

## 6.3 Definícia MAN

Vypracoval Peter Rafaj

MAN je schopnosť siete poskytnúť vysoko rýchlostné (viac ako 1 Mbit/s) switched end-to-end spojenie na veľké vzdialenosti (medzi 5 km až 50 km). Toto dovoľuje dosiahnuť priestor univerzity, mesta alebo administratívnych centier. Navyše, MAN dovoľuje súčasne prevádzkovanie viacerých trafíkov rôzneho typu - data, hlas a video. Tieto charakteristiky sú súčasťou BISDN. Toto bolo popísané v predchádzajúcej kapitole, kde ATM je akceptované ako riešenie budúcnosti BISDN. Za veľkú výhodu MAN-u môžeme považovať možnosť stať sa kompatibilným s ATM podľa definície CCITT.

Dve základné charakteristiky MAN-u (stredná vzdialenosť a veľký rozsah služieb) ho robia iným od súčasne používaných a inštalovaných LAN. Tieto LAN sú robené na dosiahnutie pár km (typicky vo vnútri budovy) na rozdiel od 50 km MAN-u. LAN spája osobné počítače, súborové servery, pracovné stanice, terminály a tlačiarne vo firme alebo výrobnom prostredí, a preto len prenáša počítačové data, kdežto MAN musí byť schopný prenášať služby hlasu a videa, prepojiť LAN-y a navyše aj vysoko výkonné pracovné stanice a súborové systémy.

Pre spojenie všetkých týchto rôznych zariadení, môžu byť použité rôzne topológie, ako star, multistar, bus, ring, ... Pri MAN je možné zvoliť zdieľané médium s distribuovaným prepínaním a medium access control (MAC). Toto je rôzne od ATM LAN riešenia, kde riešenie star je preferované, odkedy potrebujeme len štandardizovanú inteligenciu prenosu v jednej krabici s centralizovanými operáciami. Hlavné médium na zdieľanie spájajúce rôzne LAN siete a iné zariadenia je na obr. 6.4. Na obrázku je bus architektúra znázornená pre MAN, ale pre MAN môžeme použiť aj inú topológiu, ako ring, dual bus, dual ring, ... alebo kombináciu týchto základných topológií.

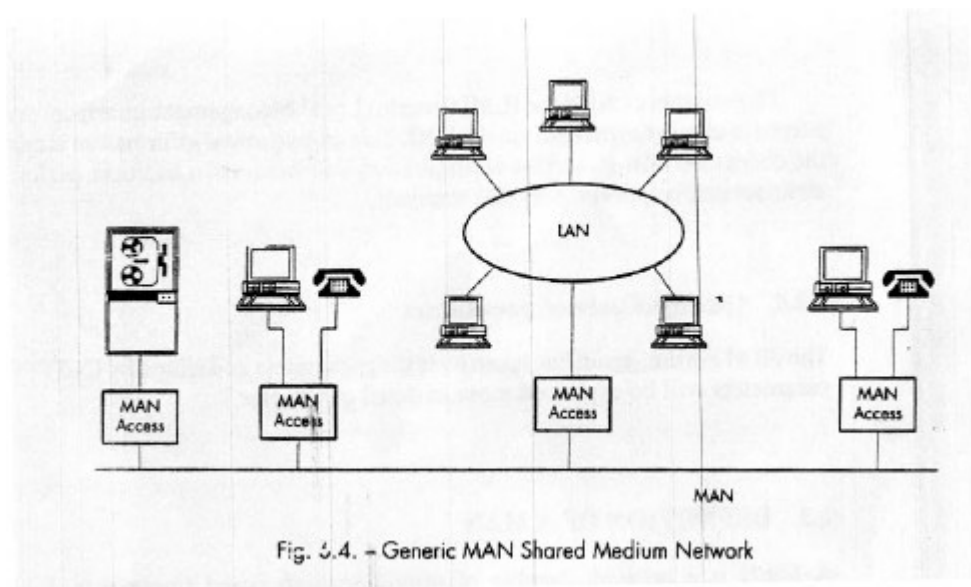


Fig. 6.4. - Generic MAN Shared Medium Network

## Rozsah MAN služieb

Ako bolo spomenuté skôr, pociatocným a hlavným účelom MAN-u je spojenie LAN sietí, ale iné služby boli identifikované tiež. Dôležitými je host-to-host spojenie, hlasový a video prenos.

