



(19)
Bundesrepublik Deutschland
Deutsches Patent- und Markenamt

(10) **DE 699 37 862 T2** 2009.01.02

(12) **Übersetzung der europäischen Patentschrift**

(97) **EP 0 981 228 B1**

(21) Deutsches Aktenzeichen: **699 37 862.1**

(96) Europäisches Aktenzeichen: **99 109 264.4**

(96) Europäischer Anmeldetag: **26.05.1999**

(97) Erstveröffentlichung durch das EPA: **23.02.2000**

(97) Veröffentlichungstag

der Patenterteilung beim EPA: **02.01.2008**

(47) Veröffentlichungstag im Patentblatt: **02.01.2009**

(51) Int Cl.⁸: **H04L 12/56** (2006.01)
H04Q 11/04 (2006.01)

(30) Unionspriorität:
2245367 **19.08.1998** **CA**

(73) Patentinhaber:
Alcatel-Lucent Canada Inc., Ottawa, Ontario, CA

(74) Vertreter:
**Patentanwälte U. Knecht und Kollegen, 70435
Stuttgart**

(84) Benannte Vertragsstaaten:
DE, ES, FR, GB, IT

(72) Erfinder:
**Chow, Henry, Kanata, Ontario K2K 2R7, CA; Hung,
Anthony, Ottawa, Ontario K2B 5K8, CA; Janoska,
Mark, Carleton Place, Ontario K7C 3J1, CA;
Ramaswamy, Srinivasan, Nepean, Ontario K2B
2M8, CA**

(54) Bezeichnung: **Bandbreitensteuerung mit zwei Komponenten, zur Anwendung in digitalen Kommunikationssystemen mit mehreren Klassen**

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 eingelegt, 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

Gebiet der Erfindung

[0001] Die Erfindung betrifft im Allgemeinen die Technik der Scheduling-Systeme, in welchen Nachrichten, die mehrfachen Prozessen zugeordnet sind, in mehreren Warteschlangen zur anschließenden Verarbeitung durch eine einzelne Ressource gespeichert werden, die begrenzte Verarbeitungskapazität hat. Die Erfindung hat besondere Anwendung auf das Gebiet der digitalen Kommunikationssysteme und betrifft in dieser Hinsicht einen Scheduler und ein verwandtes Verfahren zum effizienten Zuweisen der Bandbreite einer Kommunikationsverbindung unter mehrfachen Warteschlangen, die einer Vielfalt von Dienstklassen zugeordnet werden können.

Allgemeiner Stand der Technik

[0002] In verschiedenen Typen von Kommunikationssystemen, die ATM-Systeme (Asynchronous Transfer Mode/Asynchrones Übermittlungsverfahren) einschließen, entstehen oft Situationen, wo mehrere Verbindungen um die Bandbreite einer Kommunikationsverbindung in einem Kommunikationsgerät wie zum Beispiel auf einem Netzknoten wetteifern. Wenn solch eine Situation entsteht, ist es notwendig die Datenpakete oder Zellen von den wetteifernden Verbindungen in eine Warteschlange zu stellen oder zu puffern, und die Warteschlangen müssen auf eine "faire" Art und Weise bedient werden, um sicherzustellen, daß alle Verbindungen ausreichend bedient werden.

[0003] Eine ähnliche Situation entsteht im allgemeineren Fall, wo mehrfache Prozesse um eine einzelne Ressource wetteifern. Zum Beispiel kann ein verteiltes Verarbeitungssystem mehrere lokale Controller umfassen, die für verschiedene Seiten des Systems verantwortlich sind, die mit einem zentralen Controller verbunden sind, der für die Gesamtverwaltung des Systems verantwortlich ist. Die lokalen Controller kommunizieren mit dem zentralen Controller durch Senden von Nachrichten, die der zentrale Controller verarbeitet, d. h. auf die er einwirken muß. In diesem Sinne bieten die lokalen Controller "Jobs" dem zentralen Controller an. Zu irgendeinem Zeitpunkt werden einige lokale Controller nicht besetzt sein, keine Nachrichten haben, die durch den zentralen Controller verarbeitet werden müssen. Gleichzeitig werden einige lokale Controller besetzt sein, mehrfache Nachrichten anbieten und folglich potentielle Jobs für den zentralen Controller. Da der zentrale Controller mit anderen Jobs besetzt sein kann, speichert er die Nachrichten in verschiedenen Warteschlangen, z. B. gemäß dem Typ oder der Klasse des lokalen Controllers, von dem die Nachricht ausging, solange bis der zentrale Controller die Nachricht verarbeiten und den zugeordneten Job durchführen kann. Diese Nachrichten müssen ebenfalls auf eine faire Art und Weise bedient werden, um sicherzustellen, daß alle lokalen Controller ausreichend behandelt werden. Aus dem vorhergehenden wird ersichtlich sein, daß die Nachrichten oder Jobs den Datenpaketen des digitalen Kommunikationssystems entsprechen und die feste Verarbeitungsleistung oder -geschwindigkeit des zentralen Controllers der Bandbreite der Kommunikationsverbindung entspricht.

[0004] Ein gemeinsames "fares" Scheduling-Schema ist die proportionale gewichtete faire Warteschlangenbildung (im Folgenden "proportionale WFQ"), in welcher jeder Warteschlange, die jeder Verbindung entspricht, ein Gewicht zugeordnet wird, das proportional zu ihrer zugewiesenen Dienstrate ist. Der proportionale WFQ-Scheduler verwendet dieses Gewicht, um die Menge des der Warteschlange gegebenen Dienstes zu bestimmen, so daß der Scheduler in der Lage ist, die zugeordnete Dienstrate für eine gegebene Verbindung über eine angemessenen lange Besetztsperiode (d. h. wenn ihre Warteschlange nicht ständig nicht-leer ist) bereitzustellen, vorausgesetzt, daß der Scheduler nicht überbucht ist. Der Begriff einer zugeordneten Dienstrate ist für ATM-Systeme insbesondere geeignet, weil sich fast alle fünf gegenwärtig definierten ATM-Dienstklassen auf die Rate als eine Basis zum Definieren der Dienstgüte (QoS/Quality of Service) stützen. Zum Beispiel garantieren Verbindungen mit konstanter Bitrate (constant bit rate/CBR) eine Zellverlustrate (cell loss ratio/CLR) und Verzögerung für Zellen, die der Spitzenzellrate (peak cell rate/PCR) entsprechen. Verbindungen mit variabler Bitrate (variable bit rate/VBR), Echtzeit und Nicht-Echtzeit, garantieren ebenfalls eine CLR und Verzögerung für Zellen, die der Dauerzellrate (sustained cell rate/SCR) und PCR entsprechen. Eine Verbindung mit verfügbarer Bitrate (available bit rate/ABR) gewährt eine variable Dienstrate, die zwischen einer Mindestzellrate (minimum cell rate/MCR) und PCR ist. Verbindungen mit unbestimmter Bitrate (unspecified bit rate/UBR) sind mit PCRs verbunden und es wird erwartet, daß sie ebenfalls mit MCRs zu verbinden sind.

[0005] Zusätzlich zur zugeordneten Dienstrate, weil ein proportionaler WFQ-Scheduler schützend arbeitet, wird jede nicht-leere Warteschlange ebenfalls eine bestimmte Menge von momentaner freier Bandbreite empfangen. Das ist die zusätzliche Dienstbandbreite, die eine Warteschlange aufgrund (1) einer nicht zugeordneten Bandbreite einer Kommunikationsverbindung und (2) einer zugeordneten, aber gegenwärtig ungenutzten Bandbreite, die von den freien, nicht besetzten Perioden der anderen Warteschlangen am Konkurrenzpunkt

entsteht; empfängt.

[0006] Um dies detaillierter zu erklären, ist anzunehmen, daß der Warteschlange n ein Gewicht Φ_n gegeben wird, das proportional zur zugeordneten Dienstrate ist, die die Warteschlange n empfangen sollte. Der proportionale WFQ-Scheduler verteilt demzufolge die gesamte zugeordnete Bandbreite der Kommunikationsverbindung unter allen Warteschlangen im Verhältnis zu ihren zugeordneten Dienstraten. Folglich wird die freie Bandbreite der Verbindung ebenfalls im Verhältnis zu den zugeordneten Dienstraten von allen nicht-leeren Warteschlangen verteilt. Ein Beispiel davon ist in [Fig. 1\(a\)](#) gezeigt, wo vier Warteschlangen **14**, die vier Verbindungen A, B, C und D entsprechen, durch einen proportionalen WFQ-Multiplexer **8** bedient werden, um einen Ausgabestrom oder Verbindung **16** zu erzeugen. Die Verbindungen A, B und C haben zugeordnete Dienstraten gleich 30% der Gesamtbandbreite, die mit der Verbindung **16** verbunden ist, und sind deshalb gleich gewichtet. Die zugeordnete Dienstrate der Verbindung D ist gleich 10% der Gesamtbandbreite der Verbindung **16**. [Fig. 1\(b\)](#) ist ein Bandbreiten-Belegungsdiagramm, das darstellt, wie die Verbindungsbandbreite den Verbindungen zugeordnet wird. Von der Zeit $t = 0$ bis 8 hat jede Verbindung Zellen, die Bedienung erfordern und folglich trägt die momentane Bandbreite, die durch jede Verbindung empfangen wurde, 25% der Gesamtbandbreite. Zur Zeit $t = 8$ sind jedoch nur die Verbindungen B und D nicht-leer, die zu bedienende Zellen aufweisen, und folglich wird die momentane freie Bandbreite (die jetzt 50% der Gesamtbandbreite ist) den Verbindungen B und D im Verhältnis zu ihren zugeordneten Dienstraten zugeordnet. Folglich empfängt zur Zeit $t = 8$ die Verbindung B 75% der momentanen Gesamtbandbreite und die Verbindung D empfängt 25% der momentanen Gesamtbandbreite. Im Allgemeinen ist der theoretische momentane Dienst, den die Warteschlange n zur Zeit t empfängt, wenn sie nicht-leer ist, $\Phi_n / \sum_{i \in A(t)} \Phi_i$, mit $A(t)$ – Indexmenge der nicht-leeren Warteschlangen zur Zeit t .

[0007] Dann ist anzunehmen, daß ein proportionaler WFQ-Scheduler in einem ATM-Kommunikationsgerät wie zum Beispiel einem Netzknoten verwendet wird. Eine CBR-Verbindung sollte eine zugeordnete Dienstrate gleich ihrer PCR aufweisen. Eine VBR-Verbindung sollte eine zugeordnete Dienstrate VBW (virtuelle Bandbreite) aufweisen, die mindestens gleich ihrer SCR und kleiner als ihre PCR ist. (Die VBW wird in der Regel statistisch beim Einrichten durch die Verbindungs- und Zugangskontrollfunktion (connection and admission control function/CAC-Funktion) eines Netzes berechnet.) Eine ABR-Verbindung sollte eine zugeordnete Dienstrate gleich ihrer SCR aufweisen und eine UBR-Verbindung sollte eine zugeordnete Dienstrate gleich Null haben. Daher ist in solch einem Szenario die Menge der freien Bandbreite, die eine CBR-Verbindung sieht, proportional ihrer PCR, und die eine ABR-Verbindung sieht, ist proportional ihrer MCR. Das kann zu sehr unerwünschtem Dienst führen. Zum Beispiel ist anzunehmen, daß ein Switch (nur) vier Verbindungen überträgt: eine ist CBR mit PCR = 980 kbps, zwei Verbindungen sind ABR mit MCR = 10 kbps und eine ist UBR. Folglich beträgt die freie Bandbreitenverteilung 98% für die CBR-Verbindung und 1% für jede ABR-Verbindung unter der Voraussetzung einer Periode, wenn alle Verbindungen besetzt sind. Solch eine Verteilung ist bestimmt nicht wünschenswert, da CBR-Verbindungen im Allgemeinen keine Dienstbandbreite über ihre PCRs hinaus empfangen sollten. ABR-Verbindungen würden zusätzliche Bandbreite im Verhältnis zu ihren MCRs bekommen; ein Phänomen, das gewöhnlich als MCR-Proportionaldienst bezeichnet wird. MCR-Proportionaldienst ist eine Art des fairen Verteilens der freien Bandbreite, aber die Literatur weist andere Verfahren wie zum Beispiel MCR und zusätzliche faire Freigabe auf, was die proportionale WFQ nicht unterstützen kann. Und nur die UBR-Verbindung bekommt den Dienst, wenn alle anderen Warteschlangen leer sind. Solche Verteilungen der freien Bandbreite sind nicht optimal und daher ist es wünschenswert, eine effizientere Verteilung der freien Bandbreite zu erreichen. Ein Beispiel eines Systems des Standes der Technik ist in EP 0817434 gegeben.

