

# Die Zukunft der Hochleistungsnetze

**Martin Siegel**

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung  
Universität Stuttgart  
Seidenstraße 36, D-7000 Stuttgart 1

## Kurzfassung

*Im Bereich der privaten Datenkommunikation beginnt das Hochgeschwindigkeits-LAN FDDI gerade erst steigende Beachtung und Akzeptanz zu finden. Trotzdem wird schon intensiv an weitergehenden Netzkonzepten für schnelle LANs und MANs gearbeitet. Die Gründe hierfür sind zum einen die Entwicklungen im öffentlichen Bereich - Stichworte: Breitband-ISDN und ATM - und zum anderen der allgemeine Trend zur Integration verschiedenster Kommunikationstypen in einem Netz.*

*Der Beitrag stellt zwei dieser erweiterten Konzepte - FDDI-II und DQDB - vor. Darüberhinaus geht der Beitrag auch auf den aktuellen Stand der FDDI-Follow-On (FFOL) Aktivitäten ein.*

## Abstract

*The situation in the area of private data communication is currently characterized by an increasing acceptance of the high speed LAN FDDI. Nevertheless, work on enhanced concepts for very fast LANs and MANs has been started. The main driving factors for this work are the developments in the public area - keywords: broadband-ISDN and ATM - and the general trend towards an integration of all kinds of traffic types into one network.*

*The paper presents the two main candidates out of these concepts - FDDI-II and DQDB. Additionally, a report about the current state of the FDDI-Follow-On (FFOL) activity will be given.*

# DIE ZUKUNFT DER HOCHLEISTUNGSNETZE

## 1. Motivation für Hochgeschwindigkeitsnetze

Die derzeitigen Entwicklungen im Bereich der Telekommunikation werden durch den allgemeinen Trend zur *Integration* bestimmt. Bild 1 zeigt das Szenario dieses zukünftigen Kommunikationsnetzes. Das optimale Ziel ist die Unterstützung verschiedenster Kommunikationsformen in einem einzigen Netz. Neben stark unterschiedlichen Anforderungen an die Übertragungskapazität, Verzögerung und Netzgüte bereitet besonders die Kombination der zwei konträren Verfahren Leitungsvermittlung (*CS, Circuit Switching*) und Paketvermittlung (*PS, Packet Switching*) und damit das Zusammenwachsen der Telefon- mit der Computerwelt einige Probleme.

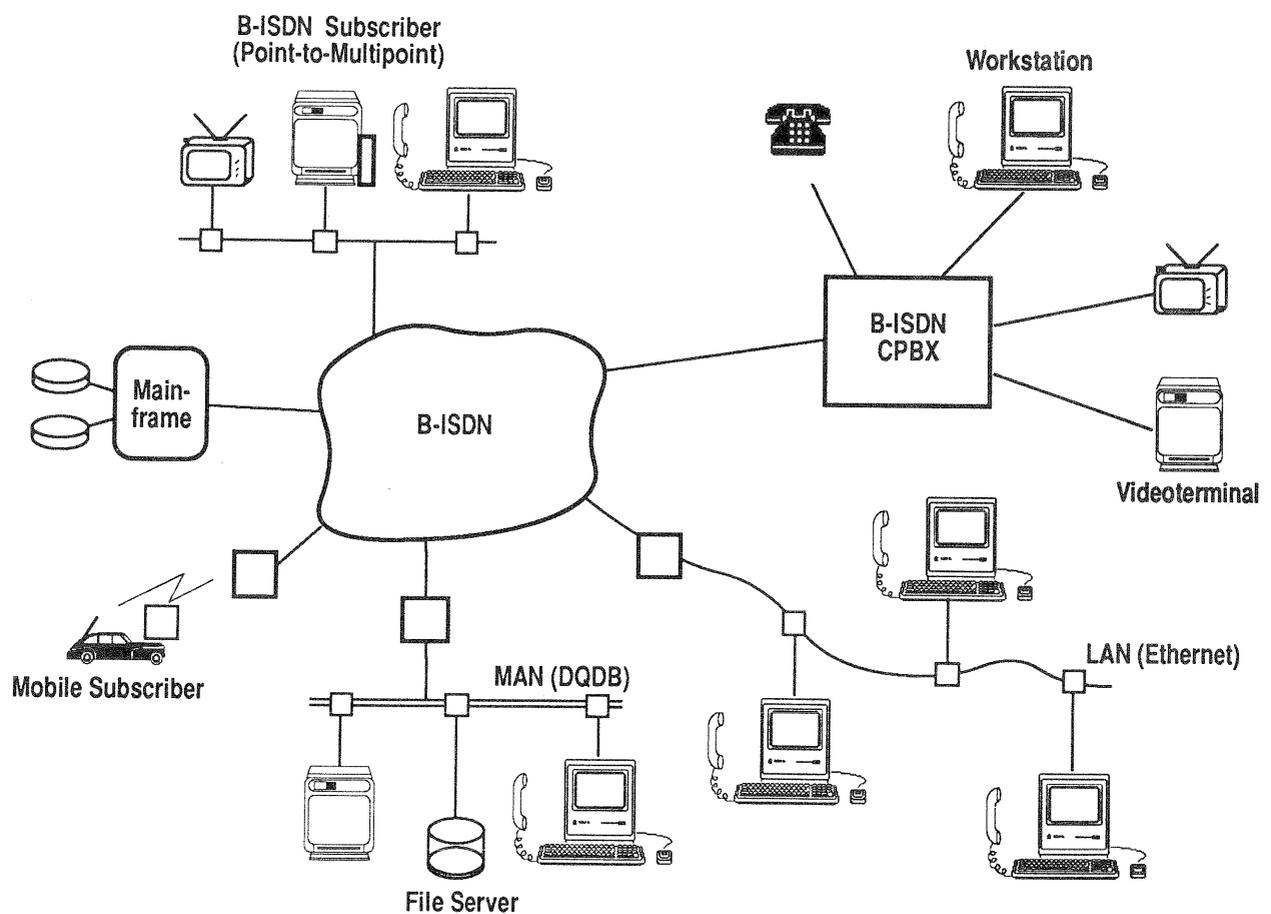


Bild 1: Szenario eines zukünftigen Kommunikationssystem

Im öffentlichen Bereich wird zur Unterstützung der genannten Vereinheitlichung ein breitbandiges integriertes Netz (*B-ISDN*) eingeführt. Als Übermittlungsprinzip für das B-ISDN wurde vom CCITT *ATM (Asynchronous Transfer Mode)* gewählt [14], dessen prinzipielle Funktionsweise in Bild 2 angedeutet ist.

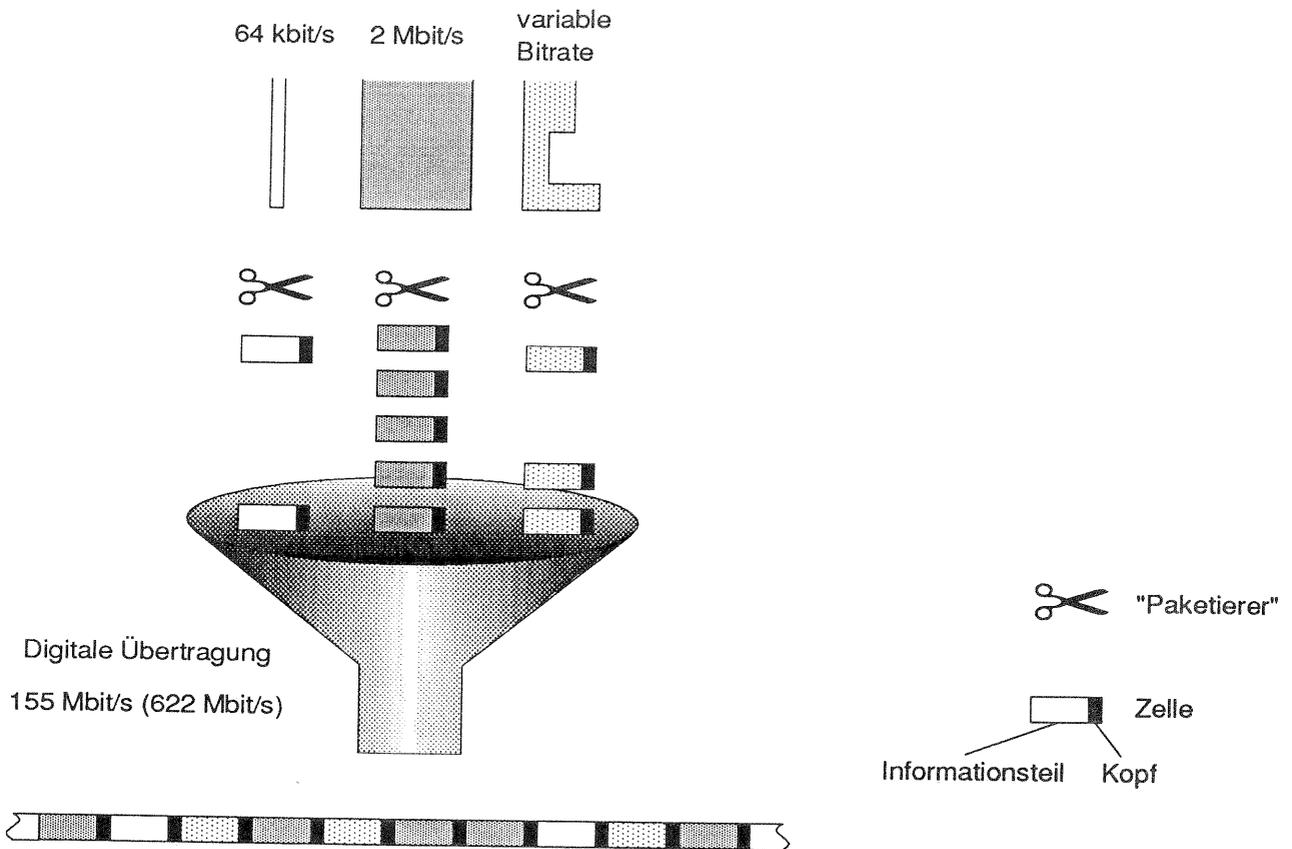


Bild 2: ATM Prinzip

Jeglicher Verkehr wird dabei in kleine Pakete konstanter Länge - sogenannte *Zellen* - aufgetrennt. Als Zellformat wurden 48 Oktetts Nutzdatenfeld plus 5 Oktetts Zellenkopf vereinbart. Jedes dieser so erzeugten Mini-Pakete wird einzeln und ohne einen vorgegebenen Zeitbezug, also asynchron, auf das Medium gegeben (*Digital Pipe*). Die bestimmenden Gründe für die Wahl von ATM sind einerseits in der optimalen Netzauslastung und andererseits in der Flexibilität bezüglich neuen Anforderungen zu sehen.