Pre LAN prepojenia, brána/most by mala poskytovať pripojenie LAN-u do MAN-u. LAN brána/most poskytuje funkcie ako konverzia protokolu, mapovanie adries, kontrola prístupu, ... v závislosti od kompatibility spojených LAN sietí. Od kedy veľa sietí LAN operuje v móde bez stáleho spojenia, je vhodné aby MAN takisto spájal tieto LAN v princípoch komunikácie bez stáleho spojenia. To znamená, že žiadne zdroje nie sú alokované v MAN. Zdroje budú obsadené len počas prenosu informácie. Inou možnou službou je host-to-host spojenie. Toto môže byť podporované nasledovne:

- Poskytovaním polo-permanentným point-to-point spojením s vysokou pripustnosťou a vysokou spoľahlivosťou. Táto služba je ekvivalentom k vysoko rýchlostnej private-leased line. V tomto prípade je spojenie vytvorené počas inštalácie a zabezpečuje dostatok zdrojov dostupných v MAN. Mód operácií je takto connection oriented, s polo-permanentným pridelovaním zdrojov.
- Poskytovaním viacerých izochrónnych slotov, požadovaných cez signály. Toto riešenie je viac porovnateľné so circuit switched riešením, kde je použitý TDM (Time Division Multiplexing) prístup. Casové sloty sú alokované na požiadanie signalomou procedúrou. Táto funkcionality nemusí byť dostupná na všetkých MAN-och.
- Poskytovaním viacerých ne-izochrónnych slotov. V tomto prípade zdroje MAN-u sú len obsadené keď informácie sú prenášané a informácie sú prenášané bez stáleho spojenia.

Hlas a video prenos môže byť ponúkaný MAN-om. Pre tieto služby sú tu všetky 3 alternatívy popísané vyššie, ktoré môžu byť použité v závislosti na kvalite požiadaviek.

Navyše čo sa týka týchto služieb, ďalšie funkcie môžu byť ponúknuté MAN-om obsahujúce broadcast a multicast, X.25 access, stále spojenie a komunikáciu bez stáleho spojenia ako nosník služby, atd.

Potreba takéhoto MAN bola zaznamenaná hneď zo začiatku hlavne v Spojených Štátoch a Austrálii. Záujem US v MAN je rozsiahly spôsobený väčším množstvom inštalovaných LAN ako v Európe. Na základe veľkého úspechu a záujmu v MAN, rôzne organizácie v US začali na tomto pracovať. Dve dôležité štandardizačné organizácie pracovali na MAN štandarde: ANSI s FDDI (Fiber Distributed Data Interface) návrhom a IEEE 802.6 s DQDB (Distributed Queue Dual Bus) návrhom.

FDDI bolo zo začiatku navrhnuté ako vysoko rýchlostný LAN, bežiaci na 100 Mbit/s, ale s dosahom do 100 km. Pociatocné požiadavky pre FDDI boli datové služby, ale neskôr boli kladené požiadavky na iné izochrónne služby, ktoré viedli k druhej generácii FDDI-2.

V IEEE 802 bola vytvorená špeciálna skupina k štúdiu a štandardizácii MAN na rozsiahlom počte služieb obsahujúcich data, hlas a video. Táto skupina navrhla IEEE 802.6 - MAN mechanizmus založený na DQDB princípoch.

Základné princípy oboch FDDI a DQDB návrhov budú vysvetlené do hĺbky v tejto kapitole. Rozšírenia pre FDDI a DQDB budú tiež stručne vysvetlené. V Európe bol zvažovaný MAN mechanizmus volaný Orwell a vyvinutý vývojármi British Telecom. Nebol založený na štandardoch. Tento návrh bude takisto vysvetlený v tejto kapitole.

