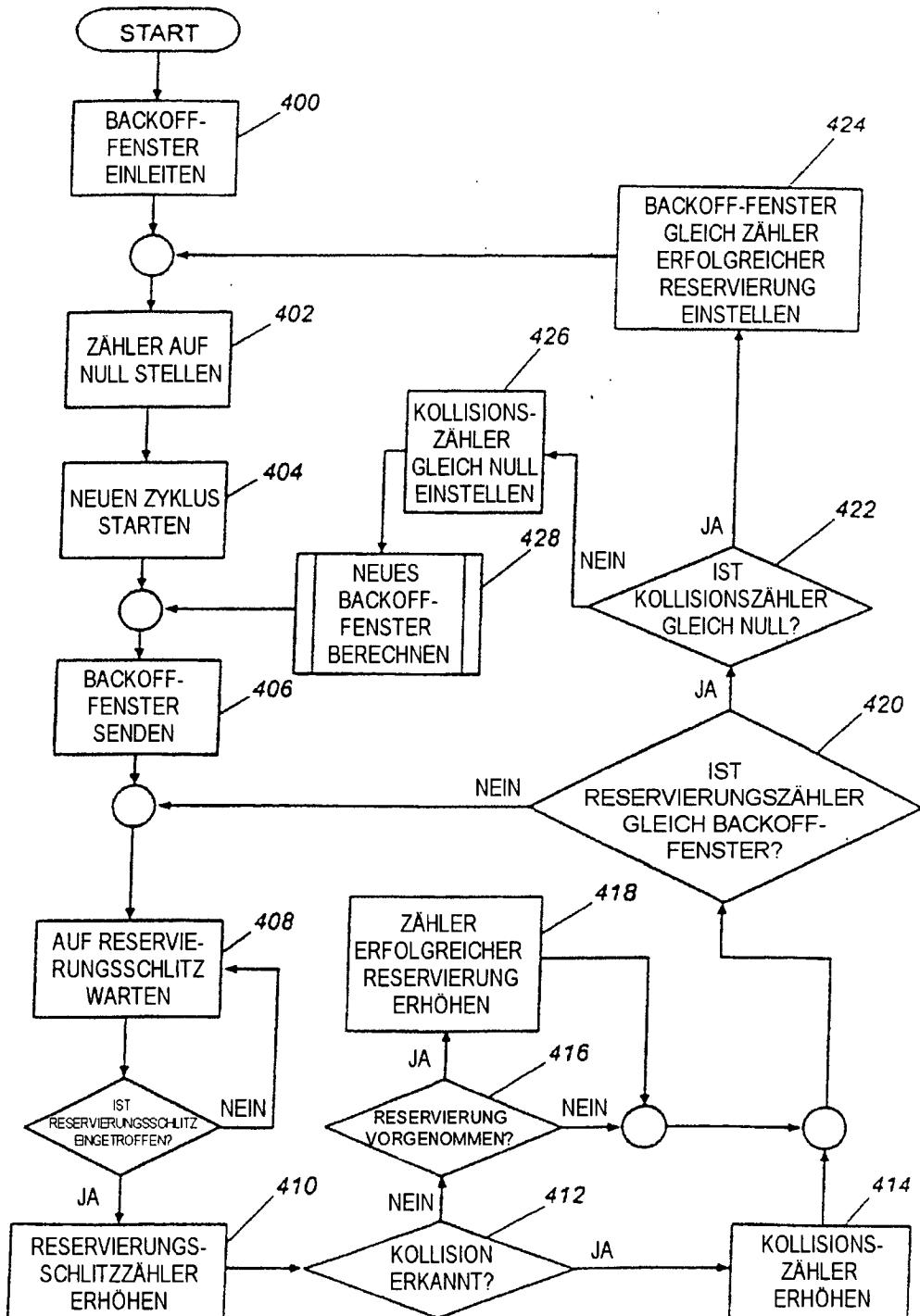


Fig. 10

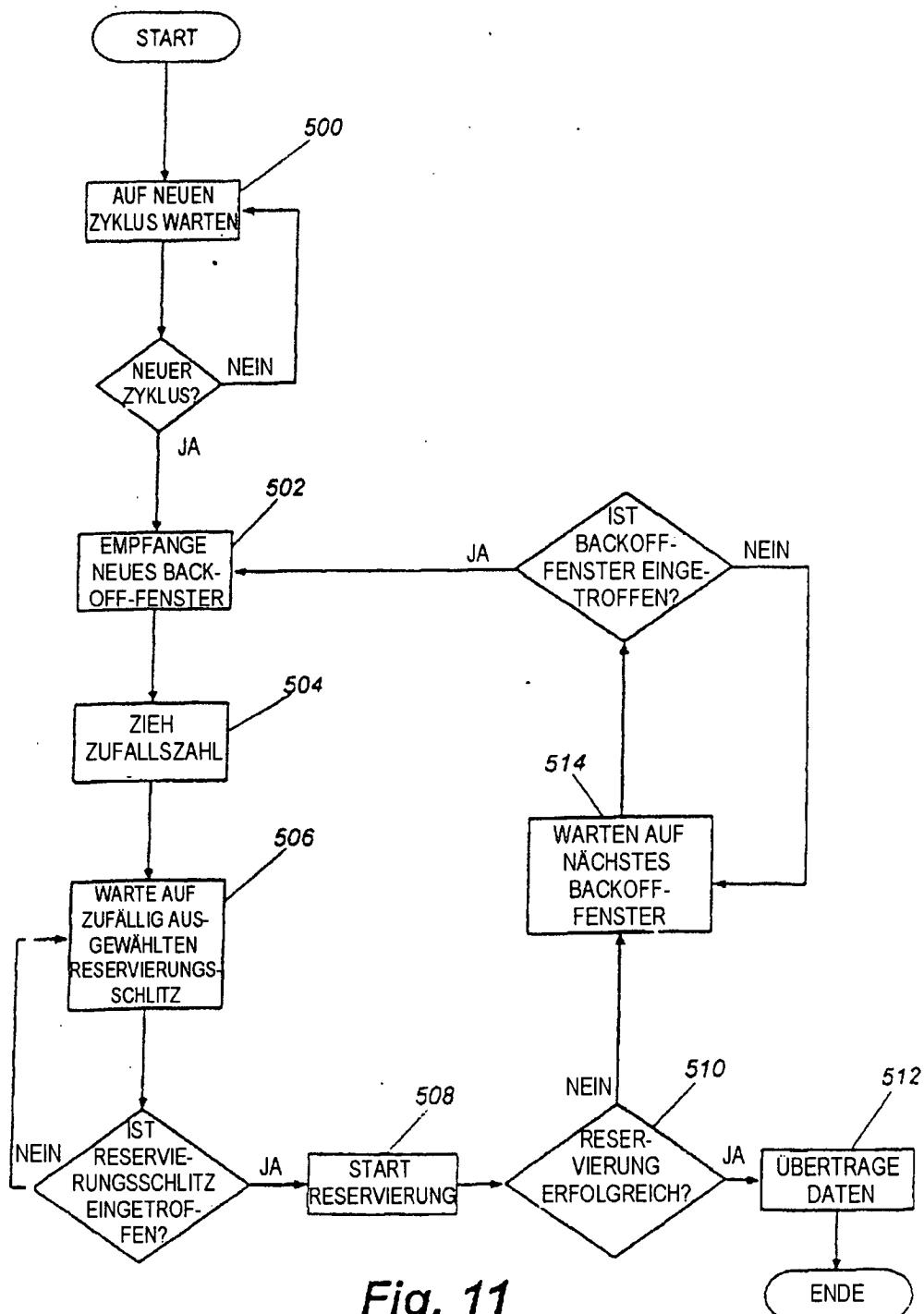


Fig. 11