Kurzdarstellung der Erfindung

[0008] Allgemein ausgedrückt stellt die Erfindung ein Verfahren zur Bedienung einer Mehrzahl von Warteschlangen bereit, die Nachrichten halten, wie zum Beispiel Datenpakete, die zur Verarbeitung durch eine Ressource bestimmt sind, die eine begrenzte Verarbeitungsbandbreite aufweist, wie zum Beispiel eine Kommunikationsverbindung, die eine begrenzte Übertragungsbandbreite aufweist. Das Verfahren umfaßt die Schritte: (a) Versorgen jeder Warteschlange mit einer minimalen garantierten Dienstrate; (b) Versorgen jeder Warteschlange mit einem freien Bandbreitenanteil; (c) Bedienen jeder Warteschlange durch Senden ihrer Nachrichten an die Ressource in Zeitintervallen, die der minimalen garantierten Dienstrate der Warteschlange entsprechen, vorausgesetzt die Warteschlange ist nicht-leer; und (d) Bedienen der Warteschlangen gemäß dem Anteil der freien Bandbreite, die jeder Warteschlange während der Zeitintervalle zugeordnet wurde, wenn keine Warteschlange Pakete hat, die an die Ressource in Übereinstimmung mit Schritt (c) weitergeleitet werden. Auf diese Weise wird die Menge der momentanen freien Bandbreite, die eine Warteschlange empfängt, von der zugeordneten Dienstrate entkoppelt, die der Warteschlange bewilligt wurde.

[0009] In der bevorzugten Ausführungsform wird das obige Verfahren durch einen hierarchischen Scheduler durchgeführt, der umfaßt (a) einen erschöpfenden Scheduler, der eine Mehrzahl von Schemulern mit unterem Pegel gemäß ungleichen Prioritätsebenen bedient, die dazu zugewiesen sind; (b) einen inaktiven schützenden Shaper-Scheduler, der den erschöpfenden Scheduler speist; und (c) einen aktiven schützenden freien Bandbreitenscheduler, der den erschöpfenden Scheduler speist. Der erschöpfende Scheduler wird konfiguriert, so daß dem Shaper-Scheduler die erschöpfende Priorität über dem freien Bandbreitenscheduler gegeben ist. Der hierarchische Scheduler ist an die Warteschlangen gekoppelt, so daß jede Warteschlange gleichzeitig um den Dienst vom Shaper-Scheduler und vom freien Bandbreitenscheduler wetteifert.

[0010] Der inaktive schützende Shaper-Scheduler wie zum Beispiel ein virtueller Taktformer, der unten beschrieben ist, erzeugt einen Strom von Datenpaketen mit einer konstanten durchschnittlichen Bitrate. Da der Shaper-Scheduler, der eine spezielle Warteschlange (die einer Verbindung entsprechen kann) bedient, eine höhere Priorität als der aktive schützende freie Bandbreitenscheduler aufweist, wie zum Beispiel ein WFQ-Scheduler, wird der Warteschlange ihre zugeordnete Dienstrate während ihrer Besetzperiode garantiert. Jedoch sendet der Shaper-Scheduler nicht immer Nachrichten (oder in der bevorzugten Ausführungsform die Identität der Warteschlangen) an den erschöpfenden Scheduler, weil nicht alle Warteschlangen zu jeder Zeit besetzt sind, und selbst wenn eine Warteschlange besetzt ist, kann sie berechtigt sein, aufgrund der inaktiven schützenden Natur der Formung bedient zu werden. Die Perioden bilden die freie Bandbreite der Ressource. Während dieser "freien" Zeit ist der aktive schützende freie Bandbreitenscheduler niedrigerer Priorität, der die Warteschlange bedient, in der Lage, den erschöpfenden Scheduler zu speisen. Der freie Bandbreitenscheduler verteilt diese freie Bandbreite auf eine Weise, die vorzugsweise von den garantierten Dienstraten unabhängig ist, die den Warteschlangen zugeordnet sind. In der bevorzugten Ausführungsform teilt der freie Bandbreitenscheduler die momentane freie Bandbreite nach einem festen Verfahren oder Verhältnis zwischen QoS-Klassen und gleichmäßig zwischen allen Verbindungen auf, die einer speziellen QoS-Klasse zugeordnet sind.

[0011] In verschiedenen hier beschriebenen Ausführungsformen sind der Shaper-Scheduler und der freie Bandbreitenscheduler ebenfalls jeder vorzugsweise aus einer Mehrzahl von Subschemulern zusammengesetzt, um flexibler die Verteilung der freien Bandbreite in einer ATM-Anwendungsumgebung anzupassen, wie unten detaillierter erläutert ist.

[0012] Gemäß einem anderen wesentlichen Gesichtspunkt der Erfindung wird ein hierarchischer Scheduler zum Bedienen einer Mehrzahl von Warteschlangen bereitgestellt, die Nachrichten halten. Dieser Scheduler umfaßt einen erschöpfenden Subscheduler, der eine Mehrzahl von Subschemulern niedrigerer Ebene gemäß ungleichen Prioritätsebenen bedient, die ihnen zugewiesen sind; M inaktive schützende Shaper-Subschemuler, die den erschöpfenden Subscheduler speisen; und N aktive schützende freie Bandbreiten-Subschemuler, die den erschöpfenden Subscheduler speisen. Eine gegebene Warteschlange wetteifert gleichzeitig um den Dienst von einem der Shaper-Subschemuler und von einem der freien Bandbreiten-Subschemuler und der Shaper-Subschemuler, der die gegebene Warteschlange bedient, weist eine höhere Prioritätsebene bezüglich des erschöpfenden Subschedulers als der freie Bandbreiten-Subschemuler auf, der die gegebene Warteschlange bedient.

Kurzbeschreibung der Zeichnungen

[0013] Der vorhergehende und andere Gesichtspunkte der Erfindung werden aus der folgenden Beschreibung ihrer bevorzugten Ausführungsformen und den beigefügten Zeichnungen offensichtlicher, welche nur beispielhaft die Prinzipien der Erfindung veranschaulichen. In den Zeichnungen sind:

[0014] [Fig. 1\(a\)](#) – ein Diagramm, das das Warteschlangen-Arbitrierungsproblem veranschaulicht, das ein proportionaler WFQ-Scheduler oder Multiplexer des Standes der Technik zu verwalten hat;

[0015] [Fig. 1\(b\)](#) – ein Bandbreiten-Belegungsdiagramm, das zeigt, wie die Verbindungsbandbreite den Warteschlangen über der Zeit durch den proportionalen WFQ-Scheduler des Standes der Technik unter den in [Fig. 1\(a\)](#) gezeigten Bedingungen zugeordnet;

[0016] [Fig. 2](#) – ein Blockschaftbild, das einen hierarchischen Scheduler gemäß einer ersten bevorzugten Ausführungsform der Erfindung darstellt;

[0017] [Fig. 3](#) – ein Blockschaftbild, das einen hierarchischen Scheduler gemäß einer zweiten bevorzugten Ausführungsform der Erfindung darstellt;

[0018] **Fig. 4** – ein Flußdiagramm, das auf einer hohen Ebene ein Verfahren gemäß der ersten und zweiten bevorzugten Ausführungsform zum Implementieren des in **Fig. 2** und **Fig. 3** gezeigten hierarchischen Schedulers darstellt;

[0019] **Fig. 5** – ein Flußdiagramm, das eine Paket-Vorverarbeitungsstufe des Flußdiagramms von **Fig. 4** detaillierter darstellt;

[0020] **Fig. 6** – ein Flußdiagramm, das eine Ausgabeverarbeitungsstufe des Flußdiagramms von **Fig. 4** detaillierter gemäß der ersten bevorzugten Ausführungsform darstellt;

[0021] **Fig. 7** – ein Flußdiagramm, das eine Vervollkommnung der im Flußdiagramm von **Fig. 6** gemäß der zweiten bevorzugten Ausführungsform gezeigten Ausgabeverarbeitungsstufe darstellt;

[0022] **Fig. 8** – ein Blockschaltbild, das einen hierarchischen Scheduler gemäß einer dritten bevorzugten Ausführungsform der Erfindung darstellt; und

[0023] **Fig. 9** – ein Blockschaltbild, das einen hierarchischen Scheduler gemäß einer vierten bevorzugten Ausführungsform der Erfindung darstellt.

Detaillierte Beschreibung der bevorzugten Ausführungsformen

[0024] **Fig. 2** ist ein Blockschaltbild, das einen hierarchischen Scheduler **10** gemäß einer ersten bevorzugten Ausführungsform darstellt. Wie oben beschrieben ist, ist die Aufgabe des Schedulers **10**, die Datenpakete **12**, die in einer Mehrzahl von Eingabewarteschlangen **14** gespeichert sind, an eine begrenzte Ressource zu steuern wie zum Beispiel Ausgabekommunikationsverbindung **16**, die eine feste Bandbreite oder ihr zugewiesene Dienstrate aufweist. In den bevorzugten Ausführungsformen sind die Datenpakete **12** ATM-Zellen oder ATM-ähnliche Zellen fester Länge. Außerdem ist der Scheduler **10** synchron, weil die Datenpakete **12** aus der Warteschlange entfernt und an die Kommunikationsverbindung **16** mit einer Rate übertragen werden, die der festen Verbindungsbandbreite entspricht. Mit anderen Worten, die Kommunikationsverbindung **16** kann als logisch in Zeitschlitz unterteilt betrachtet werden, so daß der Scheduler **10** ein Datenpaket **12** pro Zeitschlitz aus der Warteschlange entfernt.

[0025] Gemäß der ersten bevorzugten Ausführungsform umfaßt der Scheduler **10** drei "Subscheduler" **20**, **25** und **30**, d. h. im Wesentlichen unabhängige Scheduler, die miteinander in einer zweistufigen hierarchischen Anordnung verbunden sind. (Für Bezeichnungszwecke werden die Subscheduler **20**, **25** und **30** nur als "Scheduler" bezeichnet, da diese Scheduler selbst aus Subschedulern zusammengesetzt sein können, wie zum Beispiel in

[0026] **Fig. 3** gezeigt ist.) Ein erschöpfender Scheduler **30** wird auf der oberen oder primären Ebene benutzt, die die Ausgabe an die Kommunikationsverbindung **16** bereitstellt. Der primäre erschöpfende Scheduler, der aktiv schützend ist, dient als sekundärer inaktiver schützender Shaper-Scheduler **20**, der unten detaillierter beschrieben ist, und ein sekundärer aktiver schützender freier Bandbreitenscheduler **25** (wie zum Beispiel ein WFQ-Scheduler) ist ebenfalls unten detaillierter beschrieben. Die zwei sekundären Scheduler **20** und **25** bedienen gleichzeitig die Warteschlangen **14**. Der erschöpfende Scheduler **30**, auch im Stand der Technik bekannt als ein statischer oder Scheduler strenger Priorität, bedient Prozesse gemäß den ihnen zugewiesenen Prioritätsebenen. Folglich bedient zu jeder gegebenen Zeit der primäre erschöpfende Scheduler **30** den sekundären Scheduler mit der höchsten Prioritätsebene, vorausgesetzt der letztere ist "besetzt", d. h. erfordert die Bedienung. In der bevorzugten Ausführungsform wird dem sekundären Shaper-Scheduler **20** eine höhere Prioritätsebene als dem sekundären freien Bandbreitenscheduler **25** zugewiesen, dadurch wird sichergestellt, daß der erstere immer vor dem letzteren, wenn besetzt, bedient wird.

[0027] Die sekundären Scheduler **20** und **25** "bedienen" gleichzeitig die Menge der Warteschlangen **14** durch Prüfen der Warteschlangen und Auswählen einer davon, um ein Datenpaket davon aus der Warteschlange zu entfernen. Wenn die sekundären Scheduler **20** und **25** eine zu bedienende Warteschlange ausgewählt haben, entfernen sie Datenpakete aus den Warteschlangen nicht; Stattdessen werden die Warteschlangenkennungen an den primären Scheduler **30** gesendet. Folglich senden bei jedem Zeitschlitz die sekundären Scheduler **25** und **20** gleichzeitig und unabhängig die Kennung einer auswählbaren Warteschlange, falls vorhanden, an den primären Scheduler **30**. Sobald die sekundären Scheduler **20** und **25** die Warteschlangenkennungen gesendet haben, bedient dann der primäre Scheduler **30** den sekundären Scheduler höchster Priorität, der eine auswählbare Warteschlange durch Entfernen des Head-of-Line (HOL)-Datenpakets aus der Warteschlange sen-

dete, die durch diesen sekundären Scheduler identifiziert wurde.