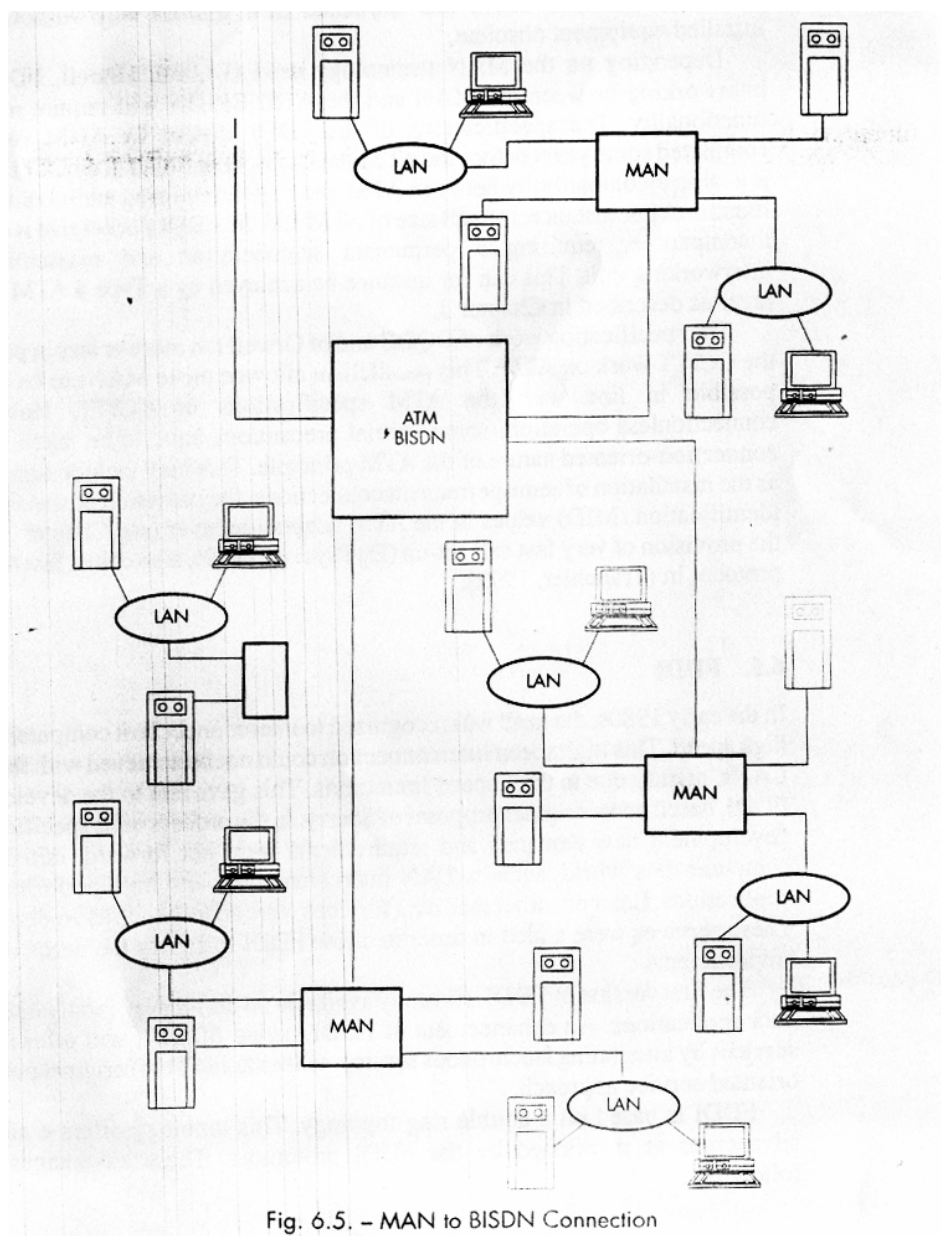


Fig. 6.5. – MAN to B-ISDN Connection

## 6.4 Vzťah MAN-u k B-ISDN a ATM

MAN ktorý bude popísaný v tejto kapitole je založený na zdieľanom médiu používajúcom distribuované prepínanie (distributed switching). Toto zdieľané médium prístupuje rozumne využívajúc dostupnú šírku pásma, ponúkajúcu mechanizmus pre distribuovaný prístup a podporu broadcast a multicast služieb. Aj tak z dôvodu distribuovaného prístupu je funkcionality MAN-u horšia ako u centralizovaného connection-oriented prístupu, ktorý používa ATM. Na príklad, od kedy je ponúkaný zdieľaný prístup, špeciálne predbežné zákroky by mali byť spravené k poskytnutiu vysokého levelu bezpečnosti a utajenia pre rôznych užívateľov. Navyše flexibilita je u MAN-u zväčša o niečo viac limitovaná ako u star topológií, keďže rozšírenie šírky pásma pre jedného užívateľa môže požadovať upgrade celého MAN-u.

Fyzikálne limity MAN-u zabranujú jeho použitiu v široko pásmových riešeniach a tak BISDN ATM systémy musia poskytovať spojenia medzi rôznymi MAN-mi. Navyše kapacita MAN-u je limitovaná.

Zo zaciatku zdieľané médium MAN-u je schopné zvládnuť prenos požadovaný pripojenými užívateľmi. Casom však väčšinou už nie. Navyše rôzne MAN-y, v rôznych mestách alebo krajinách budú sa potrebovať prepojiť. Pre toto bude potrebné prepojiť MAN s BISDN. V takomto prípade ATM BISDN bude na vyššej hierarchickej úrovni ako MAN.

Limity MAN-u sú ukázané v nasledovnom príklade. Používame sieťový model silných staníc odhadujeme tieto čísla o 5 rokov. Môžeme očakávať nasledovné prenosové charakteristiky (Clapp, 1988):

Pri prenose okolo 28 správ za sekundu

- 70 % správ je menších ako 1 kbit.
- 25 % správ má dĺžku medzi 1 až 16 kbit.
- 5 % správ má dĺžku medzi 10 kbit až 1 Mbit.

Tento model je výsledkom priemerného trafiku približne 1.5 Mbit/s na stanicu. Dokonca MAN pracujúci na 100 Mbit/s a akceptujúci rozmiestnenie úrovne 60 % dovoľuje len 80 pracovných staníc pripojených do MAN-u, pri predpoklade, že okolo 50 % pracovných staníc je naraz aktívnych.