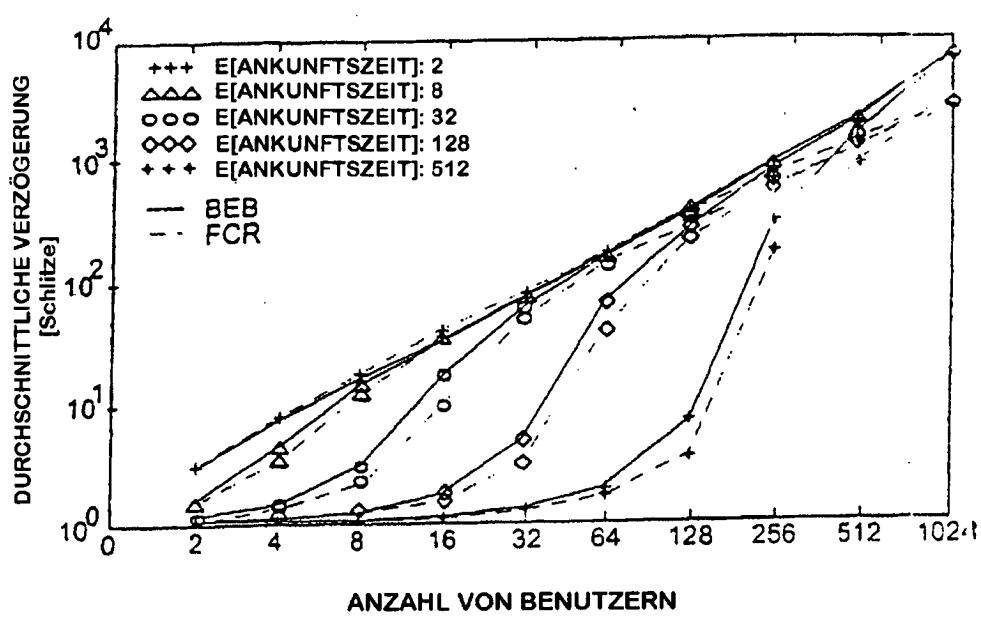


Fig. 12

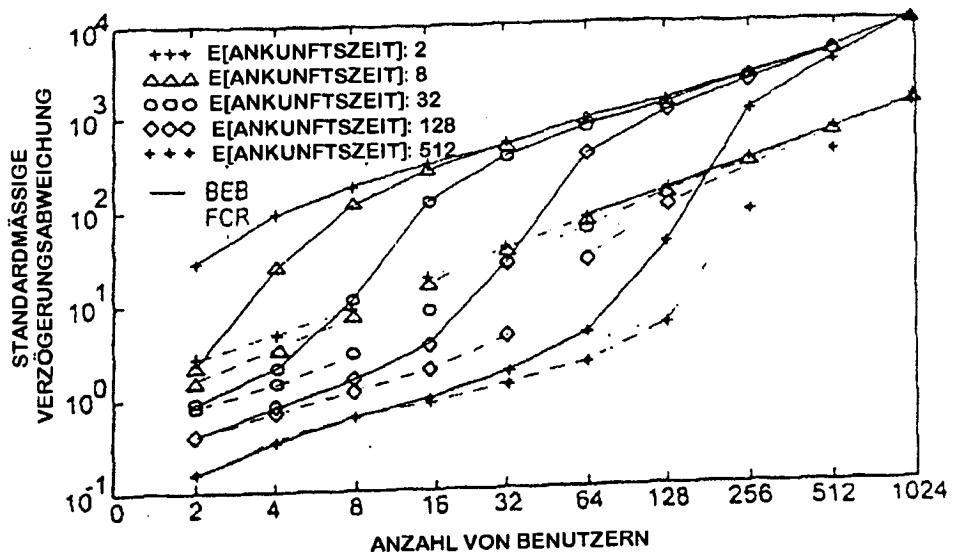


Fig. 13