[0028] Der sekundäre Shaper-Scheduler **20** wird vorzugsweise als ein virtueller Taktformer implementiert, ähnlich wie der in Stiliadios, D. und Varma, A., "A General Methodology for Designing Efficient Traffic Scheduling and Shaping Algorithms", Proceedings of I.E.E.E. INFOCOM, Japan, 1997 (im Folgenden "Stiliadios") beschriebene. Jede Warteschlange wird bereitgestellt oder zugeordnet mit einer minimalen garantierten Dienstrate und der sekundäre Shaper-Scheduler **20** stellt einen konstanten Strom von Datenpaketen von jeder Warteschlange mit ihrer garantierten Dienstrate bereit. Folglich, wenn jede Warteschlange **14** einer virtuellen Verbindung entspricht, dann wird jede Verbindung mit einem konstanten durchschnittlichen Bitratenstrom versorgt. Der sekundäre Shaper-Scheduler **25** ist inaktiv schützend und wählt daher nicht unbedingt eine jeden Zeitschlitz zu bedienende Warteschlange aus.

[0029] Der sekundäre freie Bandbreitenscheduler **25** wird vorzugsweise als ein WFQ-Scheduler implementiert, in welchem jede Warteschlange **14** vorzugsweise mit einem festen WFQ-Gewicht versorgt oder zugeordnet wird, das einer vorgegeben Zuordnung der momentanen freien Bandbreite der Kommunikationsverbindung **16** entspricht. Folglich könnte zum Beispiel jeder Warteschlange ein WFQ-Gewicht von $1/N$ zugewiesen werden, wo N die Gesamtanzahl der Warteschlangen zu einem beliebigen Zeitpunkt ist. Der sekundäre freie Bandbreitenscheduler **25** ist aktiv schützend, so daß er eine auswählbare Warteschlange an den primären Scheduler **30** jeden Zeitschlitz senden kann, vorausgesetzt, daß mindestens eine Warteschlange ein Paket darin gespeichert hat.

[0030] Es wird daran erinnert, daß beide sekundären Scheduler **20** und **25** gleichzeitig die Warteschlangen **14** bedienen. Da der Shaper-Scheduler **20** eine höhere Priorität als der aktive schützende Scheduler **25** hat, werden den Warteschlangen ihre zugeordneten Dienstraten während ihrer Besetzperioden garantiert. Jedoch zu verschiedenen Zeiten sendet der Shaper-Scheduler **20** nicht immer Warteschlangen an den erschöpfenden Scheduler **30**, weil 1) der Shaper-Scheduler **20** inaktiv schützend ist, so daß keine Warteschlangen erfordern, daß ein Paket während einer speziellen Zeitperiode zu senden ist, um aufrechtzuerhalten, daß sie während einer speziellen Zeitperiode leer sind (obgleich Warteschlangen, die Null-Formungsraten aufweisen, besetzt sein können). Diese Zeitperioden bilden die freie Bandbreite der Kommunikationsverbindung **16**. Während dieser "freien" Zeit ist der aktive schützende freie Bandbreitenscheduler **25** niedrigerer Priorität, der immer (vorausgesetzt, nicht alle Warteschlangen sind leer) eine auswählbare Warteschlange jeden Zeitschlitz auswählt, in der Lage, den primären Scheduler **30** zu speisen, und daher die freie Bandbreite unter den Warteschlangen gemäß dem speziellen durch den Scheduler **25** bereitgestellten Schema zu speisen. Auf diese Weise wird die Menge der momentanen freien Bandbreite, die eine Warteschlange empfängt, von oder unabhängig von der ihr zugewiesenen garantierten Dienstrate entkoppelt.

[0031] Andere Typen aktiver schützender Subscheduler können alternativ verwendet werden, um die freie Bandbreite einer Ressource zuzuordnen, wie zum Beispiel Kommunikationsverbindung **16**. Jedoch allgemein ausgedrückt, da jede Warteschlange um den Dienst von einem Shaper-Scheduler und von einem aktiv-schützenden Scheduler wetteifert, wobei dem ersteren die erschöpfende Priorität über dem letzteren gewährt wird, dann der aktiv-schützende Scheduler einen Teil oder Anteil der momentanen freien Bandbreite der Ressource (im Folgenden "freier Bandbreitenanteil") der Warteschlange zuordnet.

[0032] Eine bevorzugte Konfiguration für Scheduler **10** zur Handhabung verschiedener ATM-Verkehrsdienstklassen ist in Tabelle 1 unten gezeigt. In der bevorzugten Konfiguration wird die freie Bandbreite "fest partitioniert" zwischen den verschiedenen ATM-Dienstklassen und jede Warteschlange wird mit einer virtuellen Verbindung verbunden, die ihrerseits mit einer der ATM-Verkehrsklassen verbunden ist. Der freie Bandbreitenanteil, den die Dienstklassen rtVBR.2/3, nrtVBR, ABR und UBR empfangen, ist p_1 , p_2 , p_3 beziehungsweise p_4 , wo $p_1 + p_2 + p_3 + p_4 = 1$. Die freie Bandbreite, die jeder Dienstklasse zugeordnet wurde, wird in gleicher Weise unter den Verbindungen aufgeteilt, die zur gleichen Klasse gehören.

[0033] Alternativ könnte die freie Bandbreite, die jeder Dienstklasse zugeordnet wurde, unter den Verbindungen der gleichen Klasse im Verhältnis zu ihren garantierten minimalen Dienstraten aufgeteilt sein. Andere Schemata sind ebenfalls möglich.

Tabelle 1

ATM-Dienstklasse	Garantierte minimale Dienstrate pro Warteschlange (Formungsrate)	Freier Bandbreitenanteil pro Warteschlange (WFQ-Gewicht)
CBR	PCR	∞
rtVBR.1	VBW	∞
rtVBR.2/3	VBW	$p_1/N_{rtVBR.2/3}$
nrtVBR	VBW	p_2/N_{nrtVBR}
ABR	MCR	p_3/N_{ABR}
UBR	MCR	p_4/N_{UBR}

[0034] Den CBR- und rtVBR.1-Warteschlangen ist ein Gewicht von ∞ zugewiesen, um sicherzustellen, daß der CBR- und rtVBR.1-Verkehr den Prioritätsdienst über dem Nicht-Echtzeit-Verkehr und rtVBR.2/3-Verkehr erhält. In der Praxis unterliegen solche Quellen in der Regel der Belegungsparametersteuerung (usage parameter control/UPC), d. h. einem Typ der Zellstromfunktion (policing function), um sicherzustellen, daß eine Verbindung mit ihrem Verkehrsvertrag beständig ist und folglich nicht dazu neigt, burstartig zu sein (d. h. ihren CDVTs entspricht). Alternativ können andere Mittel in einem Kommunikationssystem zum Formen solcher Quellen bereitgestellt sein, um die Übereinstimmung mit dem Verkehrsvertrag sicherzustellen. Siehe zum Beispiel die gleichzeitig anhängige Kanadische Patentanmeldung Nr. 2,229,577, eingereicht am 12. Februar 1998, und übertragen an den gegenwärtigen Inhaber. Als solche werden die CBR- und nrtVBR.1-Verbindungen im Allgemeinen selten die durch den Scheduler **25** verwaltete momentane freie Bandbreite nutzen.

[0035] Die rtVBR.2/3-Dienstklasse wird wie eine Nicht-Echtzeit-Klasse bezüglich der Verteilung der freien Bandbreite wegen der Art ihres Verkehrsvertrags behandelt, der nur ein ATM-Kommunikationsgerät erfordert, wie zum Beispiel einen Netzknoten, der Verbindungszugangskontrolle (connection admission control/CAC) aufweist, um den Dienst an CLP 0-Zellen zu garantieren, aber nicht CLP 1-Zellen niedriger Priorität. Siehe zum Beispiel ATM FORUM Dok. Nr. af-tm-0056.000, "Traffic Management Specification, Version 4.0", April 1996. CLP 0-Zellen unterliegen zwei Bucket-UPC (d. h. PCR-Übereinstimmung und SCR-Übereinstimmung) und neigen folglich in der Regel zu gutem Verhalten. CLP 1-Zellen unterliegen jedoch nur einer Bucket-UPC (d. h. nur PCR-Übereinstimmung), so daß ein Gesamt-CLP0+1-Strom nur durch ein PCR-Bucket eingeschränkt ist. Entsprechend ist es für CLP 1-Zellen von zahlreichen rtVBR.2/3-Verbindungen möglich, am Knoten in erweiterten Bursts anzukommen. Wenn der rtVBR.2/3-Verkehrsklasse ein freier Bandbreitenanteil von wie den anderen Echtzeit-Verkehrsklassen gewährt wurde, dann könnten CLP 1-Zellen Dienstaushungerung (service starvation) des Nicht-Echtzeit-Verkehrs wie zum Beispiel UBR, dadurch Flooding des Knotens verursachen. Jedoch können CLP 1-Zellen in Wirklichkeit verworfen oder alternativ auf das gleiche (oder schlechte) Ausmaß wie das des Nicht-Echtzeit-Verkehrs verzögert werden. Folglich kann durch Zuweisen eines begrenzten freien Bandbreitenanteils zum rtVBR.2/3-Verkehr, ähnlich wie zum Nicht-Echtzeit-Verkehr, dieses Problem vermieden werden.

[0036] [Fig. 3](#) zeigt einen hierarchischem Scheduler **50** gemäß einer zweiten bevorzugten Ausführungsform. In dieser Ausführungsform ist der sekundäre Shaper-Scheduler **20** aus zwei Shaper-Subschedulern **20A** und **20B** zusammengesetzt und der sekundäre freie Bandbreitenscheduler **25** ist aus zwei aktiven schützenden Subschedulern **25A** und **25B** zusammengesetzt. Die Warteschlangen **14A**, die mit den CBR- und rtVBR.1-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, werden gleichzeitig durch den Shaper-Subscheduler **20A** und den aktiven schützenden Subscheduler **25A** bedient. Die Warteschlangen **14B**, die mit den rtVBR.2/3-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, werden gleichzeitig durch den Shaper-Subscheduler **20A** und den aktiven schützenden Subscheduler **25B** bedient. Die Warteschlangen **14C**, die mit den Nicht-Echtzeit-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, werden gleichzeitig durch den Shaper-Subscheduler **20B** und den aktiven schützenden Subscheduler **25B** bedient. Die Reihenfolge der Priorität, die mit den sekundären Subschedulern verbunden ist, ist **20A**, **20B**, **25A** und **25B**, von der höchsten zur niedrigsten Priorität.

[0037] Eine bevorzugte Konfiguration für Scheduler **50** zur Handhabung verschiedener ATM-Verkehrsdienstklassen ist in Tabelle 2 unten gezeigt. Wie bisher wird jede Warteschlange mit einer einzelnen virtuellen Verbindung verbunden und für jede Warteschlange/virtuelle Verbindung wird ihre garantierte minimale Dienstrate sichergestellt, aber aufgrund der Priorität des Shaper-Subschedulers **20A** über **20B**, wird der Echtzeit-Verkehr vor Nicht-Echtzeit-Verkehr bei der Formung gesteuert. Wie bisher erhalten die kritischen Echtzeit-Verkehrs-

klassen (Klassen CBR und rtVBR.1) ebenfalls freie Bandbreite bevorzugt gegenüber den anderen Verkehrsklassen.

[0038] Jedoch stellt die zweite Ausführungsform einen Mechanismus zum besseren Verwalten der Verteilung der freien Bandbreite unter dem kritischen Echtzeit-Verkehr bereit. Das hängt damit zusammen, daß die freie Bandbreite, die die CBR- und rtVBR-Dienstklassen bezüglich einander erhalten, $\alpha_1:\alpha_2$ ist, wo $\alpha_1 + \alpha_2 = 1$, und die zugeordnete freie Bandbreite pro Dienstklasse in gleicher Weise unter Verbindungen aufgeteilt wird, die zur gleichen Klasse gehören. Auf diese Weise kann der freie Bandbreitenanteil, der einer CBR- oder rtVBR.1-Warteschlange zugeordnet ist, gut gesteuert werden, im Gegensatz zur ersten Ausführungsform, während immer noch diesen Dienstklassen die bevorzugte Behandlung beim Empfangen der freien Bandbreite über den anderen Dienstklassen gegeben wird.