V budúcnosti, môžeme očakávať, že vo veľkých firmách s viac ako 80 stanicami spojenými do MAN-u bude kapacita MAN-u príliš nedostatková. A tak niekoľko MAN-ov by malo byť poskytnutých ale znova tieto MAN-y bude treba prepojiť. A tu ATM BISDN prichádza do hry. BISDN môže fungovať ako vyššia hierarchická úroveň prepínania, spájajúca rôzne MAN siete.

Na obrázku 6.5 sú zobrazené prepojenia viacerých MAN, kde BISDN poskytuje všetky funkcie očakávané od siete ako rúťovanie, call processing, menežment siete. Trafik medzi dvoma zariadeniami v dvoch rôznych MAN-och musí byť rúťovaný cez BISDN. Trafik medzi zariadeniami v jednom MAN nejde cez BISDN, ale o tomto trafiku môže byť BISDN informovaný pre účely manažmentu siete.

Spojenia MAN-ov cez ATM BISDN môže byť založené na semi-permanentných základoch, používajúc Virtual Paths (VPI), prenášajúce rôzne Virtual Channels (VCI) medzi všetkými MAN, ktoré treba prepojiť. Výsledkom tohoto môže byť virtually meshed network (Tirtaatmadja, 1990). Hoci pre data prenášané bez stáleho spojenia, namiesto virtuálneho prepojenia všetkých MAN, môžeme uvažovať o prepojení k jednému alebo viacerým serverom, schopných obaliť data prenášané bez stáleho spojenia. Server bez stáleho spojenia založený na SMDS (Switched Multimegabit Data Service) alebo CBDS (Connectionless Broadband Data Service) môže byť veľmi vhodný (Verbeeck, 1992).

Trafik môže rásť až kým každé zariadenie bez toho aby obmedzovalo užívateľov trafik nemá vlastné priame spojenie do BISDN cez ATM LAN. Toto potom smeruje k plnej hviezdicovej topológii s tým, že každý účastník siete je priamo pripojený do ATM siete, s maximom funkcií podľa podmienok trafiku plného BISDN. V závislosti na použitej MAN technológii (DQDB, Orwell, FDDI, ..), prepojenia sietí medzi MAN a ATM BISDN bude potrebovať viac alebo menej funkcionality. Špecifikácia FDDI systému od ANSI bola hotová niekoľko rokov pred tým ako ATM štandardy boli dokončené firmou CCITT. A tak medzi ATM a FDDI je veľa nekompatibility, ktorá potrebuje nejaké prispôsobenia. Napríklad, veľkosť bunky ATM a FDDI paketu sú absolútne nekompatibilné, vyžadujú stálu segmentáciu a znovu poskladanie. Toto môže byť pre príklad splnené s Type 4 ATM adaptacnou vrstvou, ktorá je popísaná v kapitole 3.

Práca na špecifikácii DQDB a Orwell išla viac, či menej paralelne s prácou CCITT na ATM. Tento paralelizmus dovoľil týmto MAN čo najviac splniť ATM špecifikáciu CCITT. Napriek

tomu, pre operácie bez stáleho spojenia nejaké predbežné opatrenia boli urobené kôli prirodzenosti stálych spojení v ATM princípoch. Toto môže obsahovať funkcie ako inštalácia semi-permanentného spojenia, obstarávanie hodnôt špeciálnych identifikácií správ (MID) v ATM adaptívnej vrstve (pozri kapitolu 3), alebo dokonca obstarávanie veľmi rýchlych volajúcich nastavení (De Prycker, 1989) tiež volané rýchly rezervacný protokol.

## 6.5 FDDI

Na začiatku roka 1980 bola postrehnutá potreba prepojiť počítače na vysokých rýchlostiach. Prepojenie na vysokých rýchlostiach nemohlo byť dosiahnuté s vtedy existujúcim LAN kôli ich rýchlostnému obmedzeniu. Toto dalo dôvod vzniku vývoja FDDI, založenom na návrhu Sperry. Pri procese špecifikácií a vývoja boli položené nové potreby a požiadavky, zo začiatku v počítačovom svete, ako LAN prepojenia a datovo vysoko výkonne aplikácie. Neskôr boli pridané nielen datové služby, ale aj služby hlasu a videa. Tieto služby boli pridané k FDDI k uspokojeniu potrieb rôznych zariadení.

Prvá verzia FDDI, momentálne dostupná v obchode, je určená predovšetkým pre datové aplikácie. Rozšírenie FDDI volané FDDI 2 bude ponúkať viac služieb integrovaním izochrónnych služieb (tak ako vo FDDI) do základných na pakety orientovaných služieb.