Um die Vermittlung der Zellen bei den geplanten Geschwindigkeiten von 150 und 600 Mbps überhaupt durchführen zu können, arbeitet ATM verbindungsorientiert. Damit nehmen alle Zellen einer Verbindung den selben Weg durch das Netz, was gleichzeitig Reihenfolge-Störungen vermeidet. Die Zuordnung zu einer virtuellen Verbindung ist im Kopf einer Zelle angegeben (*VCI/VPI, Virtual Channel/Path Identifier*).

Im privaten Bereich besteht zunächst vordringlicher Bedarf, bestehende LAN-Inseln miteinander zu vernetzen. Die sich daraus ergebende Forderung nach höherer Bandbreite und größerer geographischer Ausdehnung hat zu der Entwicklung verschiedener Hochgeschwindigkeits-LANs (*HSLANs*) geführt. Allerdings sind diese HSLANs in der Regel nicht bzw. nur unzureichend in der Lage, CS-Verkehr zu bedienen und damit bestehende (Telefon-) Nebenstellenanlagen (*PBXs, Private Branch Exchanges*) einzubinden oder gar völlig zu ersetzen. Die Zusammenarbeit mit dem zukünftigen öffentlichen B-ISDN ist oft ebenfalls nur schwierig zu erreichen. Diese Überlegungen führten zu dem Netztyp *MAN - Metropololitan Area Network* - mit einem typischen Einsatzbereich

ähnlich dem in Bild 3 gezeigten. Es ist anzumerken, daß keine offiziell verbindlichen Definitionen der Begriffe HSLAN und MAN existieren, so daß die Begriffe oft überlappend oder sogar synonym eingesetzt werden.

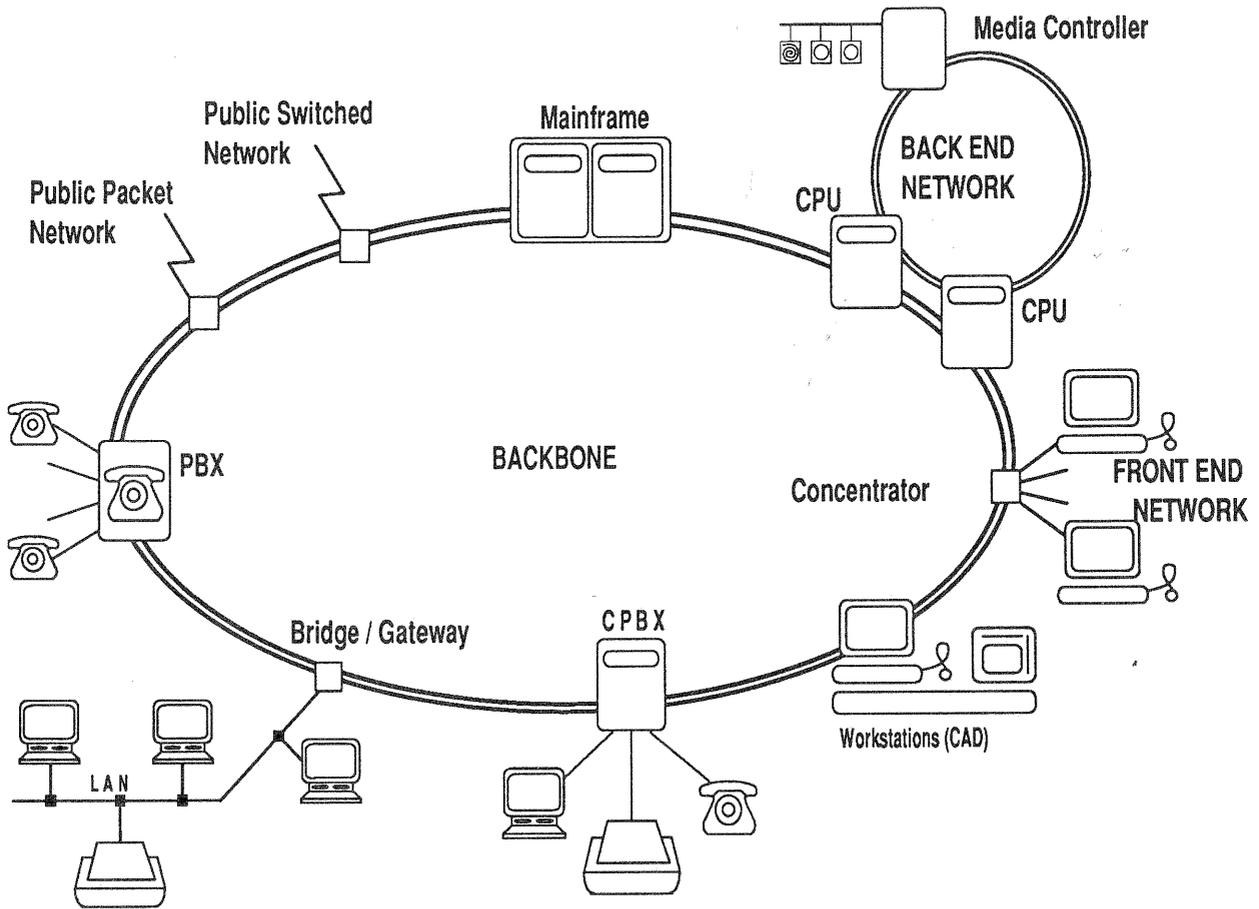


Bild 3: Typische MAN-Umgebung

Neben den bekannten Verfahren zur Paketvermittlung müssen MANs auch isochronen Zugriff erlauben. Z.B. fordern herkömmliche ISDN-Telefone exakt mit einem 8 KHz-Takt - also alle 125 Mikrosekunden - den Zugriff auf ein Oktett des Mediums, um so einen 64 kbit/s B-Kanal für PCM kodierte Sprache zu realisieren. Die dazu notwendigen *hybriden Vermittlungsverfahren* basieren überwiegend auf einem periodisch wiederholten Pulsrahmen (*Cycle*), der in Zeitschlitze (*Slots*) gleicher Länge unterteilt ist. Für die Aufteilung der Zeitschlitze für PS- bzw. CS- Verkehr gibt es die in Bild 4 aufgeführten Möglichkeiten [1, 2].

Die Information über den Typ eines Zeitschlitzes kann entweder jedem Slot als individuelle Steuerkopfinformation (*Slot-Header*) mitgegeben werden oder zu Beginn eines Rahmens, etwa in Form einer Tabelle, bestimmt sein.

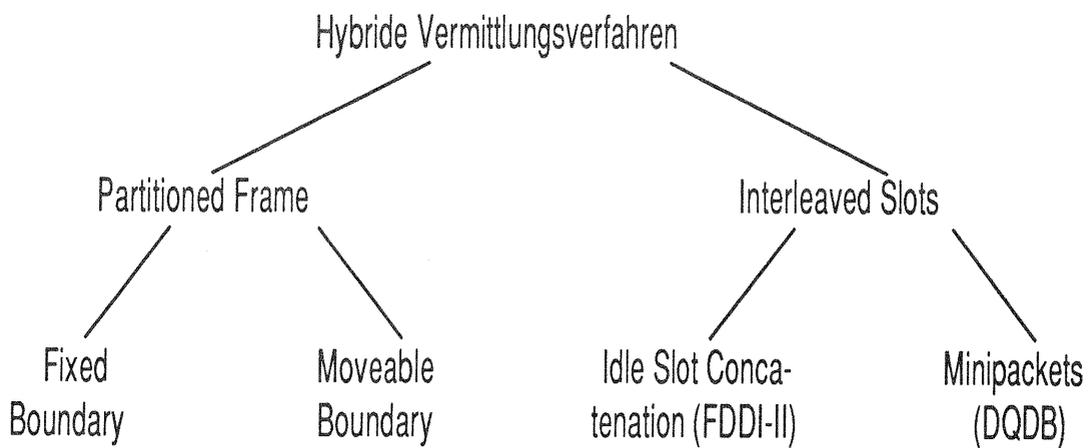


Bild 4: Hybride Vermittlungsverfahren

Die statische Aufteilung des Rahmens (*Partitioned Frame - Fixed Boundary*) kann mit dem geringsten Aufwand implementiert werden, nutzt jedoch den Kanal u.U. nur schlecht aus und kann nicht an schwankende Verkehrslasten angepaßt werden.

Läßt man eine dynamische Veränderung der Aufteilung zu (*Partitioned Frame - Moveable Boundary*), fallen die Nachteile der statischen Aufteilung weg. Die Mechanismen zur Umordnung der Slots sind jedoch relativ komplex und erfordern einen entsprechend hohen Aufwand.

Aus diesem Grunde wird bei den heutigen Realisierungen eine Aufteilung gewählt, bei der jeder Zeitschlitz unabhängig von der Position im Rahmen den Verkehrsklassen zugeteilt werden kann (*Interleaved Slots*). Die CS-Verbindungen belegen jeweils die für ihre Bandbreite benötigte Anzahl von Zeitschlitzen, welche nicht notwendigerweise zusammenhängend sein müssen. Die verbleibenden Slots können für PS-Verkehr benutzt werden, wobei sie entweder - wie bei FDDI-II - zu einem einzigen logischen PS-Kanal zusammengefaßt werden (*Idle Slot Concatination*) oder - wie bei DQDB - jeweils eigenständige Pakete darstellen (*Minipackets*). Letzteres erfordert sowohl eine Slot-individuelle Adressierung als auch eine Segmentierungs- / Reassembly-Einheit in jeder angeschlossenen Station.

Obwohl das Minipacket-Prinzip einige Gemeinsamkeiten mit dem ATM Verfahren hat, sei an dieser Stelle nochmals auf den wesentlichen Unterschied hingewiesen: bei ATM gibt es keinerlei zeitliche Relation zwischen aufeinander folgenden Zeitschlitzen, bei dem Minipacket-Prinzip besteht dagegen - zumindest für die CS-Slots - eine solche Beziehung durch den vorhandenen Rahmen.

Bedingt durch den Einsatzbereich der hybriden HSLANs / MANs ist eine internationale Standardisierung eine wesentliche Voraussetzung für deren Erfolg. Im folgenden werden deshalb nur die in der internationalen Standardisierungsphase befindlichen Vertreter, FDDI-II und DQDB, näher betrachtet.