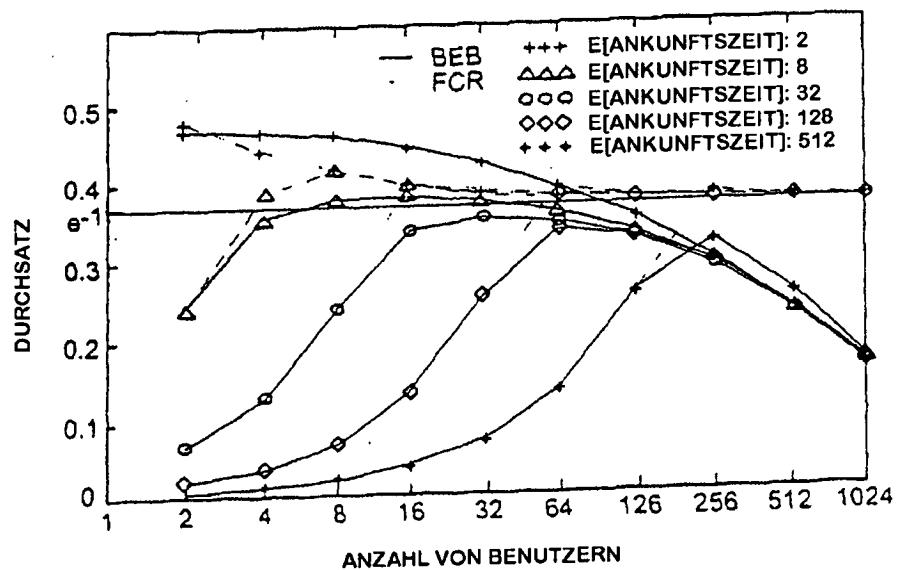


Fig. 14

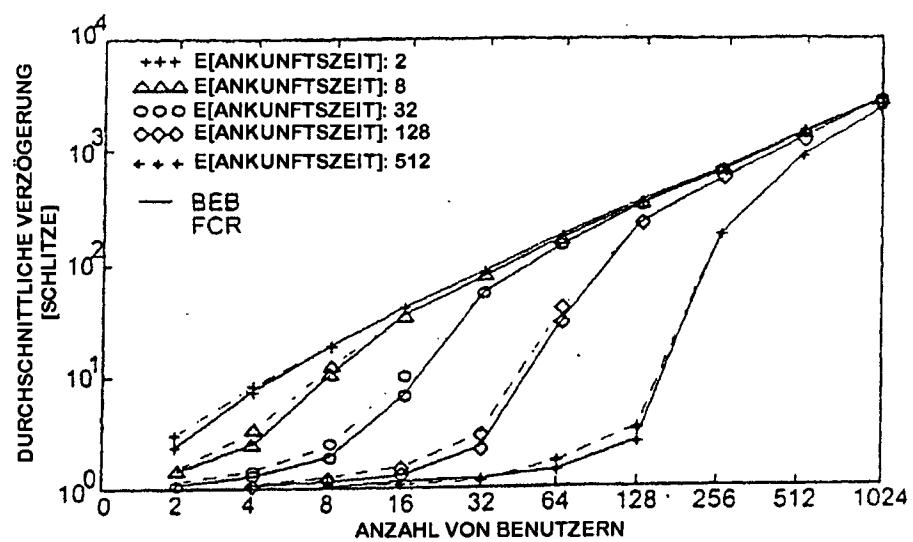


Fig. 15