Tabelle 2

ATM-Dienstklasse	Garantierte minimale Dienstrate pro Warteschlange (Formungsrate)	Freier Bandbreitenanteil pro Warteschlange (WFQ-Gewicht)
CBR	PCR	α_1/N_{CBR}
rtVBR.1	VBW	$\alpha_2/N_{\text{rtVBR.1}}$
rtVBR.2/3	VBW	$\rho_1/N_{\text{rtVBR.2/3}}$
nrtVBR	VBW	ρ_2/N_{nrtVBR}
ABR	MCR	ρ_3/N_{ABR}
UBR	MCR	ρ_4/N_{UBR}

[0039] Es wird ebenfalls von der zweiten Ausführungsform angemerkt, daß die rtVBR.2/3-Warteschlangen wie eine separate Gruppe behandelt werden, bedient durch den Shaper-Subscheduler **20A** hoher Priorität zusammen mit den anderen Echtzeitklassen, aber bedient durch den freien Bandbreiten-Subscheduler **25B** niedrigster Priorität, ähnlich wie die Nicht-Echtzeit-Verkehrsklassen. Das erfolgt, um das CLP 1-Flooding aus den oben angegebenen Gründen zu verhindern.

[0040] [Fig. 4](#) ist ein Flußdiagramm, das auf einer hohen Ebene ein Verfahren gemäß der ersten und zweiten bevorzugten Ausführungsform zum Implementieren der hierarchischen Scheduler **10** und **50** darstellt. Das bevorzugte Verfahren verwendet eine Form des Zeitstempels, wie detaillierter unten beschrieben ist, um zu verfolgen, wann Warteschlangen bedient werden sollten. Folglich gibt im Falle **60** des Eintreffens eines Datenpakets **12** eine Eingangsverarbeitungsstufe **62** bei Bedarf den Zeitstempel aus. Parallel entfernt eine Ausgabe-Verarbeitungsstufe **64** die Datenpakete **12** aus den Warteschlangen **14** zur Übertragung an die Kommunikationsverbindung **16**, sowie gibt unter bestimmten Umständen Zeitstempel aus.

[0041] Im bevorzugten Verfahren wird jede Warteschlange **14** mit zwei Zeitstempeln verbunden, bezeichnet als theoretische Emissionszeiten (TETs). Einer dieser Zeitstempel (im Folgenden "Formungs-TET") wird durch den sekundären Shaper-Scheduler **20** verwendet und der andere Zeitstempel wird durch den bevorzugten sekundären freien WFQ-Bandbreitenscheduler **25** (im Folgenden "WFQ TET") verwendet. Das bevorzugte Verfahren unterscheidet sich von der virtuellen Taktformungstechnik, die in Stiliadios oben beschrieben ist, dadurch, daß im Stand der Technik jedes Paket einen mit ihm verbundenen Zeitstempel aufweist, wohingegen in den bevorzugten Ausführungsformen das Zeitstempeln auf der Ebene jeder Warteschlange durchgeführt wird. Die Erfinder haben festgestellt, daß das Zeitstempeln pro Warteschlange wahrscheinlich wirtschaftlicher in der Praxis wegen geringerer Speicheranforderungen zu implementieren ist.

[0042] Beide Zeitstempel einer Warteschlange ändern sich jedes Mal, wenn ein neues Paket die Head-of-Line (HOL)-Position in der Warteschlange erreicht. Das geschieht entweder wenn (a) ein Datenpaket an einer leeren Warteschlange ankommt oder (b) ein Datenpaket gerade bedient worden ist und seine Warteschlange ein folgendes Datenpaket hat, das wartet bedient zu werden, was sich auf die HOL-Position vorwärts bewegt.

[0043] Wenn ein Paket gerade bedient worden ist und seine Warteschlange keine Pakete mehr hat, die warten, sind ihre Zeitstempel nicht mehr gültig; d. h. die Warteschlange wird nicht mehr als auswählbar für das Scheduling durch den sekundären Shaper-Scheduler **20** und den bevorzugten sekundären freien WFQ-Bandbreitenscheduler **25** (einschließlich jedes seiner Subschedulers) angesehen.

[0044] Gemäß dem bevorzugten Verfahren, wenn ein Paket an einer leeren Warteschlange i ankommt, dadurch das Paket auf ihre HOL-Position platziert, ist der Formungs-TET (d. h. zu den Zwecken der sekundären Shaper-Subscheduler) einer gegebenen Warteschlange i zu einem aktuellen Zeitpunkt RTP (real time Pointer/Echtzeitzeiger):

$$TET_i = \max \{TET_i, RTP\} + \frac{1}{R_i} \quad (1)$$

wo R_i die Formungsrate der Warteschlange i ist.

[0045] Im Falle, daß ein Paket aus der Warteschlange i entfernt wurde, so daß ein anderes Paket, das in der Warteschlange wartet, die HOL-Position erreicht, ist die Formungs-TET der Warteschlange i :

$$TET_i = RTP + \frac{1}{R_i} \quad (2)$$

[0046] Der Formungszeitstempel bleibt bei der Warteschlange, bis sie bedient wird. An jedem Zeitschlitz bedient der sekundäre Shaper-Scheduler **20** (oder die Shaper-Subscheduler **20A** und **20B** in der zweiten Ausführungsform) die Warteschlange mit der kleinsten Formungs-TET von allen auswählbaren Warteschlangen. Eine Warteschlange i ist auswählbar, wenn

$$TET_i - \frac{1}{R_i} \leq RTP \quad (3)$$

[0047] Mathematisch wird der Index j der ausgewählten Warteschlange ausgedrückt als:

$$j = \arg \left\{ \min_i \left\{ TET_i \mid TET_i - \frac{1}{R_i} \leq RTP \right\} \right\} \quad (4)$$

[0048] In den bevorzugten Ausführungsformen versieht der WFQ-Subscheduler, der als der sekundäre aktive schützende Scheduler **25** (oder seine Subscheduler **25A** und **25B** in der zweiten Ausführungsform) dient, jede bediente Warteschlange ebenfalls mit Zeitstempel. Das kann mit einem selbsttaktenden fairem Warteschlangenbildungsschema (self-clocked fair queuing scheme/SCFQ) erreicht werden, das detaillierter zum Beispiel in Goyal et al., "Start-Time Fair Queuing: A Scheduling Algorithm for Integrated Services Packet Switching Networks", IEEE/ACM Trans. Networking, Vol. 5, No. 5, Oktober 1990 (im Folgenden "Goyal") beschrieben ist. Mit SCFQ, wenn ein neues Paket an der HOL-Position der Warteschlange i ankommt, ist der WFQ TET:

$$TET_i = \max \{TET_i, VTP\} + \frac{1}{\phi_i} \quad (5)$$

wo VTP (virtueller Zeitzeiger) der WFQ TET-Wert der Warteschlange ist, die zuletzt durch den WFQ-Scheduler bedient wurde, und ϕ_i das WFQ-Gewicht der Warteschlange i ist. (Es ist zu beachten, daß jeder WFQ-Scheduler eine VTP-Variable aufweist, die mit ihm verbunden ist. Im Gegensatz nutzen alle Former eine gemeinsame RTP-Variable, da sie ein Maß der Echtzeit ist.)

[0049] Alternativ kann das Zeitstempeln für den bevorzugten WFQ-Subscheduler mit einem fairen Warteschlangenbildungsschema für Startzeit (start-time fair queuing scheme/SFQ) durchgeführt werden, das detaillierter in Goyal oben beschrieben ist. Mit SFQ, wenn ein neues Paket an der HOL-Position der Warteschlange i ankommt, ist die WFQ TET:

$$TET_i = \max \left\{ TET_i + \frac{1}{\phi_i}, VTP \right\} \quad (6)$$

wo VTP wieder der WFQ TET-Wert der Warteschlange ist, die zuletzt bedient wurde, und ϕ_i das WFQ-Gewicht der Warteschlange i ist.

[0050] [Fig. 5](#) ist ein Flußdiagramm, das die Eingangsverarbeitungsstufe **62** (von [Fig. 4](#)) detaillierter darstellt. Ein Anfangsschritt **70** reiht das ankommende Paket in die entsprechende Warteschlange **14** ein. Die kommenden Pakete können in die Warteschlange unter Verwendung einer Vielfalt von Warteschlangenbildungsschematas eingereiht werden zum Beispiel pro Prioritätswarteschlangenbildung gemäß der QoS- oder ATM-Ver-

kehrsklassen (wie zum Beispiel in [Fig. 3](#) gezeigt ist), pro VC-Warteschlangenbildung, pro Port-Warteschlangenbildung oder Kombinationen der vorhergehenden.

[0051] Schritt **72** prüft, ob das Paket, das im Schritt **70** in die Warteschlange eingereicht wurde, am Kopf der entsprechenden Warteschlange platziert wurde. Wenn nicht, wird der Prozeß beendet. Andernfalls berechnet Schritt **74** den Zeitstempel für die entsprechende Warteschlange zur anschließenden Verwendung durch den Shaper-Scheduler **25** gemäß Gleichung (1). Ähnlich berechnet der Schritt **76** den Zeitstempel für die entsprechende Warteschlange zur anschließenden Verwendung durch den bevorzugten WFQ-Scheduler gemäß einer der Gleichungen (5) und (6), wie gewünscht.

[0052] [Fig. 6](#) ist ein Flußdiagramm, das die Ausgabeverarbeitungsstufe **64** (von [Fig. 4](#)) detaillierter für einen Zeitschlitz darstellt. In einem Anfangsschritt **80** wählen der sekundäre Shaper- und der freie Bandbreitenscheduler **20** und **25** (welche vorzugsweise als separate unabhängige Computerprozesse oder Threads der Ausführung implementiert sind) gleichzeitig und unabhängig eine Warteschlange aus, falls vorhanden, zur Bedienung in dem aktuellen Zeitschlitz. Im Falle des Shaper-Schedulers **20** erfolgt die Warteschlangenauswahl gemäß der Gleichung (4). Der freie Bandbreitenscheduler **20** wählt die Warteschlange aus, die die niedrigste geschätzte TET aufweist.

[0053] Bei Schritt **82** schlußfolgert jeder sekundäre Formungs- und freie Bandbreitenscheduler **20** und **25**, ob ein Paket aus der Warteschlange entfernt werden sollte oder nicht. Wenn ja, dann senden bei Schritt **84** die sekundären Scheduler **20** und **25** die Identitäten Q_j und Q_k der entsprechend ausgewählten Warteschlangen an den erschöpfenden Scheduler **30**.

[0054] Bei Schritt **86** prüft der primäre erschöpfende Scheduler **30**, ob der sekundäre Shaper-Scheduler **20** eine Warteschlange zur Bedienung gesendet hat oder nicht. Wenn ja, dann entfernt bei Schritt **90** der primäre erschöpfende Scheduler **30** das HOL-Paket aus Warteschlange Q_j und leitet das Paket an die Kommunikationsverbindung **16** weiter. Bei Schritt **96** wird die Warteschlange Q_j (die gerade bediente Warteschlange) geprüft, um zu bestimmen, ob sie leer ist oder nicht. Wenn sie nicht leer ist, dann wird ein folgendes Paket innerhalb der Warteschlange Q_j ein HOL-Paket und folglich wird bei Schritt **100** der Formungs-TET für die Warteschlange Q_j gemäß der Gleichung (2) aktualisiert. Jedoch, wenn die Warteschlange Q_j leer ist, dann wird die Steuerung an Schritt **104** abgegeben. In diesem Falle wird eine Einstellung an der WFQ TET für Warteschlange Q_j wie folgt durchgeführt:

$$TET_{Q_j} = TET_{Q_j} - \frac{1}{\phi_{Q_j}} .$$

[0055] Diese Einstellung erfolgt, weil das Zeitstempelsystem nach dem Prinzip der akkumulierten "Kredite" arbeitet, wie der Fachmann verstehen wird, und folglich, da der sekundäre freie Bandbreitenscheduler **20** nicht tatsächlich die Warteschlange Q_j bedient, wird sein Kredit bezüglich des sekundären Schedulers **20** vorzugsweise korrigiert, bevor das nächste Paket, das ein HOL-Paket sein wird, in der Warteschlange Q_j ankommt.

[0056] Wenn bei Schritt **86** der sekundäre Shaper-Scheduler **20** keine Warteschlange zur Bedienung gesendet hat, dann prüft bei Schritt **88** der primär erschöpfende Scheduler **30**, ob der sekundäre freie Bandbreitenscheduler **25** eine Warteschlange zur Bedienung gesendet hat oder nicht. Wenn ja, dann entfernt bei Schritt **92** der primäre erschöpfende Scheduler **30** das HOL-Paket aus der Warteschlange Q_k und leitet das Paket an die Kommunikationsverbindung **16** weiter. Bei Schritt **98** wird die Warteschlange Q_k (die gerade bediente Warteschlange) geprüft, um zu bestimmen, ob sie leer ist oder nicht. Wenn sie nicht leer ist, dann wird ein folgendes Paket innerhalb der Warteschlange Q_k ein HOL-Paket und folglich wird bei Schritt **102** der WFQ TET-Zeitstempel für die Warteschlange Q_k gemäß einer der Gleichungen (5) und (6) wie gewünscht aktualisiert. Jedoch, wenn die Warteschlange Q_k leer ist, dann wird die Steuerung an Schritt **106** abgegeben. In diesem Falle wird nun eine Krediteinstellung aus den zuvor beschriebenen Gründen an der Formungs-TET wie folgt durchgeführt:

$$TET_{Q_k} = TET_{Q_k} - \frac{1}{R_{Q_k}} .$$

[0057] [Fig. 7](#) zeigt die Verarbeitung, die durch den primären erschöpfenden Scheduler **30** speziell für den Fall der zweiten Ausführungsform ([Fig. 4](#)) durchgeführt wird. Es wird angemerkt, daß eine Abfrage jedes sekundären Subschedulers **20A**, **20B**, **25A** und **25B** in der Reihenfolge durchgeführt wird, um zu bestimmen, ob sie Warteschlangen gesendet haben und entsprechend auf eine Weise ähnlich der oben beschriebenen bedient

wurden oder nicht.