## 2. Fiber Distributed Data Interface II (FDDI-II)

### 2.1 Einführung

Innerhalb der für FDDI zuständigen ANSI-Arbeitsgruppe X3T9 wurde schon bald nach Beginn der Arbeit an dem - rein PS-orientierten - HSLAN FDDI, die Notwendigkeit gesehen, eine Erweiterung zur Einbindung von isochronem CS-Verkehr zu entwickeln. Diese Erweiterung - FDDI-II genannt - sollte so weit als möglich aufwärtskompatibel zu dem schon erarbeiteten Stand von FDDI sein, d.h. das gleiche Übertragungssystem nutzen (Glasfasertyp, Stecker, Bandbreite, Leitungscodierung, Linküberwachung, Rekonfigurationsmechanismen usw.) sowie für den PS-Verkehr das gleiche Medienzugangsprotokoll zulassen. Auch die FDDI-II Erweiterung soll wie schon die FDDI-I Standards nur die Schichten 1 und 2a des OSI-Referenzmodells [15] abdecken.

### 2.2 Aufbau einer FDDI-II Station

Die Überlegungen für eine Erweiterung von FDDI führten zu dem in Bild 5 gezeigten typischen Aufbau für eine FDDI-II Station. Um die Anzahl der zusätzlichen Standards gering zu halten, wurde beschlossen, nicht für jeden neuen Block einen eigenen Standard zu definieren (siehe unten).

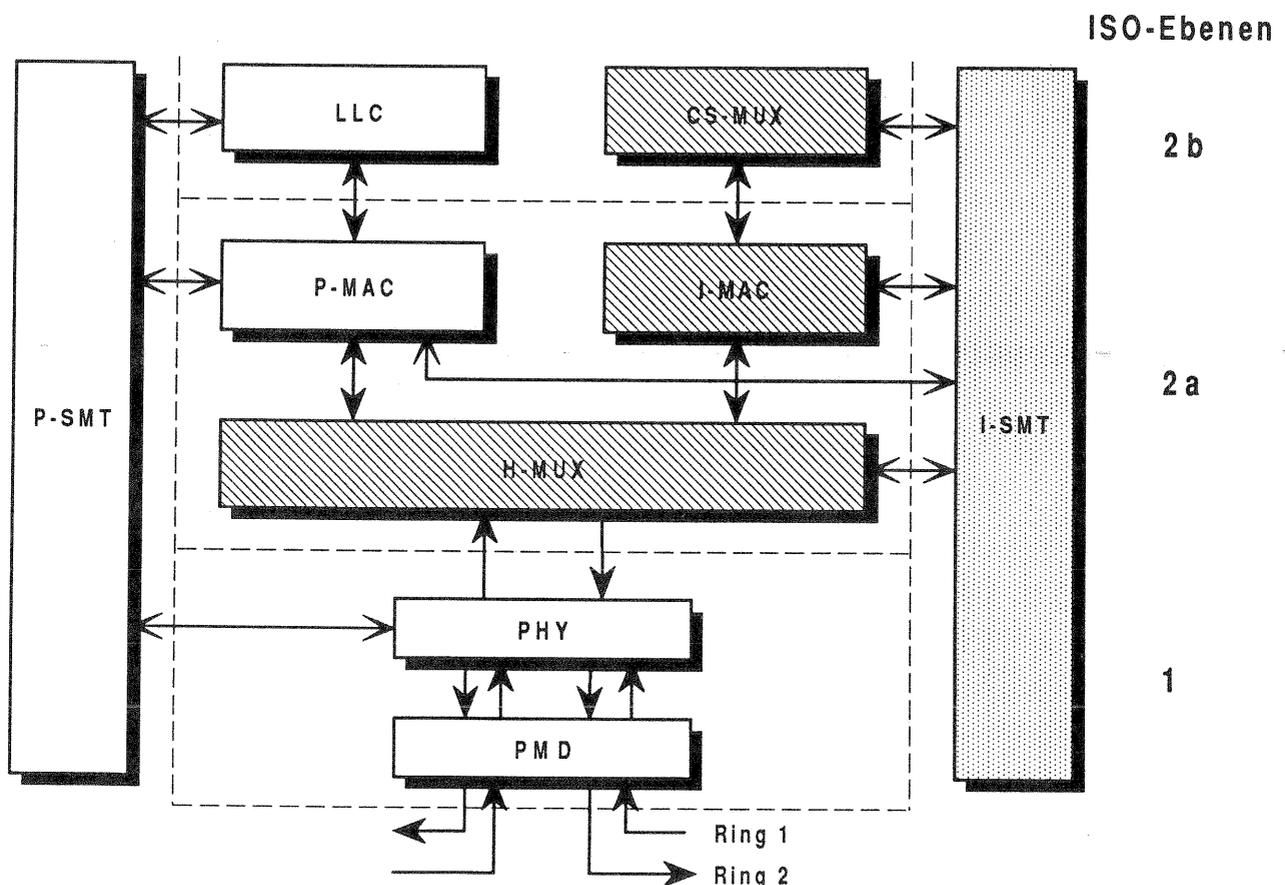


Bild 5: Aufbau einer FDDI-II Station

Die nicht schraffierten Blöcke PMD, PHY, P-MAC und P-SMT sind schon in den ursprünglichen FDDI-Standards enthalten ([17-20]). Der Block *LLC* (Logical Link Control) entspricht dem Standard IEEE802.2 ([16]).

Wie aus Bild 5 zu ersehen ist, ist die Bitübertragungsschicht bei FDDI unterteilt in einen medienabhängigen (*Physical Medium Dependant - PMD*) und einen medienunabhängigen Teil (*Physical Layer - PHY*). Neben der Spezifikation von Fasertyp, Wellenlänge, Steckerformaten und ähnlichen Dingen sind im PMD-Standard [17] vor allem Funktionen zur elektro-opto-Wandlung und Taktrückgewinnung beschrieben. Der medienunabhängige PHY-Teil beinhaltet Leitungs- und Symbolkodierung/-dekodierung, seriell-parallel-Wandlung (und damit Byte-Ausrichtung), Link-Status-Überwachung und -Erkennung, Taktschwankungsausgleich (*Smoothing, Elasticity Buffer*) sowie diverse Test- und Diagnosefunktionen. Alle Funktionsblöcke der Schicht 1 sind in einer regulären Station, die an beiden Ringen angeschlossen ist (*DAS, Dual Attachment Station*), jeweils zweifach vorhanden. Die aktuelle Konfiguration wird mittels eines internen Konfigurationsschalters (*Configuration Switch*) eingestellt. Die möglichen und erlaubten Konfigurationsvarianten sind ebenfalls Bestandteil des PHY-Standards [18].

Der Hybrid-Multiplexer (*H-MUX*) sowie jeweils eine Medienzugangseinheit für den paketorientierten und den isochronen Verkehr (*Packet-/Isochronous Media Access Control, P-/I-MAC*) sind der Schicht 2a zugeordnet. Die offensichtliche Aufgabe des H-MUX besteht im Aufteilen des empfangenen Byte-Stromes auf die zugehörige Medienzugangseinheit bzw. dem regulären Zusammenfügen der zwei Verkehrsarten in Senderichtung. Allerdings sind viele Aufgaben zur Erbringung dieser Haupt-Funktionalitäten erforderlich (siehe z.B. [6-8]).

Der Block *P-MAC* realisiert alles das, was gemeinhin unter FDDI(-I) verstanden wird: Behandlung des Tokenprotokolles, Verwaltung der Zeitüberwachungen und Teilnahme an allen Protokollmechanismen wie z.B. das Aushandeln einer eindeutigen Ziel-Tokenumlaufzeit *TTRT (Target Token Rotation Time)*, Bestimmung einer einzigen Master-Station oder das Lokalisieren von fehlerhaften Netzabschnitten. Natürlich enthält die *P-MAC* auch die üblichen *MAC-Funktionalitäten* wie Adreßerkennung, Steuerelementauswertung sowie einige Mechanismen zur Zusammenstellung und Auswertung des Rahmens, die logisch eigentlich der Schicht 2b zugeordnet sind. Obwohl FDDI nicht innerhalb der IEEE 802 Aktivitäten entstanden ist, wurde die Schnittstelle oberhalb der *P-MAC* so spezifiziert, daß sie zu dem IEEE Standard 802.2 (LLC) kompatibel ist.

Die *I-MAC* kontrolliert den Zugriff zu genau den Bytes des 125  $\mu$ sec-Zyklus, welche zu CS-Verbindungen der eigenen Station gehören. Es muß also eine Steuertafel mit Einträgen für jedes der 1536 Datenbytes eines Zyklus' verwaltet und ausgewertet werden. Ergänzend sei hier angemerkt, daß die Reservierung von ganzen *WBCs* durch den *Cycle Master* vorgenommen wird. Die Zuordnung und Verwaltung der einzelnen Bytes eines *WBCs* wird von einer Instanz mit Namen *Channel Allocator* durchgeführt.

Eine Station unterhält in der Regel mehr als eine CS-Verbindung. Der *CS-MUX* hat die Aufgabe, den von der *I-MAC* empfangenen Datenstrom korrekt auf die entsprechenden Endgeräte aufzuteilen bzw. in Senderichtung die einzelnen Stöme gesammelt an die *I-MAC* weiterzuleiten. Je nach Endgerät sind noch weitere Anpassungsfunktionen, etwa zur Synchronisation, innerhalb des *CS-MUX* auszuführen.

Analog zum Stationsmanagement für den paketorientierten FDDI-I Teil gibt es auch für die für FDDI-II notwendigen Baugruppen ein eigenes Management (*I-SMT, isochronous Station Management*).

Die FDDI-II-Blöcke H-MUX, I-MAC und CS-MUX sowie deren Management-Attribute sind im neuen HRC-*(Hybrid Ring Control)*-Standard zusammengefaßt [21]. Für eine endgültige FDDI-II Standardisierung müssen neben der Arbeit am HRC-Dokument auch die bestehenden FDDI-I Standards teilweise überarbeitet werden.

### 2.3 Rahmenstruktur bei FDDI-II

Der Aufbau des 125 Mikrosekunden FDDI-II Rahmen und die Abfolge der einzelnen Datenbytes ist in Bild 6 abgebildet.