FDDI je založené na dvojitej kruhovej (ring) topológii. Táto topológia ponúka veľa výhod ako sa zmienili ľudia stojaci za FDDI. Tieto výhody sú nasledovné:

- Kruhové topológie nezavádzajú obmedzenia na dĺžku liniek, počet staníc a total span MAN-u.
- S kruhovou topológiou je možné dosiahnuť veľmi vysoké rýchlostné výkony. Inými výkonnosťmi výhodami je slušná možnosť alokácie a relatívna necitlivosť k nastatiu výchyľky.

Navyše dvojitý kruh môže byť naprojektovaný tak, aby dokonca v prípade chyby po rekonfigurácii pokračoval v operácii. Príklad je na obr. 6.6., kde sú zobrazené 2 rotujúce kruhy. V prípade zlyhania linky, stanice na stranách linky sú rekonfigurované a dovoľujú operovať kruhu bez tejto linky. Táto rekonfigurácia zabezpečí správnu funkčnosť siete aj pri zlyhaní niektorej linky. Inou výhodou kruhu je fakt, že linky medzi stanicami sú point-to-point. Toto dovoľuje možnosť optimalizácie samotných liniek toho istého kruhu.

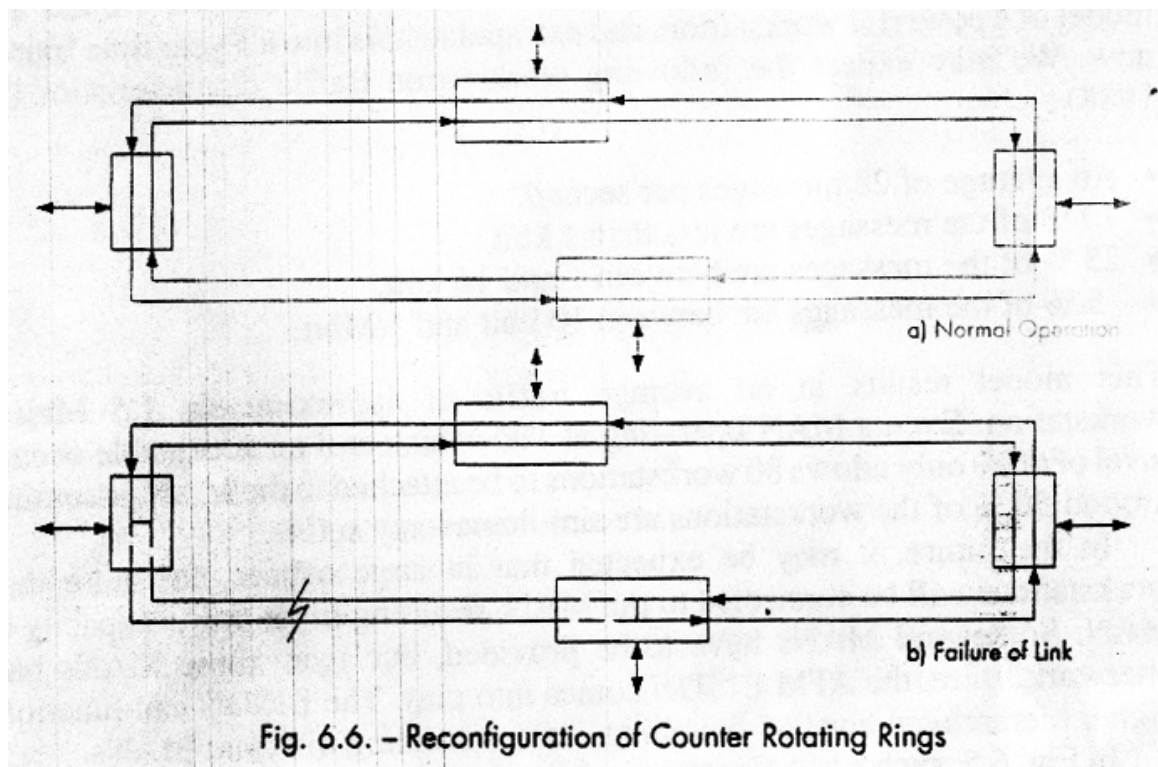


Fig. 6.6. – Reconfiguration of Counter Rotating Rings

### 6.5.1 Layered structure

Bez vstrovej architektúry OSI modelu, IEEE 802 definovala úrovnovú štruktúru pre 2 nižšie úrovne (physical a data link layer) OSI modelu. Tento vzťah je aplikovateľný pre všetky LAN a MAN štandardy štandardu IEEE 802. Tento vzťah medzi 2 riešeniami je zobrazený na obr. 6.7. Vydáme tam, že OSI data link layer je rozdelená na 2 subvrstvy: logical link control protocol, ktorý je nezávislý od topológie, a medium access mechanismus. Iný logical link control protocol štandardizoval IEEE s cieľom podporiť služby bez stáleho spojenia a so stálym spojením (IEEE 802.2). The medium access control protocol je definovaný pre rôzne LAN, tak ako token ring (IEEE 802.5), token bus (IEEE 802.4) a Ethernet (IEEE 802.3). Tu môžeme vydiť, že fyzická vrstva je rozdelená na 2 subvrstvy: the Physical (PHY) a Phycical Mediu Dependent (PMD) subsvrstva. Navyše bol pridaný menežment stanice.