[0058] **Fig. 8** zeigt einen hierarchischen Scheduler **110** tertiärer Ebene gemäß einer dritten bevorzugten Ausführungsform. In dieser Ausführungsform bedient der Scheduler **110** vierundsechzig Eingänge I_1-I_{64} , von denen jeder mehrfache Verbindungen von jeder der verschiedenen ATM-Verkehrsklassen trägt. Die Zellen von jedem Eingang werden in einer Menge von Warteschlangen gespeichert. Jede Menge umfaßt mindestens eine Warteschlange von jeder Verkehrsklasse. Folglich sind zum Beispiel vierundsechzig CBR-Warteschlangen insgesamt vorhanden, eine für jeden Eingang; und vierundsechzig nrtVBR-Warteschlangen insgesamt, eine für jeden Eingang. Der UBR-Verkehr wird in zwei Abschnitte unterteilt: "UBR m" bezieht sich auf Multicast-UBR-Verkehr; "UBR s" bezieht sich auf Singlecast-UBR-Verkehr.

[0059] In dieser Ausführungsform ist der Shaper-Scheduler **20** aus zwei Shaper-Subschemulern **20A** und **20B** zusammengesetzt, die einen erschöpfenden Subschemuler **112** speisen (der seinerseits den erschöpfenden Scheduler **30** speist). Der Shaper-Subschemuler **20A** bedient die Echtzeit-Verkehrsklassen und der Shaper-Subschemuler **20B** bedient die Nicht-Echtzeit-Verkehrsklassen (und rtVBR.2/3). Der Shaper-Subschemuler **20A** hat eine höhere Priorität bezüglich des erschöpfenden Subschemulers **112** als der Shaper-Subschemuler **20B**, auf eine Weise ähnlich wie die zweite bevorzugte Ausführungsform, die in **Fig. 3** gezeigt ist.

[0060] Der freie Bandbreitenschemuler **25** ist aus fünf tertiären WFQ-Subschemulern **114A-E** zusammengesetzt, die einen sekundären WFQ-Subschemuler **116** speisen. In dieser Hierarchie entsprechen die Gewichte des sekundären WFQ-Subschemulers **116** einem Teil der freien Bandbreite, die einer ATM-Verkehrsgruppe als ein Ganzes zugeordnet ist, und die Gewichte eines gegebenen tertiären WFQ-Subschemulers **114** teilen den Teil der freien Bandbreite, die der entsprechenden ATM-Verkehrsgruppe zugeordnet ist, unter den Warteschlangen dieser Gruppe auf.

[0061] Eine bevorzugte Konfiguration für Scheduler **110** ist in Tabelle 3 unten gezeigt. In der Tabelle bedeutet die Schreibweise " $\sum_{rtVBR.2/3,queue} VBW$ " zum Beispiel die Summe der VBWs aller Verbindungen, die sich eine spezielle rtVBR.2/3-Warteschlange teilen, und " $\sum_{rtVBR.2/3} VBW$ " bedeutet die Summe der VBWs aller rtVBR.2/3-Verbindungen auf allen Eingängen, d. h. im gesamten System. Außerdem bezeichnet die Schreibweise " $N_{UBR,queue}$ " beziehungsweise " N_{UBR} " zum Beispiel die Anzahl der UBR-Verbindungen in einer speziellen Warteschlange und die Gesamtanzahl der UBR-Verbindungen auf allen Eingängen.

Tabelle 3

ATM-Dienstklasse	Garantierte minimale Dienstrate pro Warteschlange (Formungsrate)	Tertiäres WFQ-Gewicht (pro Warteschlange)	Sekundäres WFQ-Gewicht (pro Klasse)
CBR	$\sum_{CBR,queue} PCR$	$\sum_{CBR,queue} PCR / \sum_{CBR} PCR$	
rtVBR.1	$\sum_{rtVBR.1,queue} VBW$	$\sum_{rtVBR.1,queue} VBW / \sum_{rtVBR.1} VBW$	
rtVBR.2/3	$\sum_{rtVBR.2/3,queue} VBW$	$\sum_{rtVBR.2/3,queue} VBW / \sum_{rtVBR.2/3} VBW$	p_1
nrtVBR	$\sum_{nrtVBR,queue} VBW$	$\sum_{nrtVBR,queue} VBW / \sum_{nrtVBR} VBW$	p_2
ABR	$\sum_{ABR,queue} MCR$	$N_{ABR,queue} / N_{ABR}$	p_3
UBR	$\sum_{UBR,queue} MCR$	$N_{UBR,queue} / N_{UBR}$	p_4

[0062] Wie bisher werden die ATM-Dienstklassen in drei verschiedene Gruppen wie folgt unterteilt: (1) kritischer Echtzeit-Verkehr (CBR- und rtVBR.1-Warteschlangen); (2) Echtzeit-Verkehr mit CLP1-Zellen, die verworfen werden können (rtVBR.2 und rtVBR.3) und (3) Nicht-Echtzeit-Verkehr (nrtVBR, UBR und ABR.) Die erste und zweite Gruppe (Warteschlangen, die mit Echtzeit-Verkehr verbunden sind) haben erschöpfende Priorität über der dritten Gruppe (Warteschlangen, die mit Nicht-Echtzeit-Verkehr verbunden sind) bezüglich der Shaper-Subschemuler **20A** und **20B**.

[0063] Das stellt sicher, daß die Echtzeit-Warteschlangen die Bandbreite bekommen, die ihnen durch die

CAC mit minimaler Verzögerung zugeordnet wurde.

[0064] Bezüglich der Zuordnung der freien Bandbreite erhält die erste Gruppe der kritischen Echtzeitverkehr-Warteschlangen (deren Verbindungen QoS-Garantien für sowohl CLP 0- als auch CLP 1-Zellen haben) erschöpfende Priorität über dem Nicht-Echtzeit-Verkehr, da ihnen ein Gewicht von ∞ zugeordnet ist. Die rtVBR.2/3-Verkehrsklasse ist in dieser Kategorie nicht eingeschlossen, da der rtVBR.2/3-Verkehr CLP 1-Zellen aufweist, die keine QoS-Garantien haben. Stattdessen wird die freie Bandbreite auf eine begrenzte Weise durch den sekundären WFQ-Subscheduler **116** verteilt, indem der Summen-rtVBR.2/3-, nrtVBR-, UBR- und ABR-Verkehr ein vorgegebenes Verhältnis P_i der gesamten verfügbaren freien Bandbreite erhält. Innerhalb der rtVBR.2/3- und nrtVBR-Verkehrsklassen wird die freie Bandbreite der Dienstklasse unter den Warteschlangen im Verhältnis zu den garantierten Dienstraten der Verbindungen aufgeteilt, die durch die Warteschlangen getragen werden. Innerhalb der ABR- und CBR-Klasse wird die freie Bandbreite, die jeder Klasse zugeordnet ist, ungefähr gleich unter allen Verbindungen in der Klasse verteilt. Natürlich ist es auch möglich, die proportionale Verteilung der freien Bandbreite durch Einstellung der Gewichte der tertiären Subscheduler **114D** und **114E** für jede Warteschlange auf $\frac{\sum_{nrtVBR,queue} MCR}{\sum_{nrtVBR} MCR}$ zu erreichen.

[0065] Die zweistufige Hierarchie des Schedulers **25** stellt ebenfalls eine flexiblere Anordnung zum Verteilen der freien Bandbreitenzuweisung innerhalb einer gegebenen Dienstklasse bereit. Zum Beispiel sei ein Szenario betrachtet, wo insgesamt fünf Warteschlangen in der nrtVBR-Klasse vorhanden sind und der Klasse 20% der freien Bandbreite zugeordnet sind. Wenn alle fünf Warteschlangen aktiv sind, dann erhält jede Warteschlange 1/5 von 20% der zugeordneten freien Bandbreite. Wenn jedoch nur eine der fünf Warteschlangen aktiv ist, dann würde aufgrund der aktiven schützenden Natur der WFQ diese Warteschlange immer durch den entsprechenden tertiären WFQ-Subscheduler **114** bedient, der seinerseits 20% der freien Bandbreite vom sekundären WFQ-Subscheduler **116** erhält. Demzufolge erhält nur die besetzte Warteschlange in der Klasse 20% der freien Bandbreite. Im Gegensatz hat in der zweiten Ausführungsform, die in [Fig. 3](#) gezeigt ist, jede Warteschlange einen freien Bandbreitenanteil von p/N und folglich würde unter dem vorliegenden Szenario die besetzte Warteschlange nur ungefähr 1/5 von 20% der freien Bandbreite erhalten (mit den anderen 16%, die unter allen besetzten Schemulern aufgeteilt sind).

[0066] Die bevorzugten oben beschriebenen hierarchischen Scheduler sind bezüglich einer ATM-Anwendungsumgebung konfiguriert worden. Es wird verstanden, daß die hierarchischen Scheduler für andere Typen von Anwendungen konfiguriert werden können. Im allgemeinen Fall können die hierarchischen Scheduler M inaktive schützende Shaper-Subscheduler, die einen erschöpfenden Subscheduler speisen, und N aktive schützende freie Bandbreiten-Subscheduler, die den erschöpfenden Subscheduler speisen, umfassen, vorausgesetzt, daß eine Warteschlange gleichzeitig um den Dienst von einem der Shaper-Subscheduler und von einem der freien Bandbreiten-Subscheduler wetteifert und der Shaper-Subscheduler, der die Warteschlange bedient, eine höhere erschöpfende Prioritätsebene als der freie Bandbreiten-Subscheduler aufweist, der die gleiche Warteschlange bedient. [Fig. 9](#) zeigt ein Beispiel solch eines hierarchischen Schedulers, wo $M = 2$ und $N = 3$ ist.

[0067] Es sollte auch verstanden werden, daß die Kommunikationsverbindung **16** ein Übertragungsmedium oder alternativ einen internen Bus oder Weg in einem Kommunikationsgerät darstellen kann. Entsprechend sollte verstanden werden, daß die bevorzugten Ausführungsformen in anderen Typen von Anwendungen angewandt werden können, wo mehrere Prozesse verschiedene Typen von Nachrichten oder Jobs erzeugen, die in einer Mehrzahl von Warteschlangen zur anschließenden Verarbeitung durch eine einzelne Ressource gespeichert werden, die eine begrenzte Verarbeitungskapazität oder Bandbreite aufweist. Außerdem, während sich die bevorzugten Ausführungsformen auf synchrone Subscheduler/Scheduler bezogen haben, die an Datenpaketen fester Länge über gleiche Zeitperioden arbeiten, können in alternativen Ausführungsformen der Erfindung die Scheduler asynchroner Natur sein und an Datenpaketen variabler Länge arbeiten.

[0068] Wo nach in einem Patentanspruch erwähnten technischen Merkmalen Bezugszeichen folgen, sind diese Bezugszeichen für den alleinigen Zweck der Erhöhung der Verständlichkeit der Patentansprüche eingeschlossen und entsprechend haben solche Bezugszeichen keine begrenzende Auswirkung auf den Anwendungsbereich jedes Elements, das beispielhaft durch solche Bezugszeichen gekennzeichnet ist.

Patentansprüche

1. Ein Verfahren zur Bedienung einer Mehrzahl von Warteschlangen (**14**), die Datenpakete halten, die zur Übertragung über eine Kommunikationsverbindung (**16**) bestimmt sind; wobei das Verfahren umfaßt:
 - (a) Versorgen jeder Warteschlange mit einer minimalen garantierten Dienstrate;

- (b) Versorgen jeder Warteschlange mit einem freien Bandbreitenanteil;
- (c) Bedienen jeder Warteschlange durch Senden ihrer Datenpakete an die Kommunikationsverbindung in Zeitintervallen, die ungefähr äquivalent der minimalen garantierten Dienstrate der Warteschlange sind, vorausgesetzt die Warteschlange ist nicht leer; und
- (d) während der Zeitintervallen, wenn keine Warteschlange Nachrichten hat, die an die Ressource in Übereinstimmung mit Schritt (c) übertragen werden, Bedienen der Warteschlangen gemäß dem Anteil der freien Bandbreite, die jeder Warteschlange zugeordnet ist.