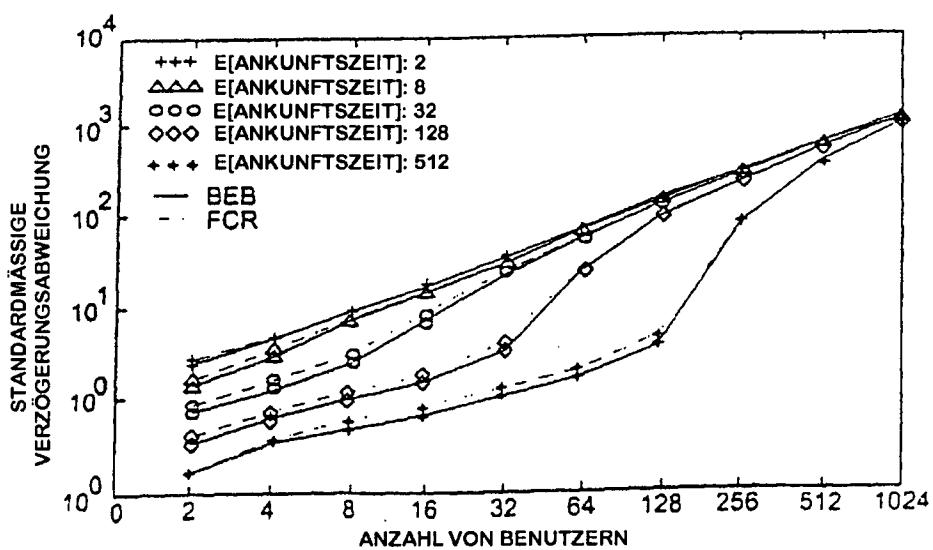


Fig. 16

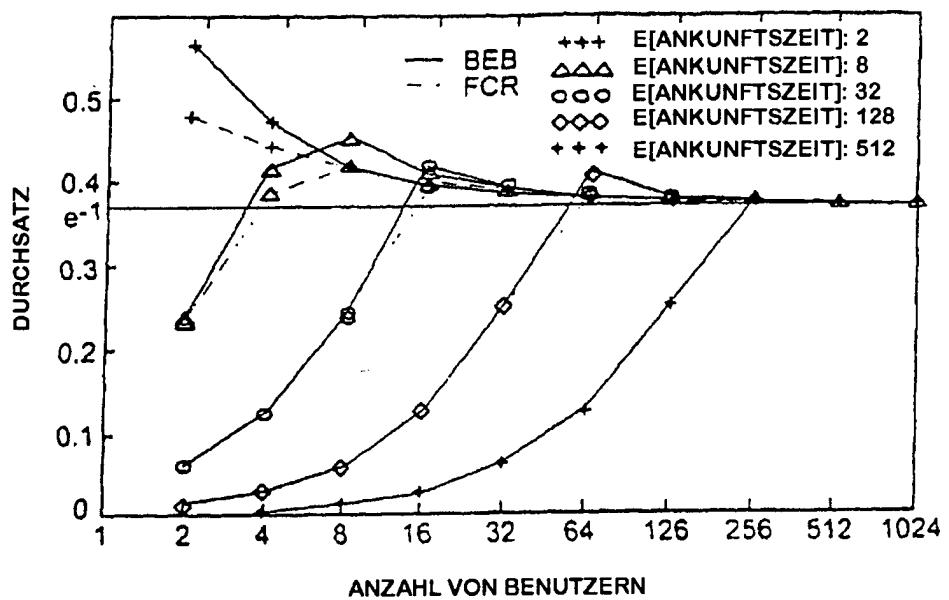


Fig. 17