Dve alternatívne verzie PMD sú definované pre FDDI v závislosti na médiu: základne PMD (multimode fiber) a SMF-PMD (Single Mode Fiber). Fyzikálna vrstva špecifikuje bit rate a možnosti rámcovania. Medium Access Control (MAC) subvrstva špecifikuje nižšiu subvrstvu data link vrstvy, a obsahuje k pripojeniu k médiu použitie token passing princípu a poskytuje adresovanie, datovú kontrolu a datové framovanie. LLC (Logical Link Control) ako špecifikuje IEEE 802.2 je nezávislé na použití LAN technológie. A tak rôzne LLC protokoly môžu byť aplikované na FDDI.

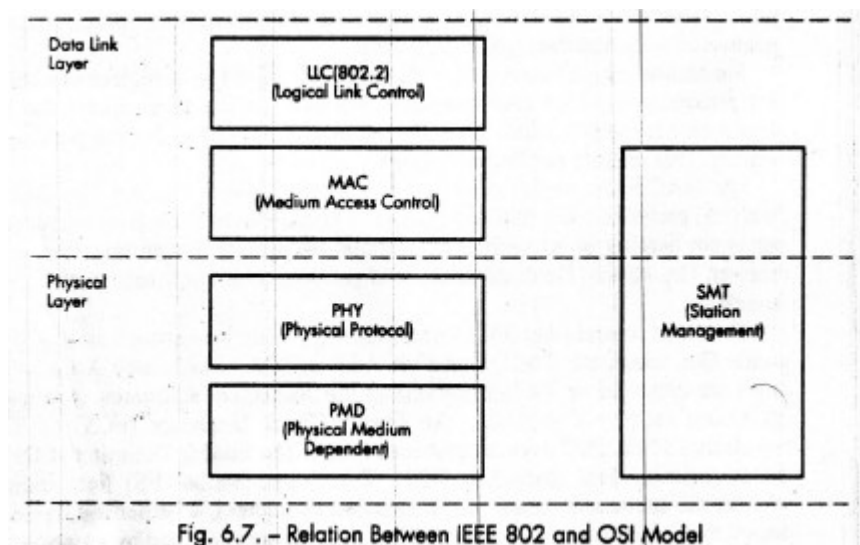


Fig. 6.7. – Relation Between IEEE 802 and OSI Model

### Physical medium dependent sublayer (PMD)

Dve verzie PMD sú definované pre FDDI. Prvá používa multimode vlákno v 1325 nm optickom okne, kde svetlo je generované lacnou LED diódou. Toto riešenie má nejaké obmedzenia s dosahom z dôvodu technológie ale dovoľuje lacnú realizáciu. Konekcie medzi stanicami sú realizované dvojitém optickým káblom, jeden pre každý smer operácie.

Druhá verzia (DMF-PMD) používa jednoduchý mód vlákna a laserovej diódy. Toto dovoľuje predĺžiť linky medzi stanicami až do 100 km, ale na úkor vysokej ceny.

Možné riešenie spočíva v kombinácii obidvoch riešení. Napríklad, krátka vzdialenosť liniek medzi uzlami bude realizovaná cez multimode riešenie, pričom dlhé vzdialenosti môžu byť použité SMF-PMD.

### Physical sublayer (PHY)

Fyzikálna vrstva špecifikuje charakteristiky prenosu dát pri prenose 100 Mbit/s, ale odkedy je používaný 4B/5B kód, je použitá 125 Mbaud rýchlosť prenosu cez PMD. Rámce (toto meno je použité pre pakety na MAC vrstve) sú limitované do 4500 octets. V prípade chýb, sieť je schopná rekonfigurovať sa. Časy na rekonfiguráciu sú definované vo PHY vrstve a kalkulované pre maximálny počet 500 staníc a 100 km (duplex) optický kábel.

FDDI 2 riešenie používa časový frame 125 mikrosekúnd, dovoľujúci alokovanie maximálne 16 izochrónnych kanálov - 6.144 Mbit/s pre každý. Každý z týchto kanálov ponúka plne duplexnú datovú diaľnicu 4 subkanálov 1.536 Mbit/s (US standard), 3 subkanály 2.048 Mbit/s (European standard). Dokonca v prípade použitia všetkých 16 izochrónnych kanálov, zostáva voľného 768 kbit/s. Izochrónne kanály môžu byť dynamicky pridelované a brané v reálnom čase. Nepridelaná šírka pásma pre izochrónne služby zostáva voľná pre aplikácie pracujúce s paketmi, tak ako bude popísané v ďalšej časti MAC. A teda 768 kbit/s ostáva voľné pre aplikácie pracujúce s paketmi.