#### Rahmenkopf

PA	SD	C1	C2	CS	P0	P1	P2	·	·	·	P14	P15
20	8	4	4	8	4	4	4				4	4

#### Information

		8	8	8	8	8				8	8
Cycle Group 0	IMC	PDG	WBC 0	WBC 1	WBC 2	·	·	·	WBC 14	WBC 15	
Cycle Group 1			WBC 0	WBC 1	WBC 2	·	·	·	WBC 14	WBC 15	
Cycle Group 2			WBC 0	WBC 1	WBC 2	·	·	·	WBC 14	WBC 15	
⋮											
Cycle Group 8	PDG	WBC 0	WBC 1	WBC 2	·	·	·	WBC 14	WBC 15		
⋮											
Cycle Group 95	WBC 0	WBC 1	WBC 2	·	·	·	WBC 14	WBC 15			

Bild 6: Rahmenstruktur von FDDI-II

Neben den von FDDI-I her bekannten Kennungen für Paketanfang und -ende sind bei FDDI-II auch Kontrollstrukturen auf Rahmenebene notwendig, die alle im Steuerkopf eines jeden Rahmens (*Cycle Header*) angeordnet sind.

Der wichtigste Bestandteil des Rahmenkopfes ist die Information über die aktuelle Aufteilung des Rahmens in PS- und CS-Teil. Wie aus Bild 6 zu ersehen ist, stehen dafür 16 Felder (P0 bis P15) in der sogenannten *Programming Template* zur Verfügung. FDDI-II erlaubt daher eine Variation der Bandbreitenaufteilung in Schritten von circa 1/16-tel der Gesamtbandbreite. Die resultierenden

Breitbandkanäle (*Wideband Channels, WBC*) haben bei 100 Mbit/sec Nutzdatenrate also jeweils eine Kapazität von 6.144 Mbit/sec.

Eine nominell 2 1/2-Byte lange Präambel PA wird für die Einhaltung der Taktsynchronisierung benötigt. Ein eindeutiges Symbolpaar kennzeichnet den Rahmenbeginn (*SD, Starting Delimiter*). Kontrollsymbole für Synchronisations- und Sequenzfehler (*C1, C2*) sowie eine Sequenznummer (*CS*) dienen der Fehlererkennung und -behandlung.

Interessant ist die Byte-weise Verschachtelung der WBCs. Die Übertragungsreihenfolge läuft entsprechend der normalen Lesegewohnheit zeilenweise von links nach rechts. Jede der 96 Zeilen bildet eine *Cycle Group*, die jeweils ein Byte aus jedem WBC enthält. Um einerseits genau auf die runde Zahl von 100 Mbit/sec zu kommen und andererseits einen minimalen Bandbreitenanteil für Paketverkehr zu garantieren, wurde die sogenannte *Packet Data Group PDG* definiert. Deren 12 Byte pro Rahmen und damit 12\*64 kbit/sec werden alle 8 Cycle Groups eingefügt. Das letzte verbleibende Byte bildet einen permanenten 64 kbit/sec-Kanal, der für Management- und Signalisierungszwecke benutzt werden kann (*IMC, Isochronous Maintenance Channel*).

### 3. Distributed Queue Dual Bus (DQDB)

#### 3.1 Einführung

DQDB wurde Mitte der 80-er Jahre in Australien unter dem Namen QPSX (*Queued Packet and Synchronous Exchange*) entwickelt und später - unter dem jetzigen Namen - von der IEEE Arbeitsgruppe 802.6 als Grundlage für die Arbeit an einem Standard für MANs [22] übernommen. Von Anfang an war die Forderung nach möglichst einfacher Zusammenarbeit des zu entwickelnden MANs mit öffentlichen Netzen ein wesentlicher Gesichtspunkt. So wurde im Gegensatz zu FDDI kein eigenes Übertragungssystem entwickelt, sondern ausschließlich einige standardisierte und im öffentlichen Bereich eingesetzte Übertragungsraten zwischen 34 und 600 Mbit/sec zugelassen (u.a. CCITT G.703 und G.707-9).

Die logische Topologie von DQDB besteht aus zwei gegenläufig gerichteten Bussen (siehe Bild 7).

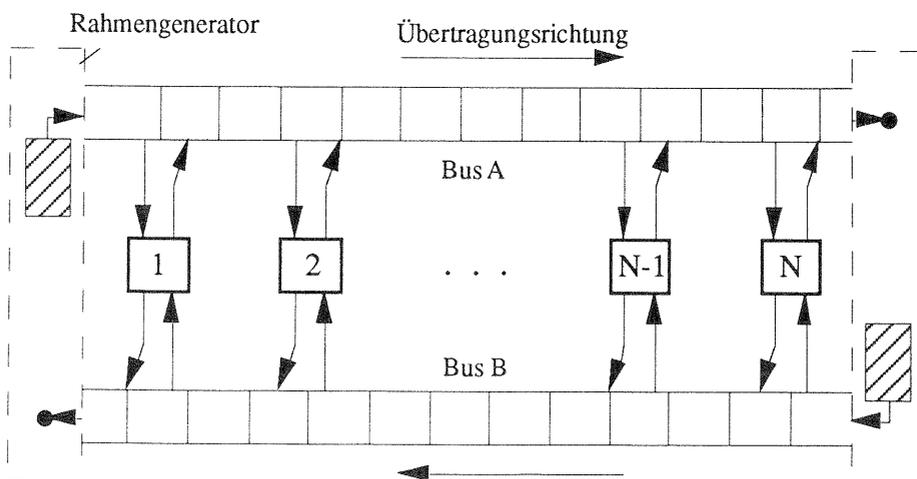


Bild 7: Topologie von DQDB

Am Anfang jedes Busses befindet sich ein Rahmengenerator, der jeweils für "seinen" Bus den synchronen, wiederum 125 Mikrosekunden langen, Pulsrahmen erzeugt sowie die Markierung der Slots entsprechend ihrem Typ (siehe unten) vornimmt. Befinden sich die Rahmengeneratoren beider Busse in der selben Einheit, bildet die Verkabelung also einen physikalischen Ring, und setzt man die Fähigkeit, Rahmengenerator zu werden in *jeder* angeschlossenen Station voraus, so erhält man eine erhöhte Ausfallsicherheit. Nach (einfachen) Kabelbrüchen werden "einfach" die dem Schaden benachbarten Stationen zu Rahmengeneratoren umkonfiguriert (siehe [2,9]).

DQDB unterstützt ebenso wie FDDI-II die zwei Verkehrsarten PS und CS. Es wird das hybride *Minipacket*-Vermittlungsverfahren eingesetzt, die Größe der einzelnen Segmente oder Slots wurde ATM-kompatibel auf 48 Bytes Nutzdaten plus 5 Bytes Steuerkopf festgelegt. Neben dem *verbindungslosen* paketvermittelten Datagrammdienst soll DQDB auch einen *verbindungsorientierten* Paketdienst zur Verfügung stellen.

Jede DQDB-Station ist mit Lese- und Schreibzugriff auf beide Busse ausgestattet, wobei sowohl aktive als auch passive Ankopplungen erlaubt sind. Die logische Sichtweise der Ankopplungen entspricht einer ODER-Funktion (siehe Bild 8).

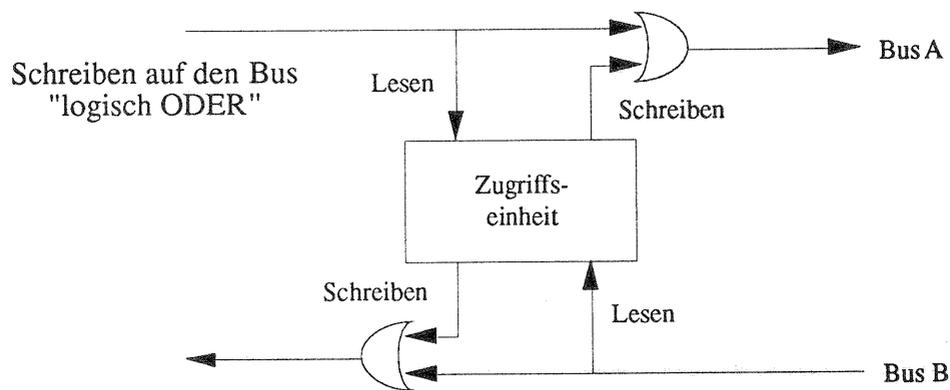


Bild 8: Ankopplung einer DQDB-Station

Der zur Kommunikation zwischen zwei Stationen benutzte Bus wird durch die relative Position der Zielstation zur Sendestation bestimmt. Für die Übertragung in umgekehrter Richtung wird der jeweils andere Bus benutzt.

### 3.2 Aufbau einer DQDB-Station

Wie schon erwähnt beschränkt sich die Standardisierung von DQDB auf die Spezifikation der Schicht 2a des ISO Referenzmodells - hier *DQDB-Schicht* genannt - sowie Anpassungsfunktionen (*Convergence Functions/Protocols*) für bestehende, momentan ausschließlich öffentliche, Übertragungssysteme bzw. vorgegebene Dienste. Die Blöcke der DQDB-Schicht sind in Bild 9 skizziert ([9]).