2. Ein Verfahren nach Anspruch 1, in welchem im Schritt 1(d) die Warteschlangen unter Verwendung eine aktiven schützenden, gewichteten fairen Warteschlangenbildungsschemas (WFQ-Schema) bedient werden, und der freie Bandbreitenanteil ein WFQ-Gewicht ist.

3. Ein Verfahren nach Anspruch 2, in welchem das freie Bandbreiten-WFQ-Gewicht für jede Warteschlange eines von Folgendem ist:

- (a) ein vorgegebenes festes Verhältnis bezüglich anderer Warteschlangen;
- (b) proportional zu der momentanen Länge der Warteschlange;
- (c) gleich P/N , wo N die Anzahl der Warteschlangen in einer gemeinsamen Dienstklasse und P der prozentuale Anteil der freien Bandbreite ist, die dieser Dienstklasse zugeordnet ist; und
- (d) proportional zu ihrer minimalen garantierten Dienstrate bezüglich der garantierten Dienstraten der anderen Warteschlangen innerhalb einer gemeinsamen Dienstklasse.

4. Ein Verfahren nach Anspruch 2 oder Anspruch 3, in welchem die Datenpakete von fester Größe sind und die Kommunikationsverbindung eine feste Bandbreitenrate aufweist.

5. Vorrichtung (**10**; **50**; **110**) zur Bedienung einer Mehrzahl von Warteschlangen (**14**), die Datenpakete halten, die zur Übertragung über eine Kommunikationsverbindung (**16**) bestimmt sind, wobei die Vorrichtung umfaßt:

Mittel zum Versorgen jeder Warteschlange mit einer minimalen garantierten Dienstrate;

Mittel zum Versorgen jeder Warteschlange mit einem freien Bandbreitenanteil;

erste Mittel zur Bedienung jeder Warteschlange durch Senden ihrer Datenpakete an die Kommunikationsverbindung in Zeitintervallen, die im Wesentlichen der minimalen garantierten Dienstrate der Warteschlange entsprechen, vorausgesetzt die Warteschlange ist nicht-leer, und

zweite Mittel zur Bedienung der Warteschlangen gemäß dem Anteil der freien Bandbreite, die jeder Warteschlange während der Zeitintervallen zugeordnet ist, wenn keine Warteschlange Nachrichten aufweist, die an die Ressource durch die ersten Mittel zur Bedienung der Warteschlangen gesendet werden.

6. Vorrichtung nach Anspruch 5, in welcher die ersten und zweiten Dienstmittel einen hierarchischen Scheduler einschließen, umfassend:

einen erschöpfenden Prioritätsscheduler (**30**) zur Bedienung einer Mehrzahl von Schemulern mit unterem Pegel gemäß ungleichen Prioritätsebenen, die ihnen zugeordnet sind;

einen inaktiven schützenden Shaper-Scheduler (**20**), der den erschöpfenden Scheduler speist, und

einen aktiven schützenden freien Bandbreitenscheduler (**25**), der den erschöpfenden Scheduler speist,

in welcher eine gegebene Warteschlange gleichzeitig durch den Shaper-Scheduler und den freien Bandbreitenscheduler bedient wird, und in welcher der Shaper-Scheduler eine höhere Prioritätsebene bezüglich des erschöpfenden Subschedulers als der freie Bandbreitenscheduler aufweist.

7. Vorrichtung nach Anspruch 5, in welcher die ersten und zweiten Dienstmittel einen hierarchischen Scheduler einschließen, umfassend:

einen erschöpfenden Scheduler (**30**), der eine Mehrzahl von Schemulern mit unterem Pegel gemäß ungleichen Prioritätsebenen bedient, die ihnen zugewiesen sind;

M inaktive schützende Shaper-Scheduler (**20A**, **20B**, ...), die den erschöpfenden Scheduler speisen, und

N aktive schützende freie Bandbreitenscheduler (**25A**, **25B**, ...), die den erschöpfenden Scheduler speisen,

in welcher eine gegebene Warteschlange gleichzeitig durch einen der Shaper-Scheduler und einen der freien Bandbreitenscheduler bedient wird, und in welcher der Shaper-Scheduler, der die gegebene Warteschlange bedient, eine höhere Prioritätsebene bezüglich des erschöpfenden Schedulers als der freie Bandbreitenscheduler aufweist, der die gegebene Warteschlange bedient.

8. Vorrichtung nach Anspruch 6 oder Anspruch 7, in welcher ein gegebener Shaper-Scheduler (**20**) selbst hierarchisch ist, umfassend eine Mehr-Ebenen-Anordnung von Subschemulern (**20A**, **20B**, **112**), und ein gegebener freier Bandbreitenscheduler (**25**) selbst hierarchisch ist, umfassend eine Mehr-Ebenen-Anordnung von

Subscheduling (114_A–114_B, 116), und in welcher eine Menge von Warteschlangen gleichzeitig durch einen der Shaper-Subscheduler und einen der freien Bandbreiten-Subscheduler geprüft wird, und in welcher der Shaper-Subscheduler, der die Menge der Warteschlangen prüft, eine höhere Prioritätsebene bezüglich des erschöpfenden Subschedulers als der freie Bandbreiten-Subscheduler aufweist, der die gleiche Menge der Warteschlangen prüft.

9. Vorrichtung nach jedem der Ansprüche 6, 7 und 8, in welcher die Scheduler ihre jeweiligen Warteschlangen bedienen, indem sie schlußfolgern, welche Warteschlange bedient werden sollte und eine Warteschlangenkennung an einen Scheduler höherer Ebene abgeben, vorausgesetzt sie existiert.

10. Vorrichtung nach jedem der Ansprüche 6 bis 9, in welcher der freie Bandbreitenscheduler ein gewichteter fairer Warteschlangenscheduler (WFQ-Scheduler) ist.

11. Vorrichtung nach Anspruch 10, in welcher die Warteschlangen zeitgestempelt sind und der Zeitstempel TET einer gegebenen Warteschlange i bezüglich eines Shaper-Schedulers eingestellt ist auf

$$(a) \quad TET_i = \max \left\{ TET_i, RTP \right\} + \frac{1}{R_i},$$

im Falle, daß ein kommendes Datenpaket an einer Head-of-Line-Position in der Warteschlange i platziert wird oder

$$(b) \quad TET_i = RTP + \frac{1}{R_i},$$

im Falle, daß ein Datenpaket aus der Warteschlange entfernt wird, ein anderes Paket an der Head-of-Line-Position in der Warteschlange i platziert wird, wo RTP einer aktuellen Zeit entspricht und R_i die minimale garantierte Dienstrate der Warteschlange i ist; und der Shaper-Scheduler eine Warteschlange j zur Bedienung auswählt, so daß

$$j = \arg \left\{ \min_i \left\{ TET_i \mid TET_i - \frac{1}{R_i} \leq RTP \right\} \right\}.$$

12. Vorrichtung nach Anspruch 10, in welcher die Warteschlangen zeitgestempelt sind und der Zeitstempel TET einer gegebenen Warteschlange i bezüglich eines WFQ-Schedulers auf eines von

$$(a) \quad TET_i = \max \left\{ TET_i, VTP \right\} + \frac{1}{\phi_i}$$

und

$$(b) \quad TET_i = \max \left\{ TET_i + \frac{1}{\phi_i}, VTP \right\}$$

eingestellt wird, im Falle, daß ein kommendes Datenpaket an einer Head-of-Line-Position in der Warteschlange i platziert wird, wo VTP der TET-Wert einer Warteschlange ist, die zuletzt bedient wurde, und ϕ_i ein WFQ-Gewicht ist; und in welcher der WFQ-Scheduler eine Warteschlange j zur Bedienung auswählt, so daß

$$j = \arg \left\{ \min_i \left\{ TET_i \right\} \right\}.$$

13. Vorrichtung nach Anspruch 11 oder Anspruch 12, in welcher: (a) im Falle, daß ein Paket aus einer Warteschlange Q_j entfernt wird, die durch den Shaper-Scheduler ausgewählt ist, die TET für die Warteschlange Q_j für den entsprechenden WFQ-Scheduler durch

$$TET_{Q_j} = TET_{Q_j} - \frac{1}{\phi_{Q_j}}$$

eingestellt wird; und (b) im Falle, daß eine Nachricht aus einer Warteschlange Q_k entfernt wird, die durch den WFQ-Scheduler ausgewählt ist, die TET für die Warteschlange Q_k für den entsprechenden Shaper-Scheduler durch

$$TET_{Q_k} = TET_{Q_k} - \frac{1}{R_{Q_k}}$$

eingestellt wird.

14. Vorrichtung nach jedem der Ansprüche 10 bis 13, in welcher die Pakete von fester Größe sind und die ersten und zweiten Mittel zur Bedienung der Warteschlangen synchron arbeiten, um ein Paket von den Warteschlangen an die Kommunikationsverbindung während eines Zeitschlitzes fester Periode zu liefern.

15. Vorrichtung nach jedem der Ansprüche 10 bis 14, in welcher das WFQ-Gewicht für jede Warteschlange eines von Folgendem ist:

- (a) ein vorgegebenes festes Verhältnis bezüglich anderer Warteschlangen;
- (b) proportional zu der momentanen Länge der Warteschlange;
- (c) gleich P/N , wo N die Anzahl der Warteschlangen in einer gemeinsamen Dienstklasse und P der prozentuale Anteil der freien Bandbreite ist, die dieser Dienstklasse zugeordnet ist; und
- (d) proportional zu ihrer minimalen garantierten Dienstrate bezüglich der garantierten Dienstraten der anderen Warteschlangen innerhalb einer gemeinsamen Dienstklasse.

16. Vorrichtung nach Anspruch 7, in welcher die Kommunikationsverbindung eine ATM-Verbindung ist; $M = 2$ und $N = 2$ ist; und in welcher die Warteschlangen, die mit CBR- und rtVBR.1-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, durch einen ersten Shaper-Scheduler und einen ersten freien Bandbreitenscheduler für WFQ bedient werden, die Warteschlangen, die mit rtVBR.2/3-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, durch den ersten Shaper-Scheduler und einen zweiten freien Bandbreitenscheduler für WFQ bedient werden, und die Warteschlangen, die mit nrtVBR.2/3-, ABR- und UBR-ATM-Verkehrsklassen verbunden sind, durch einen zweiten Shaper-Scheduler und den zweiten freien Bandbreitenscheduler für WFQ bedient werden, und in welcher der erste Shaper-Scheduler die erschöpfende Priorität über den zweiten Shaper-Scheduler hat, welcher die erschöpfende Priorität über den ersten freien Bandbreitenscheduler für WFQ hat, welcher die erschöpfende Priorität über den zweiten freien Bandbreitenscheduler für WFQ hat.