### Medium access control(MAC)

MAC subvrstva je definovaná pre kruhovú topológiu a používa princípy kruhovej topológie. Napr., že len stanica, ktorá má token(značku) môže posielat. Základnou entitou pre MAC vrstvu je frame (obr. 6.8.), zložená z kontrolných položiek (adresa, ...) a informacné položky, ktoré sa predávajú LLC vrstve.

Poznamenajme, že slovo frame nemá tu rovnaký význam, ako pri TDM, keďže frame vo FDDI má inú dobu trvania v závislosti na jeho dĺžke.

V kruhovej topológii, každá stanica to čo prijme od jedného suseda posielala druhému. Výnimkou je prípad, keď daný frame posielala ona, alebo keď daný frame je adresovaný jej. Token (znacka) je tiež posielaná cez framy a je identifikovaná cez špeciálne položky. Len jeden token (znacka) môže byť v jednej kruhovej topológii.

Ak stanica, chce niečo poslať, tak toto môže až vtedy, keď sa dostane ku tokenu. Keď dokončí posielanie, tak token je uvoľnený a ide ďalej v kruhu a ž kým ho niektorá stanica neprijme – tá čo chce niečo poslať.

K zabezpečeniu, aby žiadna stanica si nedržala token vecne sa používa timed token rotation (TTR). Hlavnými cieľami TTR sú:

- Dať vyššiu prioritu službám bežiacim v reálnom čase (hlas, video), ako dátovým službám. Kôli tomu aby zdržanie bolo čo najmenšie.
- Dovoľiť zvyšnú nevyužitú šírku pásma použiť pre aplikácie pracujúcich s paketmi, ktoré nemajú konkrétne požiadavky na čas.

Mechanizmus práce TTR protokolu je založený na meraniach jednotlivých staníc. Každá stanica počas doby, keď nemá token posielala po kruhu informáciu o tom, ako dlho nemala token. Ak je tento čas pri niektorej stanici príliš veľký, tak stanica, ktorá má token ho musí podať ďalej.

Target Token Rotation Time (TTRT) je definovaný rovnako pre všetky stanice v kruhu. Každá stanica má Token Rotation Timer (TRT) a Token Hold Time (THT). TRT obsahuje čas odkedy bol posledný token obdržaný na stanici. THT obsahuje čas, že ako najdlhšie môže daná stanica držať token.

Protokol je rôzny pre paketové (non-real time) aplikácie a pre real time aplikácie. Real time aplikácie môžu poslať data, tiež len keď majú token.

Paketová služba môže odchytiť token len vtedy, keď čas odkedy bol ním posledne držaný token nie je väčší ako definovaný target token rotation time (TTRT). Toto zaisťuje, že zvyšný čas na prenos je využitý na paketový trafik.

Tento TTRT mechanizmus garantuje, že čas na menovanie je väčšinou lepší ako:

$$m = \frac{TTRT - RL}{TTRT}$$

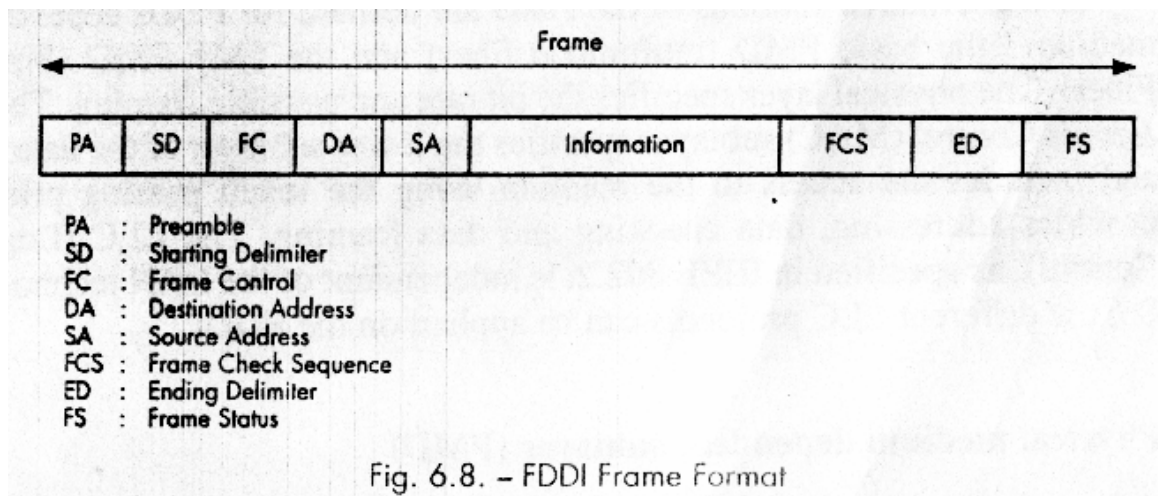
V tejto formule RL je fyzický čas oneskorenia okruhu – ako dlho to packetu trvá cez celý okruh. Je garantované, že response time okruhu je menší ako dvojnásobok TTRT.