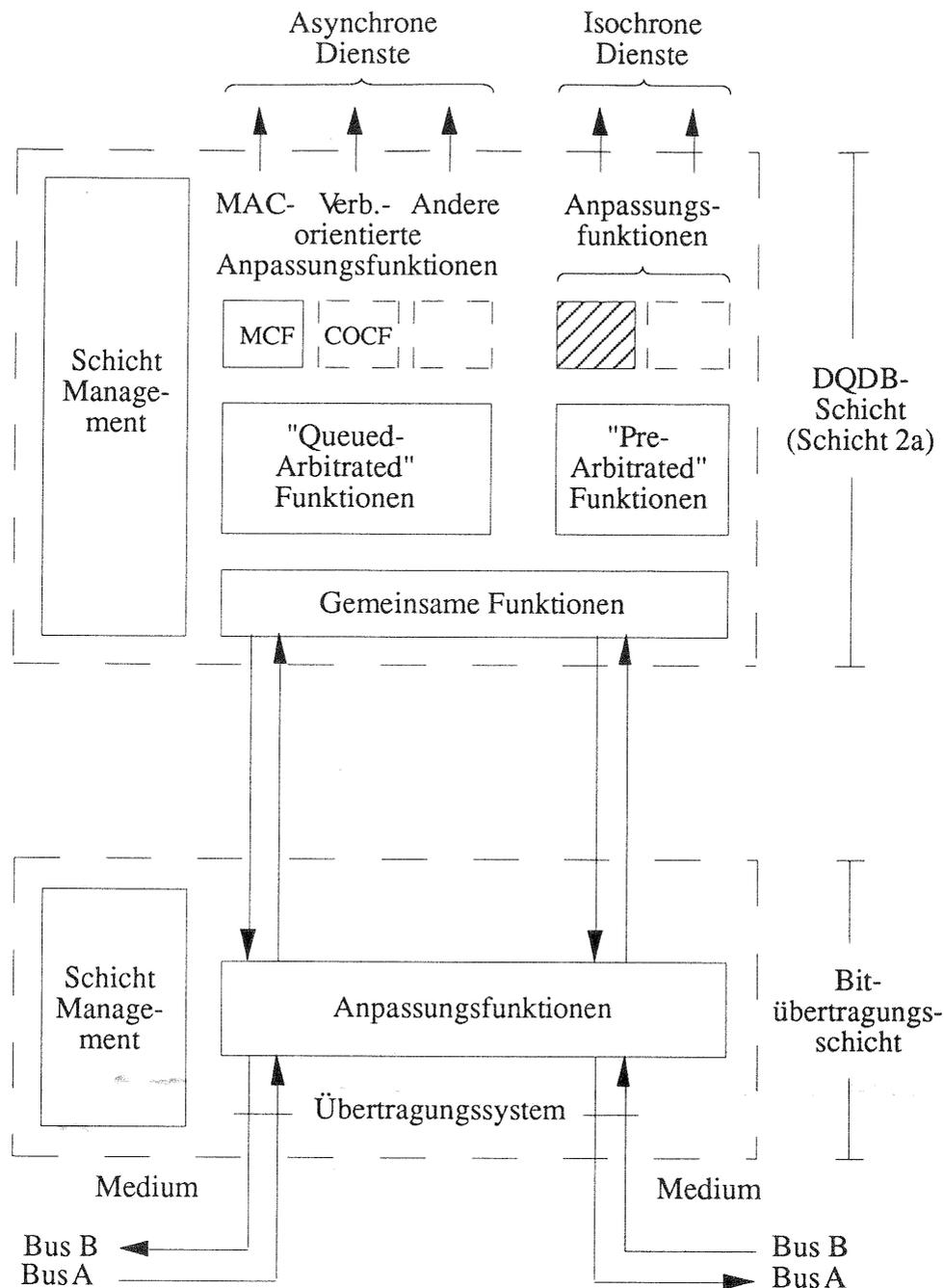


Bild 9: Aufbau einer DQDB-Station

Die gemeinsamen Funktionen umfassen u.a. alle Mechanismen für einen Rahmengenerator sowie die für Rekonfigurationen notwendigen Elemente. Der eigentliche Medienzugriff wird für die zwei unterstützten Verkehrsklassen in getrennten Blöcken durchgeführt.

Die *Pre-Arbitrated* Funktionen entsprechen dabei weitgehend den Funktionen der I-MAC bei FDDI-II, d.h. es wird der Zugriff auf alle "eigenen" Bytes innerhalb bestimmter für CS-Verkehr reservierten Slots ermöglicht.

Die *Queued Arbitrated* Funktionen umfassen das verteilte Warteschlangenprotokoll (siehe unten) und die Aufteilung zumindest nach verbindungsloser bzw. verbindungsorientierter Dienstklasse (weitere Unterscheidungskriterien sind möglich). Im aktuellen Standard sind lediglich die

Anpassungsfunktionen für den verbindungslosen Datagrammdienst festgelegt (*MCF, Mac Convergence Functions*). Die "obere" Schnittstelle der MCF ist - da DQDB ja Teil der IEEE 802 Aktivität ist - natürlich IEEE 802.2-kompatibel spezifiziert. Insbesondere bedeutet dies eine Unterstützung von LLC-Rahmen mit einer Länge bis zu 9239 Oktetts. Damit wird Segmentierung und Reassembly zu einer der Hauptaufgaben der MCF und auch der verbindungsorientierten Anpassungsfunktionen (*COCF, Connection Oriented Convergence Functions*), falls nicht direkt Minipakete mit DQDB-(=ATM-)Slotgröße verwendet werden.

Der Segmentierungsalgorithmus innerhalb von DQDB teilt die ankommenden Daten in kleine Stücke à 44 Bytes Länge auf, welche dann mit einem jeweils 2 Byte langen Segmentierungskopf und -Nachlauf "eingepackt" werden. Zur Erhöhung der Robustheit gegen Übertragungsfehler (Verlust oder Doppelung von Nachrichtenteilen) wird neben eindeutigen Nachrichten Kennungen und Sequenznummern auch der prinzipielle Typ des Teil-Stückes mit übertragen.

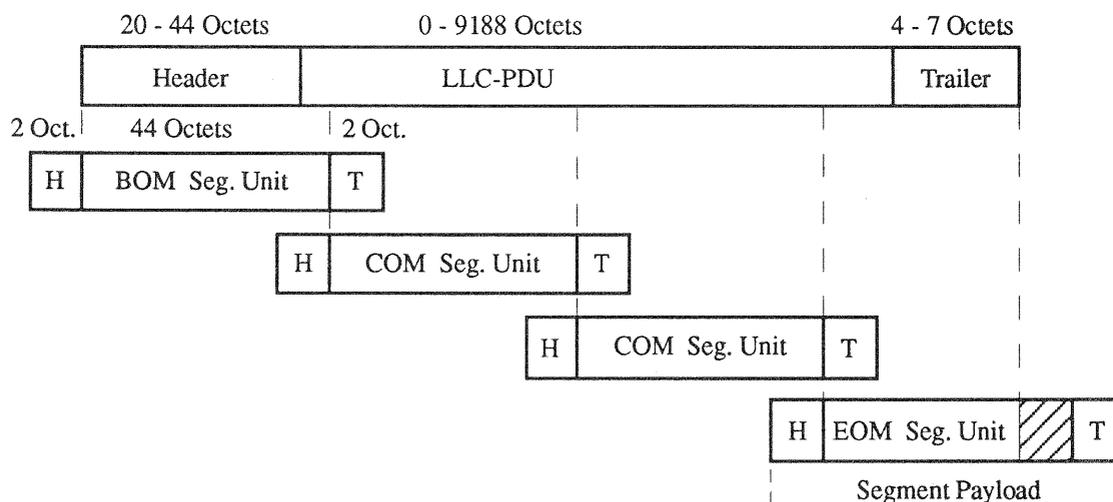


Bild 10: Segmentierung bei DQDB

Die vier möglichen Typen sind (siehe Bild 11):

- Anfang einer längeren Nachricht (BOM, Begin of Message)
- Mittelteile von Nachrichten (COM, Continuation of Message)
- Letztes Stück einer Nachricht (EOM, End of Message) sowie
- Kurzes Einzelpaket (SSM, Single Segment Message)

Die Anpassungsfunktionen für den isochronen Verkehr haben dem FDDI-II CS-MUX vergleichbare Aufgaben, welche jedoch noch nicht Bestandteil der derzeitigen DQDB-Standardisierung sind.

Bei den Anpassungen an ein Übertragungssystem (*Physical Layer Convergence Protocol*) liegt ein stabiler Draft für DS3 vor, andere sind in Bearbeitung. DS3 ist ein in der USA übliches Übertragungssystem mit 45 Mbit/sec.

Auch die DQDB-Arbeitsgruppe hat der steigenden Bedeutung von standardisierter Managementunterstützung durch die Einführung entsprechender Schichtenmanagement-Einheiten (*LME, Layer Management Entities*) Rechnung getragen, die allerdings noch nicht abschließend spezifiziert sind..

### 3.3 Rahmenstruktur bei DQDB

Beim Minipacket-Prinzip, das DQDB zu Grunde liegt, stellt bekanntermaßen jeder Slot eine eigenständige Einheit dar. Als Konsequenz daraus ergibt sich die Notwendigkeit, jedem Slot ausreichend Kontrollinformation mitzugeben (siehe Bild 11). Rahmen-globale Steuerdaten werden dagegen überflüssig. Der Rahmen-Kopf dient hauptsächlich der eindeutigen Synchronisierung.

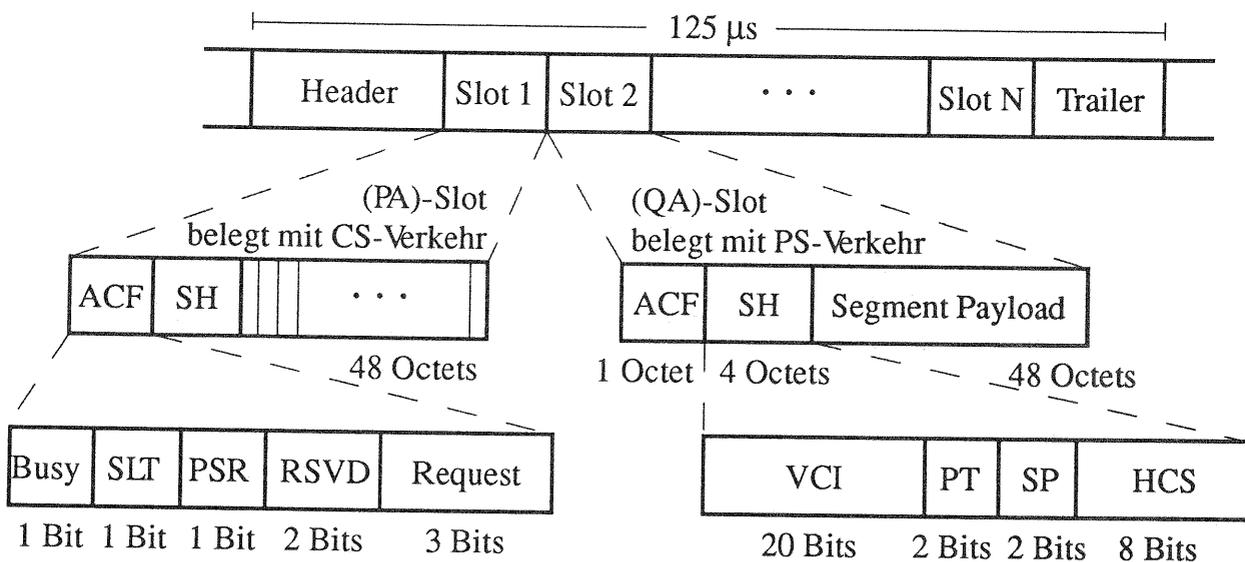


Bild 11: Rahmenstruktur von DQDB

Neben der eindeutigen Adressierungsinformation mittels logischen Verbindungskennungen (*VCI, Virtual Channel Identifier*) befinden sich im eigentlichen 4 Byte langen Segmentkopf (*SH, Segment Header*) Typ- und Prioritätskennungen (*PT, Payload Type* und *SP, Segment Priority*) sowie eine Prüfsumme (*HCS, Header Check Sequence*). Ein zusätzliches Byte wird DQDB-intern benötigt (*ACF, Access Control Field*). Belegunzustand (*Busy-Bit*), Slottyp (*SLT, Slot Type*) und prioritätsspezifische Anforderungsbits (*Request-Bits*) werden für die Realisierung des verteilten Warteschlangenprotokolles gebraucht, 1 Bit kann zu Diagnosezwecken ausgenutzt werden (*PSR, Previous Segment Received*) und 2 Bits sind momentan noch unbelegt (*RSVD, reserved*).