Es folgen 7 Blatt Zeichnungen

Anhängende Zeichnungen

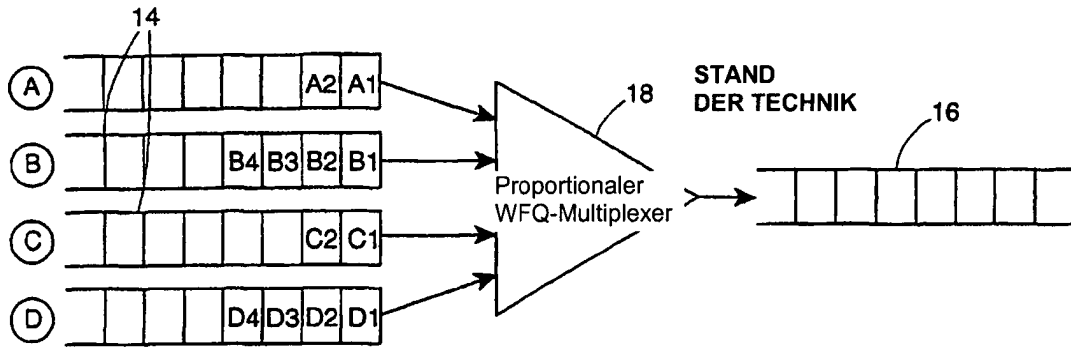


FIG. 1 (a)

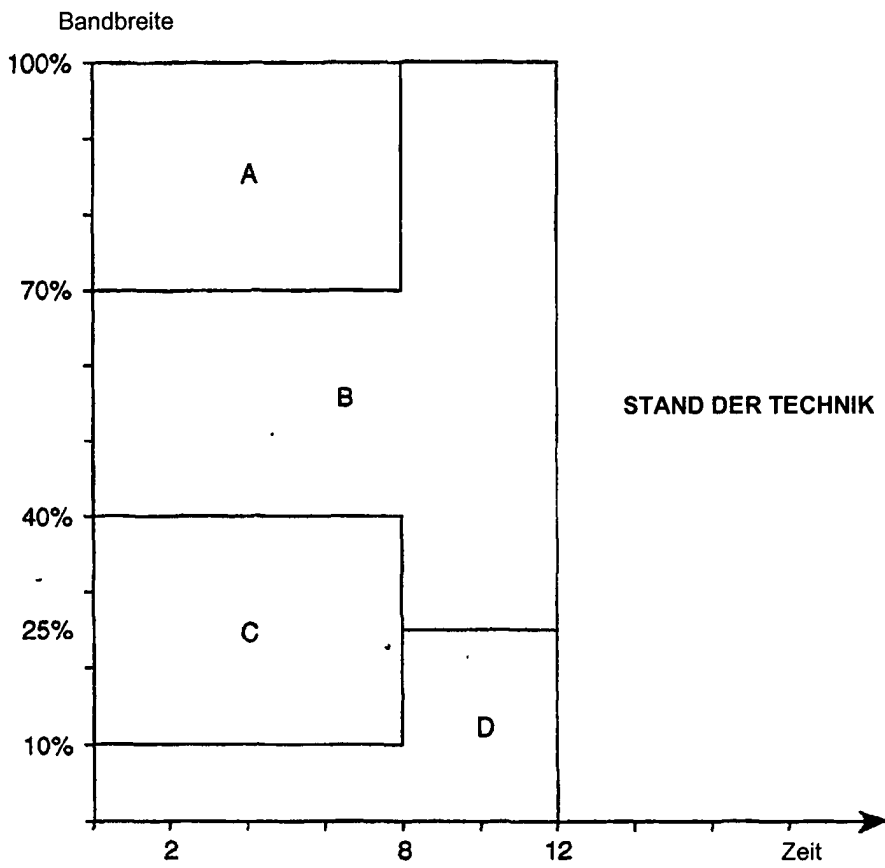


FIG. 1 (b)