### 3.4 Der verteilte Warteschlangen-Mechanismus

Das bei DQDB benutzte Zugriffsverfahren für den asynchronen (PS-)Verkehr entspricht keinem der von LANs her bekannten Verfahren. Deshalb wird es hier näher betrachtet.

Voraussetzung für das Verfahren ist einerseits die Kennzeichnung des Belegunzustandes jedes Segmentes und andererseits die Kenntnis über ausstehende Anforderungen. In Abschnitt 3.3 wurden die entsprechenden Felder innerhalb des Zugangs-Kontrollbytes, nämlich das *Busy-Bit* und die

*Request-Bits*, schon eingeführt. In Bild 12 ist der Ablauf für den Fall skizziert, daß der Zugriff auf Bus A erfolgen soll und nur eine Priorität betrachtet wird.

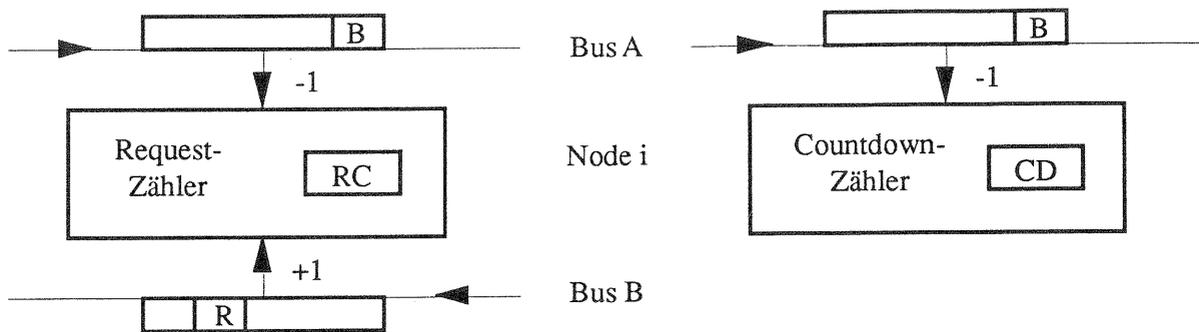


Bild 12: Protokolfunktion bei DQDB

Die sendewillige Station sendet eine Anforderung an alle vor ihr - in Bezug auf Bus A - liegenden Stationen. Dazu wird ein bisher unbelegtes Anforderungsbit auf Bus B gesetzt.

Bei Erhalt einer Anforderung wird ein interner Zähler (*RC*, *Request Counter*) inkrementiert. Jede Station weiß somit, wieviele Stationen "flußabwärts" - wiederum in Bezug auf Bus A - vor ihr senden wollen. Unbelegte Segmente, die auf Bus A passieren, dekrementieren den RC.

Ensteht nun ein eigener Sendewunsch, muß man sich - bildlich gesprochen - "schön hinten anstellen", d.h. alle früheren Anforderungen müssen zuerst bedient werden. Dazu wird der aktuelle Stand des RC in einen zweiten Zähler (*CD*, *Countdown Counter*) kopiert. Gesendet werden darf erst, nachdem dieser CD durch passierende freie Segmente bis auf Null dekrementiert wurde.

### 3.5 DQDB-Erweiterungen

Es leuchtet schnell ein, daß die relative Position zum Rahmengenerator einen Einfluß auf das Leistungsverhalten einer Station hat. So muß eine Station am Anfang eines Busses im Mittel kürzer auf den Mediengriff warten, da sie ausschließlich unbelegte Slots empfängt. Andererseits ist die mittlere Entfernung zur Zielstation und damit die Übertragungszeit für Pakete einer Randstation deutlich länger als für Stationen in der Mitte.

Um dieser *Unfairness* entgegenzuwirken, wurde ein Bandbreiten-Ausgleichsmechanismus (*Bandwidth Balancing*) in den Standard mit aufgenommen. Dabei werden gelegentlich (nach vorgebbaren Regeln) freie Slots durchgelassen, obwohl ein eigener Sendewunsch besteht.

Eine Vorschlag zur besseren Medienausnutzung führt Knoten ein (sogenannte *Eraser Nodes*), die Segmente, wieder frei geben, wenn diese ihr Ziel schon passiert haben, anstatt sie bis zum Busende weiter zu transportieren.

## 4. Weiterentwicklungen von FDDI (FFOL - FDDI Follow On)

### 4.1 Einführung

Obwohl derzeit weder FDDI-II noch DQDB am Markt verfügbar sind und die mit diesen Netzen erreichbaren Datenraten für nahezu alle heutigen Anwendungen mehr als ausreichend sind, wird überall auf der Welt intensiv an Netzkonzepten der übernächsten Generation gearbeitet ([11]). Betrachtet man allerdings die typischen Zeitspannen von mehr als einem Jahrzehnt, die zwischen ersten vorliegenden Spezifikationen und der breiten Markt-Akzeptanz liegen, so wird die Notwendigkeit dieser Aktivitäten einsichtig.

Die vielfältigen Forderungen an zukünftige Netze sind nachfolgend angeführt ([10]):

- Leichte Zusammenarbeit mit öffentlichen Netzen und Einbeziehung bestehender Netze
- Unterstützung unterschiedlichster Dienste (asynchron, synchron, isochron; verbindungsorientiert oder verbindungslos)
- Garantie sowohl für Durchsatz als auch Maximalverzögerung
- Multi-Media-Fähigkeit
- Integriertes Benutzer-Schnittstellen-Protokoll (*UIP, User Interface Protocol*)
- Unterstützung unterschiedlicher Dienstattribute (Punkt-zu-Punkt, Multicast, Broadcast; unidirektional, bidirektional, asymmetrisch)
- Effizienz, d.h. hohe mittlere Auslastung
- Skalierbarkeit in Bezug auf geographische Größe, Übertragungsbandbreite und Anschlußzahl
- Verfügbarkeit und Wartbarkeit (Fehlertoleranz, integrierte Diagnose- und Managementunterstützung)
- Fairness

Die Vielzahl der teilweise widersprüchlichen Anforderungen schließen Lösungen, die auf bestehenden Netzen basieren, weitgehend aus. Firmen-spezifische "Alleingänge" sind in diesem Bereich noch weniger erfolgversprechend als bei den HSLAN/MAN-Aktivitäten. Im Folgenden werden einige der neuen Ideen vorgestellt, jedoch mit einer Beschränkung auf die wichtigste derzeit aktive (Vor-)Standardisierungsgruppe. Dieses internationale Gremium ist Anfang 1990 aus der FDDI Standardisierung heraus entstanden und hat deshalb den Namen FDDI Follow On (FFOL) gewählt.

Nachdem zunächst die Notwendigkeit für einen Standard für ein solches zukünftiges Netz diskutiert und eine Einigung auf die grundsätzlichen Anforderungen - unter Berücksichtigung der Technologie-Möglichkeiten - gefunden wurde, standen und stehen mittlerweile insbesondere Fragen zu Übertragungssystemen, Diensten und Medienzugriffsverfahren für den PS-Verkehr zur Diskussion. Als vorläufige Grundlage für die weitere FFOL Arbeit dient das in Bild 13 gezeigte Modell, das stark an die grundsätzliche Struktur von FDDI-II angelehnt ist (siehe z.B. [10]).

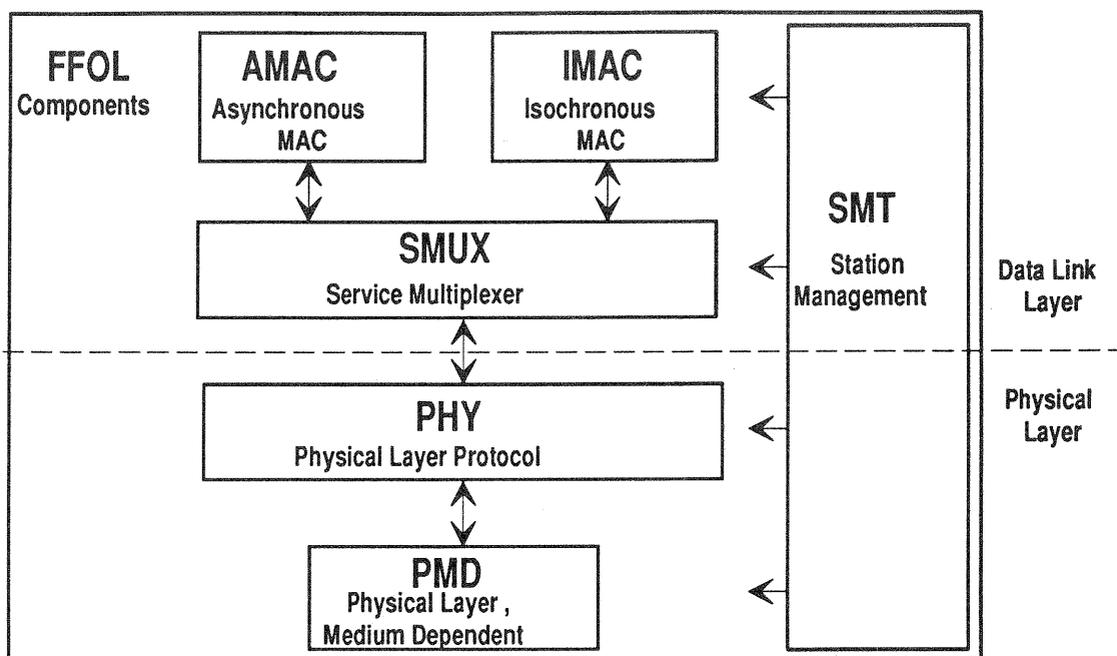


Bild 13: FFOL Referenz Modell

Bemerkenswert ist die explizite isochrone Medienzugangseinheit, da eine Unterstützung von isochronem Verkehr im Widerspruch zu der ATM-Bewegung ist, bei der es ja keinerlei Unterscheidung gibt.

Im Teilbereich Medienzugriffsprotokoll liegen der Arbeitsgruppe etliche Vorschläge vor:

- FDVDI (Fiber Distributed Video/Voice and Data Interface) von ASCOM, Schweiz
- Santa Clara Ring von Santa Clara University, USA
- Sigma-600 von Hitachi, Japan
- ATMR (ATM Ring) von NTT, Japan
- CRMA II (Cyclic Reservation Multiple Access) von IBM Rueschlikon, Schweiz und
- Metaring / MetaNet von IBM Yorktown Heights, USA

*FDVDI* hat die größte Ähnlichkeit mit *FDDI-II*, integriert jedoch neben PS- und CS-Verkehr als Extraklasse ATM-artigen Verkehr. Obwohl der Vorschlag zunächst sehr plausibel erscheint, werden ein (zu) hoher Implementierungsaufwand und Probleme bei der Aufteilung der Bandbreite erwartet.

Der japanische *ATM-Ring* wählt den anderen extremen Weg. Wenn schon im öffentlichen Netz ATM laufen wird, dann soll auch das zukünftige MAN darauf basieren. Durch die Einführung einer Doppelring-Topologie und eines 'Fenster-Mechanismus' wird den Forderungen nach Fehlertoleranz und Fairness nachgekommen. Ansonsten übernimmt der Vorschlag weitgehend die CCITT Empfehlungen für ATM [16].

*Sigma-600* beinhaltet im wesentlichen die Idee, hohe Bandbreiten durch die Einführung von Mehrfachringssystemen zu erhalten.

Der Vorschlag der *Santa Clara* Universität basiert auf *FDDI-I* und modifiziert nur Details. Allerdings ist ein schnelles Transportprotokoll Bestandteil des Vorschlages.

CRMA II und *Metaring* werden im Folgenden etwas ausführlicher vorgestellt.

## 4.2 CRMA II

CRMA II ist ein reservierungs-basiertes Medienzugriffsverfahren, das speziell für sehr schnelle LANs / MANs entwickelt wurde [12]. Es unterstützt alle einfachen Topologien (Einfach- und Doppelringe, gefalteter Bus, Doppelbus). In Bild 14 ist beispielhaft ein gefalteter Bus dargestellt.

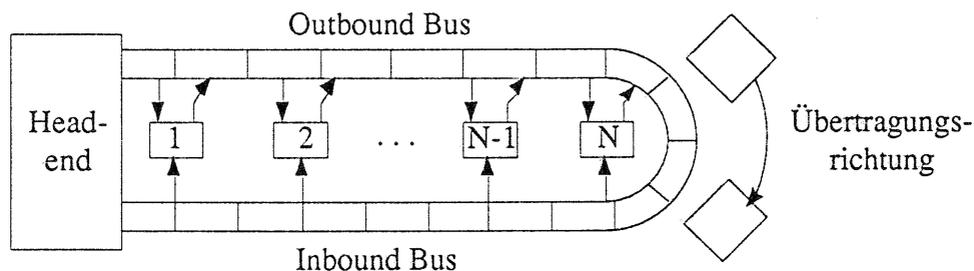


Bild 14: CRMA basierend auf einem gefalteten Bus

CRMA ist Slot-orientiert aufgebaut, wobei die Slotgröße so definiert wurde, daß ATM-Slots einfach transportiert werden können. Sollen längere Pakete übertragen werden, können aufeinanderfolgende Slots reserviert werden. Dadurch kann sowohl der Slot-individuelle Overhead als auch die Segmentierungs- und Reassembly-Einheit eingespart werden.

Wird eine Ring- oder Doppelbus-Topologie benutzt, sieht CRMA das Freigeben von Slots durch den Empfänger vor (*Destination Release*). Dadurch kann der Slot auf seinem weiteren Weg nochmals benutzt werden (*Spatial Reuse*, räumliche Mehrfachnutzung), wodurch die Systembandbreite ein Vielfaches der Medienbandbreite sein kann.

Von den vielen Ideen, die eine Implementierung bei Geschwindigkeiten im Gigabit/sec-Bereich überhaupt erst ermöglichen seien hier nur das Konzept der atomaren (nichtteilbaren) 32 Bit Dateneinheiten und die nur lokal gültige Kurzadressierung erwähnt.

Zur Gewährleistung der Zugriffs-Fairness wird bei CRMA ein Reservierungsmechanismus eingesetzt. Dazu startet eine zentrale Instanz - beim gefalteten Bus die Kopfstation - regelmäßig eine Anfrage nach den anstehenden Sendewünschen (in Slotvielfachen) für den Zyklus  $x$  (siehe Bild 15). Alle Stationen hängen ihre Anforderung an das Anfrage-Paket an und merken sich die Zuordnung zum Zyklus  $x$ . Im Beispiel hat Station 1 zwei Slots zu übertragen, Station 2 einen Slot und Station 3 drei Slots. Nach Erhalt aller Anforderungen weiß die Kopfstation, wieviel Slots im Zyklus  $x$  gebraucht werden. Im Normalfall wird den einzelnen Stationen genau die angeforderte Slotzahl im Zyklus  $x$  auch zur Verfügung gestellt. Übersteigt die Zahl der Anforderungen einen Grenzwert, wird den Stationen nur ein reduziertes Kontingent zugeteilt. Der Zyklus  $x$  wird - nach einer entsprechenden Startkennung  $ST(x)$ , aus der jede Station die Anzahl der ihr zugeteilten Slots ablesen kann - mit entsprechend vielen leeren Slots gestartet. Jede Station kann nun am Stück die zugewiesene Anzahl von Slots belegen.

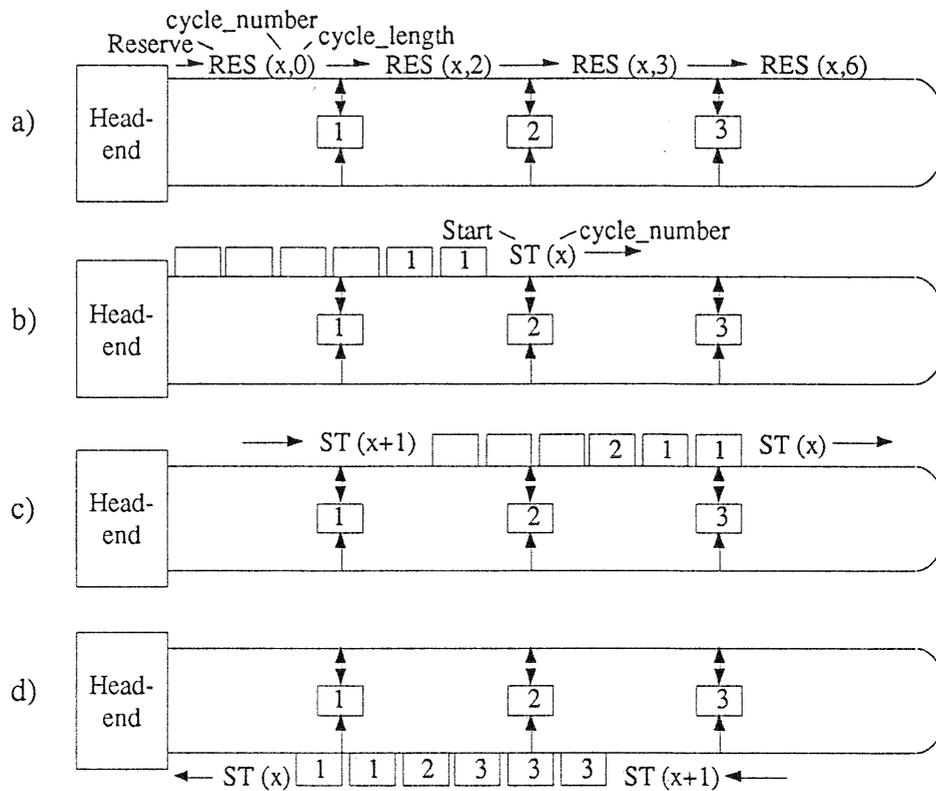


Bild 15: Reservierung bei CRMA

### 4.3 Metaring

Die entscheidenden Charakteristika des Metarings ([13]) sind:

1. Gegenläufige Doppelring-Topologie bei der beide Ringe voll genutzt werden.
2. Der Sendebeginn ist immer dann möglich, wenn nichts empfangen wird. Während des Sendens ankommende Daten werden zwischengespeichert (*Buffer Insertion* Prinzip).
3. Der Empfänger nimmt die Daten vom Ring (Destination Release, -> Räumliche Mehrfachnutzung).
4. Sicherstellen der Fairness durch spezielle gegenläufig ausgesandte Kontroll-Nachrichten.
5. Adressierung über relative Ringposition und Ausnutzen der jeweils kürzesten Entfernung zur Zielstation und damit eine Reduzierung der mittleren Transferstrecke und eine Steigerung der Möglichkeit zur Mehrfachnutzung.

Die Punkte 1., 3. und 5. ergeben zusammen eine theoretisch achtmal (!) höhere Systembandbreite als die eingesetzte Medienrate. Mit 100 Mbit/sec-Links könnte also ein Gesamtdurchsatz von 800 Mbit/sec erreicht werden. Allerdings wird dieser Wert in der Praxis nicht erreicht, da u.a. Maßnahmen zur Auflösung von Verklemmungssituationen (*Starvation*) und damit zum Sicherstellen der Fairness notwendig sind, welche den theoretischen Wert nach unten drücken. Eine solche Verklemmungssituation ist im Bild 16 skizziert.

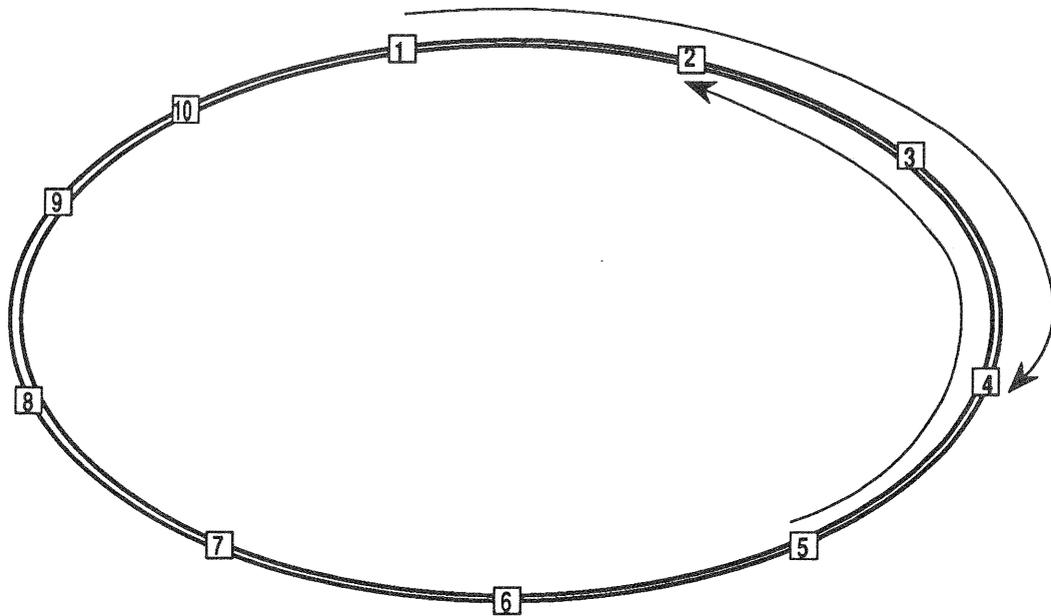


Bild 16: Verklemmungssituation beim Metaring (Starvation)

Station 1 sendet kontinuierlich Daten an Station 4, gleichzeitig sendet auch Station 5 auf dem anderen Ring an Station 2. Offensichtlich kann Station 3 nun weder auf dem einen noch dem anderen Ring senden!