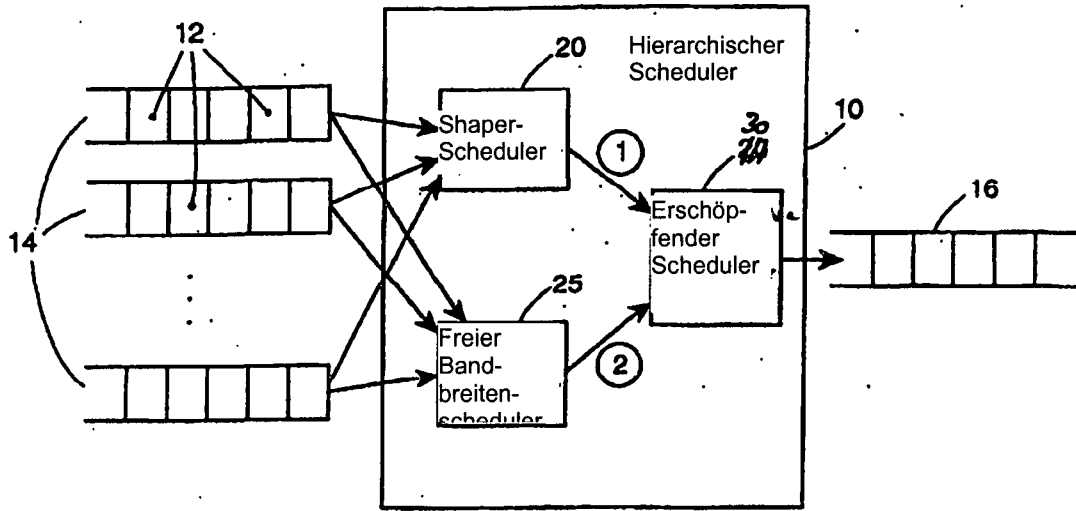


FIG. 2

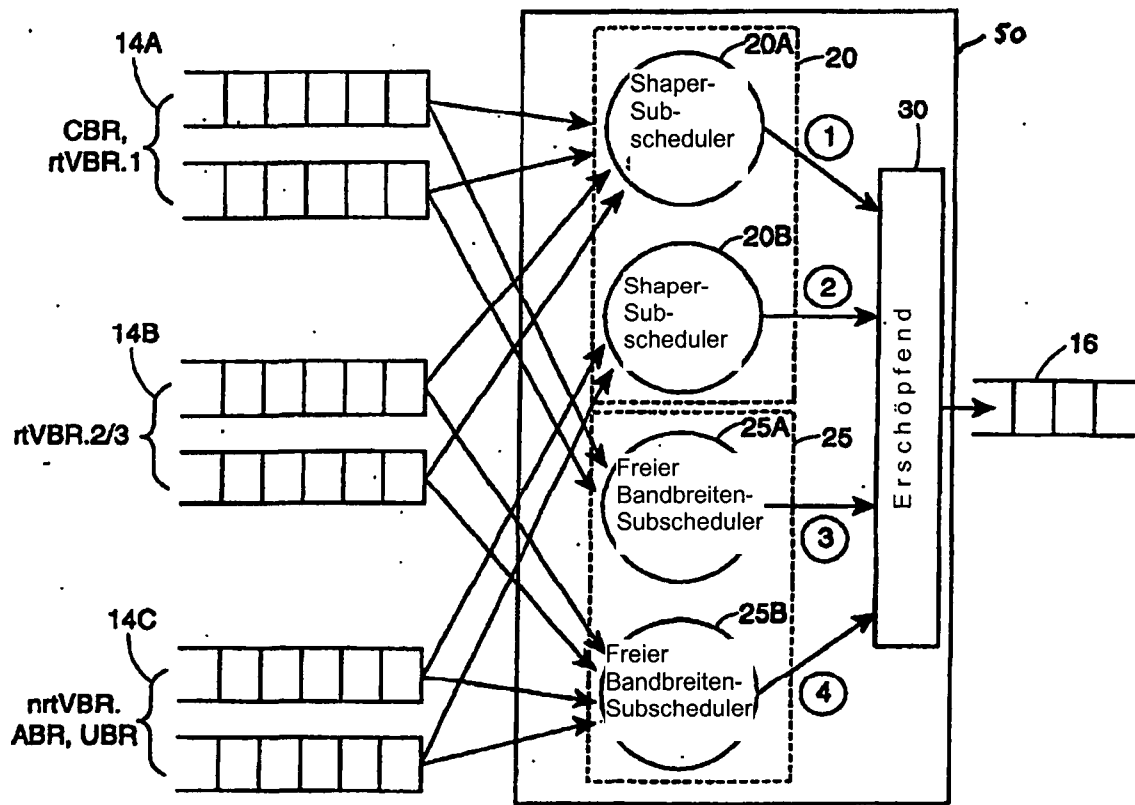


FIG. 3

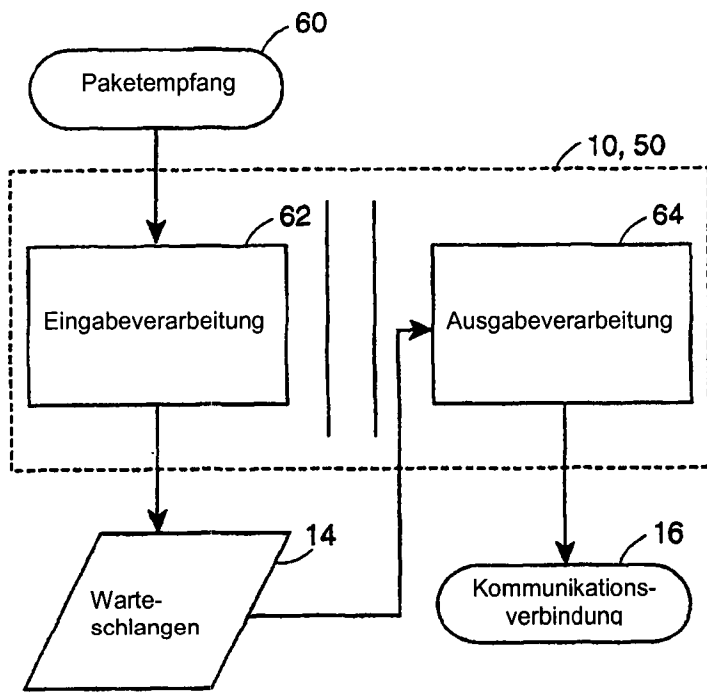


FIG. 4

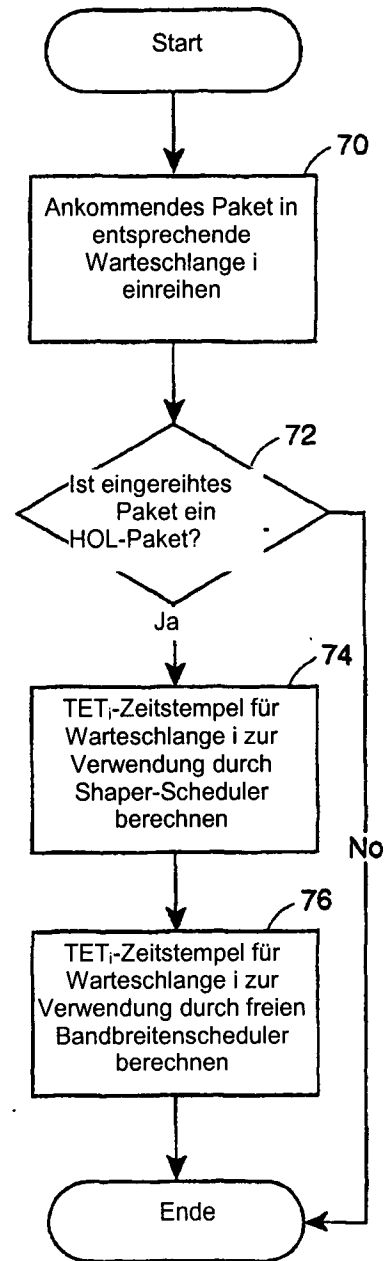


FIG. 5

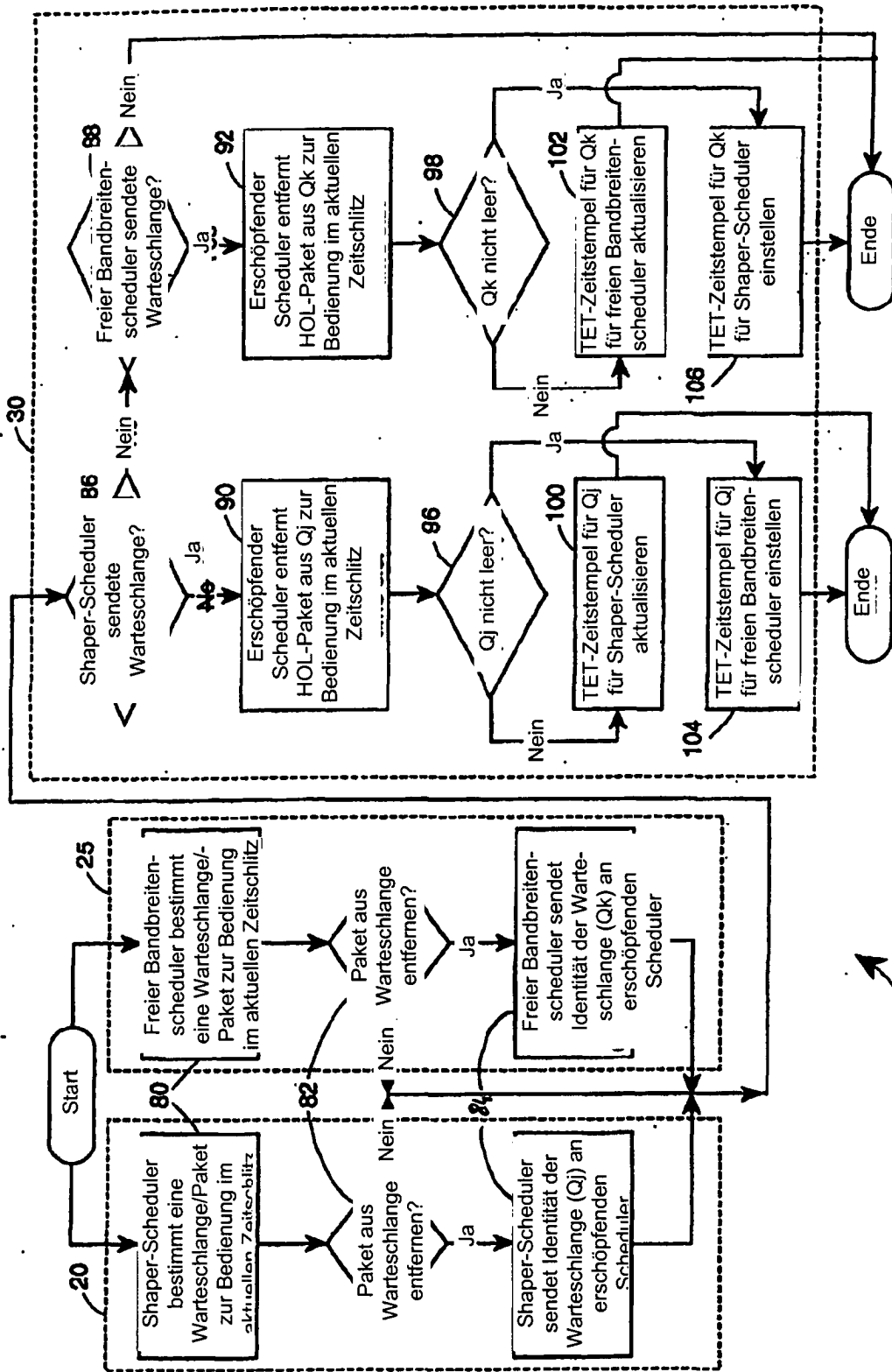


FIG. 6

64

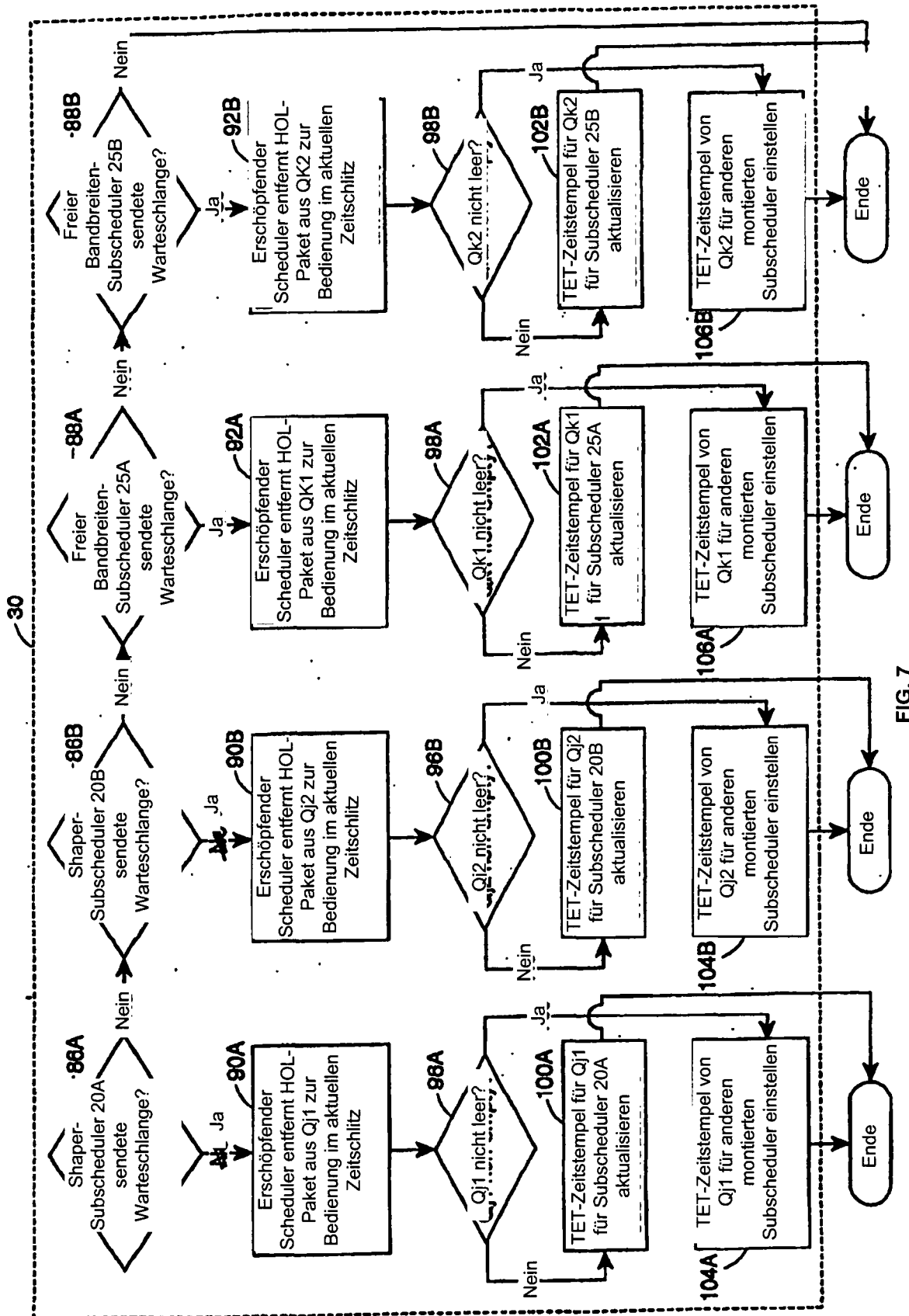


FIG. 7

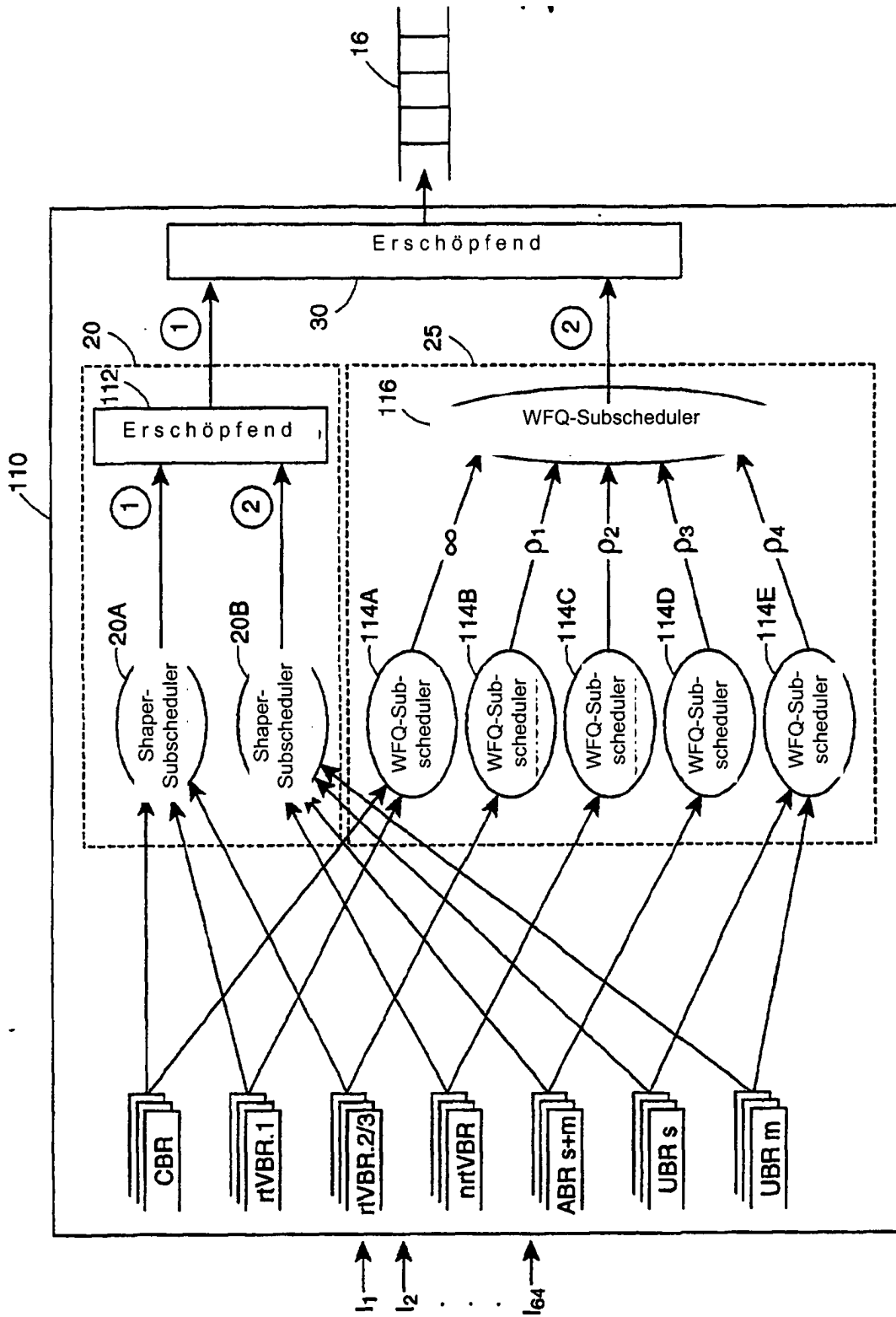


FIG. 8

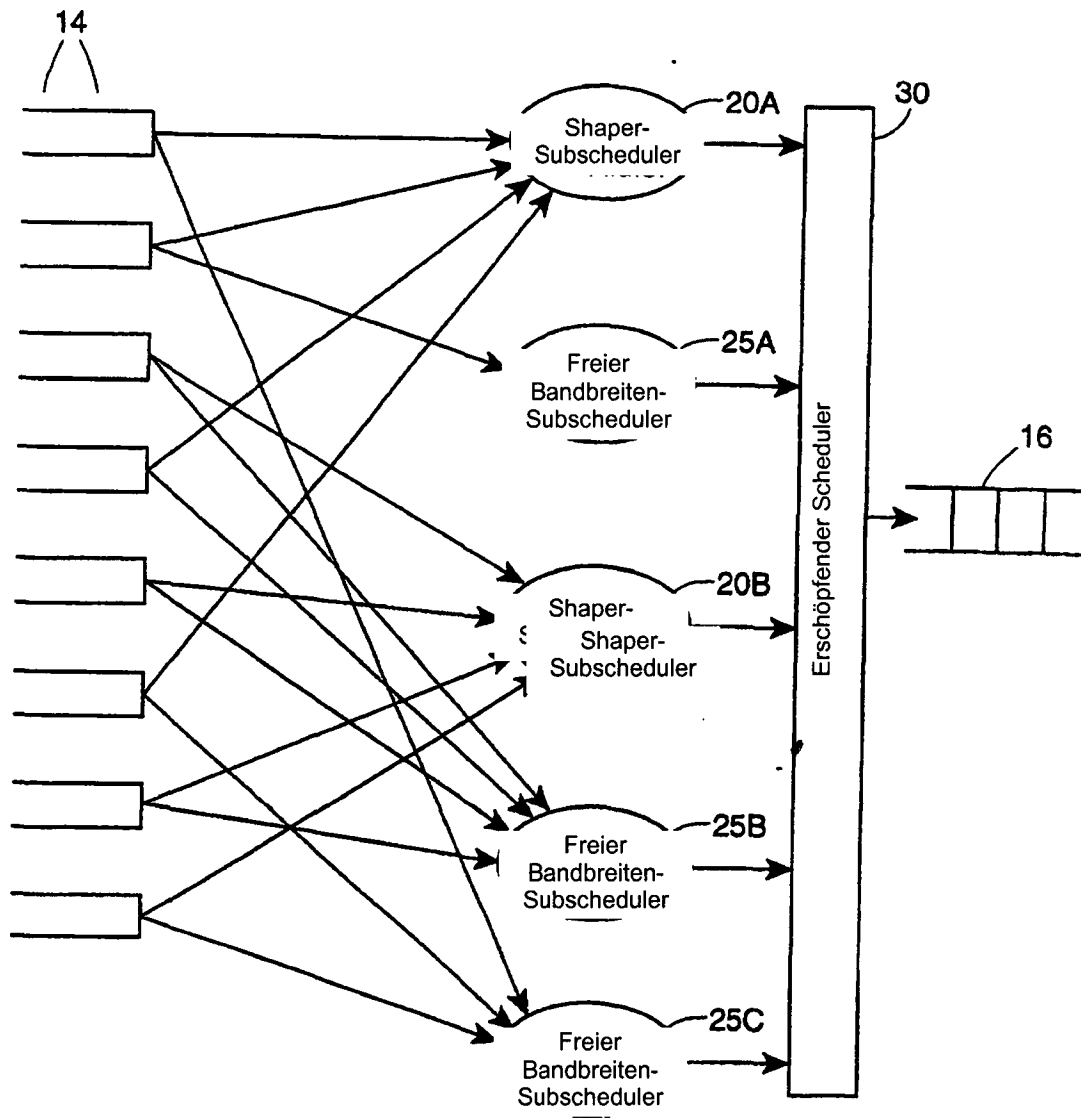


FIG. 9