Abhilfe schafft eine spezielle hochprioritäre Kontroll-Nachricht *SAT*. Ein Knoten ist genau dann zufrieden gestellt (*SATisfied*), wenn er mindestens *L* Pakete seit dem letzten Erhalt einer *SAT*-Nachricht senden konnte. In diesem Fall wird ein empfangenes *SAT* direkt weitergesandt, andernfalls behält die Station die *SAT*-Nachricht solange, bis sie zufrieden gestellt wurde. Danach gibt sie die *SAT*-Kennung weiter und darf anschließend - zum Ausgleich von Laufzeiten - noch *K* Pakete senden. Natürlich müssen besondere Mechanismen zur Sicherstellung der korrekten Funktion dieses Verfahrens auch unter ungünstigsten Randbedingungen - etwa gestörte oder verdoppelte *SAT*-Nachricht, umkonfiguriertes Netz u.ä. - vorgesehen werden. Ganz grob betrachtet, entspricht der *SAT*-Mechanismus in etwa der Weitergabe eines Tokens.

*MetaNet* erweitert die Prinzipien von Metaring auf komplexere Topologien.

## 5. Zusammenfassung

Ausgehend von den sich derzeit abzeichnenden Trends in der öffentlichen und privaten Kommunikationstechnik motivierte der Beitrag die Notwendigkeit von hybriden HSLANs / MANs. Die Funktionsweisen und Charakteristika der zwei Hauptvertreter dieser Netzkategorie - FDDI-II und DQDB - wurden eingeführt und erläutert. Schließlich wurde noch ein Einblick in den derzeitigen Stand der FFOL-Aktivität gegeben.

## 6. Literaturverzeichnis

- [1] Schödl W., Tangemann M.; *Lokale Netze für Breitband-Anwendungen*, Unterlagen zu Hochschulkollegs, Universität Stuttgart - IND, 1991.
- [2] Fromm I.; *Hybride Netze für Sprach- und Datenkommunikation*, DATACOM 5/90, S. 92 - 99.
- [3] Ross, F.E.; *FDDI - A Tutorial*, IEEE Communication Magazine, Vol. 24, No. 5, 1986, pp. 10 - 17.
- [4] Ross, F.E.; *An Overview of FDDI: The Fibre Distributed Data Interface*, IEEE JSAC, Vol. 7, No. 7, Sept. 1989, pp. 1043 - 1051.
- [5] Ross, F.E.; *FDDI - A LAN among MANs*, Computer Communication Review, Vol. 20, No. 3, July 1990, pp. 16 - 31.
- [6] Siegel, M.; Sauer K.; Schödl W.; Tangemann M.; *Design of an enhanced FDDI-II System*, Proc. of the International Zurich Seminar 1990, Paper E9, pp. 418 - 433.
- [7] Siegel, M.; *ASICs für das Hochgeschwindigkeits-LAN FDDI-II*, ITG Fachbericht 114, Mikroelektronik für die Informationstechnik '90, Berlin, Okt. 1990, S. 215 - 220.
- [8] Siegel, M.; *Architectural Concepts for Dual Ring Operation in FDDI*, Proc. of the 3rd IFIP Conference on High Speed Networking, Berlin, March 1991, pp. 109 - 120.
- [9] Schödl W.; *DQDB - Charakteristika, Medienzugriff und Erweiterungen*, Unterlagen zur Vorlesung Kommunikationsnetze, Kapitel 3.2, Universität Stuttgart - IND, Mai 1991.
- [10] Grow R. W.; *FDDI Follow-On Status*, Proc. of 15th Conference on Local Computer Networks, Minneapolis, USA, October 1990, pp. 45 - 48.
- [11] Tangemann M.; *Entwicklungstendenzen bei HSLANs*, Unterlagen zur Vorlesung Kommunikationsnetze, Kapitel 3.5, Universität Stuttgart - IND, Mai 1991.
- [12] Van As H. R., Lemppenau W. W., Zafiropulo P., Zurfluh E.; *CRMA-II: A Gbit/s MAC Protocol for Ring and Bus Networks with Immediate Access Capability*, Proc. of 9th EFOC/LAN Conference, London, UK, June 1991.
- [13] Cidon I., Ofek Y.; *Metaring - A Full Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse*, Proc. 10th IEEE InfoCom, Miami, USA, April 1991.
- [14] CCITT: Recommendation I.121: On the Broadband Aspects of ISDN, CCITT Blue Book, Vol. III, Fascicle III.7, Geneva, 1989.
- [15] ISO 7498; *Information Processing Systems - Open Systems Interconnection - Basic Reference Model*, November 1983.
- [16] ISO 8802/2; *Local Area Networks - Logical Link Control*, 1985.
- [17] *FDDI Physical Layer Medium Dependent*, Draft Proposed ANSI Standard X3T9.5, Rev. 7.3, 1988
- [18] *FDDI Physical Layer*, Draft International Standard 9314-1, 1987
- [19] *FDDI Token Ring Media Access Control*, ANSI Standard X3T9.5, 1988
- [20] *FDDI Station Management*, Draft Proposed ANSI Standard X3T9.5, Rev. 6.1, April 1990
- [21] *FDDI Hybrid Ring Control*, Draft Proposed ANSI Standard X3T9.5, Rev. 5.2, April 1990.
- [22] *DQDB Subnetwork of a Metropolitan Area Network*, Proposed IEEE 802.6 Standard D15, October 1990.

## Abkürzungsverzeichnis

ACF:	<u>A</u> ccess <u>C</u> ontrol <u>F</u> ield
ANSI:	<u>A</u> merican <u>N</u> ational <u>S</u> tandard <u>I</u> nstitute
ATM:	<u>A</u> ynchronous <u>T</u> ransfer <u>M</u> ode
ATMR:	<u>A</u> TM <u>R</u> ing
B-ISDN:	<u>B</u> roadband <u>I</u> ntegrated <u>S</u> ervices <u>D</u> igital <u>N</u> etwork
BOM:	<u>B</u> egin <u>o</u> f <u>M</u> essage
CD:	<u>C</u> ountdown <u>C</u> ounter
CCITT:	<u>C</u> omité <u>C</u> onsultatif <u>I</u> nternational <u>T</u> élégraphique et <u>T</u> éléphonique
COCF:	<u>C</u> onnection <u>O</u> riented <u>C</u> onvergence <u>F</u> unctions
COM:	<u>C</u> ontinuation <u>o</u> f <u>M</u> essage
CRMA:	<u>C</u> yclic <u>R</u> eservation <u>M</u> ultiple <u>A</u> ccess
CS:	<u>C</u> ircuit <u>S</u> witching
CS-MUX:	<u>C</u> S- <u>M</u> ultiplexer
DAS:	<u>D</u> ual <u>A</u> ttachment <u>S</u> tation
DQDB:	<u>D</u> istributed <u>Q</u> ueue <u>D</u> ual <u>B</u> us
EOM:	<u>E</u> nd <u>o</u> f <u>M</u> essage
FDDI:	<u>F</u> iber <u>D</u> istributed <u>D</u> ata <u>I</u> nterface
FDVDI:	<u>F</u> iber <u>D</u> istributed <u>V</u> ideo/ <u>V</u> oice and <u>D</u> ata <u>I</u> nterface
FFOL:	<u>F</u> DDI <u>F</u> ollow <u>O</u> n
HCS:	<u>H</u> eaders <u>C</u> heck <u>S</u> equence
H-MUX:	<u>H</u> ybrid <u>M</u> ultiplexer
IMC:	<u>I</u> sochronous <u>M</u> aintenance <u>C</u> hannel
(HS-)LAN:	( <u>H</u> ighspeed) <u>L</u> ocal <u>A</u> rea <u>N</u> etwork
LLC:	<u>L</u> ogical <u>L</u> ink <u>C</u> ontrol
LME:	<u>L</u> ayer <u>M</u> anagement <u>E</u> ntity
(P-/I-)MAC:	( <u>P</u> acket-/ <u>I</u> sochronous-) <u>M</u> edia <u>A</u> ccess <u>C</u> ontrol
MAN:	<u>M</u> etropolitan <u>A</u> rea <u>N</u> etwork
MCF:	<u>M</u> ac <u>C</u> onvergence <u>F</u> unctions
PBX:	<u>P</u> rivate <u>B</u> ranch <u>E</u> xchange
PCM:	<u>P</u> ulse <u>C</u> ode <u>M</u> odulation
PDG:	<u>P</u> acket <u>D</u> ata <u>G</u> roup
PHY:	<u>P</u> hysical <u>L</u> ayer
PMD:	<u>P</u> hysical <u>M</u> edium <u>D</u> ependant
PS:	<u>P</u> acket <u>S</u> witching
PSR:	<u>P</u> revious <u>S</u> egment <u>R</u> eceived
PT:	<u>P</u> ayload <u>T</u> ype
QPSX:	<u>Q</u> ueued <u>P</u> acket and <u>S</u> ynchronous <u>E</u> xchange
RC:	<u>R</u> equest <u>C</u> ounter
SH:	<u>S</u> egment <u>H</u> eaders
SLT:	<u>S</u> lot <u>T</u> ype
(P-/I-)SMT:	( <u>P</u> acket-/ <u>I</u> sochronous-) <u>S</u> tation <u>M</u> anagement
SP:	<u>S</u> egment <u>P</u> riority
SSM:	<u>S</u> ingle <u>S</u> egment <u>M</u> essage
UIP:	<u>U</u> ser <u>I</u> nterface <u>P</u> rotocol
VCI:	<u>V</u> irtual <u>C</u> hannel <u>I</u> dentifier
WBC:	<u>W</u> ideband <u>C</u> hannel