Pre optimálnu efektivitu okruhu ( $h = 1$ ), TTRT by malo byť tak vysoké ako je len možné. Dôsledkom tohoto je ale veľmi vysoký response time. Pre časovo kritické aplikácie, TTRT by malo byť radšej menšie. Toto znamená, že token takmer permanentne rotuje. Toto redukuje efektivitu okruhu.

Formát MAC frejmu používaný vo FDDI je popísaný na obr. 6.8. PA položka je na začiatku každého frejmu a obsahuje IDLE symboly, napr. je tam maximálny počet prechodov slúžiaci na udržanie jendouchej časovej synchronizácii pre každého príjemcu. Starting Delimiter (SD) položka slúži na jednoznačné definovanie veľkosti rámca.

Frame control (FC) položka definuje typ rámca – teda, či ide o real-time alebo paketový rámec. Destination Address (DA) a Source Address (SA) položky sú obe 16 alebo 48 bitové, indikujúce príslušné adresy. Frame Check Sequence (FCS) je 32 bitová CRC kontrola predchádzajúceho rámca. Ending Delimiter (ED) ukončuje informácie položky. Frame Status (FS) položka indikuje, či adresát rozpoznal danú adresu a či frame bol skopýrovaný cieľom, alebo či frame chyba bola detekovaná stanicou. FS položka je hlavne používaná pre účely údržby.





### 6.5.2 FDDI 2

Ako bolo popísané v požiadavkách MAN-u, tak vznikla potreba izochrónnych služieb. V princípe táto synchronná operácia môže byť ponúknutá technológiou: simuláciou obehu (circuit-emulation), tak ako je to spravené v ATM riešeniach (pozri kapitolu 2). Táto emulácia obehu znamená, že spojitá informácia o bit rate, tak ako je generovaná CBR (Continuous Bit Rate) zdrojom je prenášaná v rámcoch. Ďalej je popísané bližšie ako to funguje. Žiaľ toto akosi momentálne nestíham preložiť.

FDDI 2 kombinuje prístup datového prenosu so stálym spojením s datovým prenosom bez stáleho spojenia.

Vo FDDI 2 sú ponúkané 4 typy rôznych kvalitatívnych služieb lyžiacich sa levelom priority. Tieto levely sú dosiahnuté nepracujúc ani v izochrónnom ani v paketovom móde a používajú 2 tokeny: obmedzené a neobmedzené.

- Najvyšší prioritný level je izochrónne asociovaný s WBC (wideband channels) pre okruhový mód operácií, typicky pre CBR služby. Žiadny token nie je použitý v tomto prípade, ale WBC je alkovaný na celú dobu spojenia.
- Druhú najvyššiu prioritu má synchronný paketový trafik. Doručenie v tomto prípade je garantované s opozdením, ktoré nebude väčšie ako dvojnásobok TTRT. Data tohoto prioritného levelu môžu byť prenesené kedykoľvek, token je odchytený na terminály, pričom typ tokenu (obmedzený alebo neobmedzený) je irelevantný a ľahostajný ku TTRT.
- Tretia najvyššia priorita je pridelená paketovému módu trafiku bez obmedzení na opozdenie. Znova informácia môže byť poslaná, keď token nejakého typu je odchytený. Stanice môžu len posielat a používat tokeny obmedzeného módu, k tomu aby dostupná šírka pásma nebola prekročená.
- Najnižšia priorita je pridelená paketovému prenosu a to len vtedy, keď neobmedzené tokeny sú odchytené. Táto najnižšia priorita vyplna celú zvyšnú dostupnú šírku pásma.

### 6.5.3 Výkon FDDI

Vela rôznych výkonnostných výsledkov je možné získať pre FDDI v závislosti na trafiku, konfiguráciou siete - počet uzlov, vzdialenosti, .... Wainweight (1988) zobrazuje výkonnostné výsledky FDDI pre malé pakety (40 bajtov) a pre veľmi dlhé pakety (4472 bajtov). V modely je použitý TTRT = 4ms. Obidve okruhy su 100Mbit/s a operujú plne v paketovom móde.

Môžeme vydiť, že pre malé pakety maximálne získané náklady sú okolo 58 %. Toto je hlavne spôsobené režiou frejmu a časom stráveným rotáciou tokenu (obr. 6.10a). Pre veľmi dlhé pakety sú veľmi vysoké náklady, obzvlášť pri krátkych okruhoch (6.10b). Opozdenie na okruhu je zväčša väčšie pre dlhé pakety ako pre krátke.

Tiež je možné postrehnúť zobrazení 6.10, že vzdialenosť je veľmi dôležitý parameter, oveľa dôležitejší ako počet staníc.

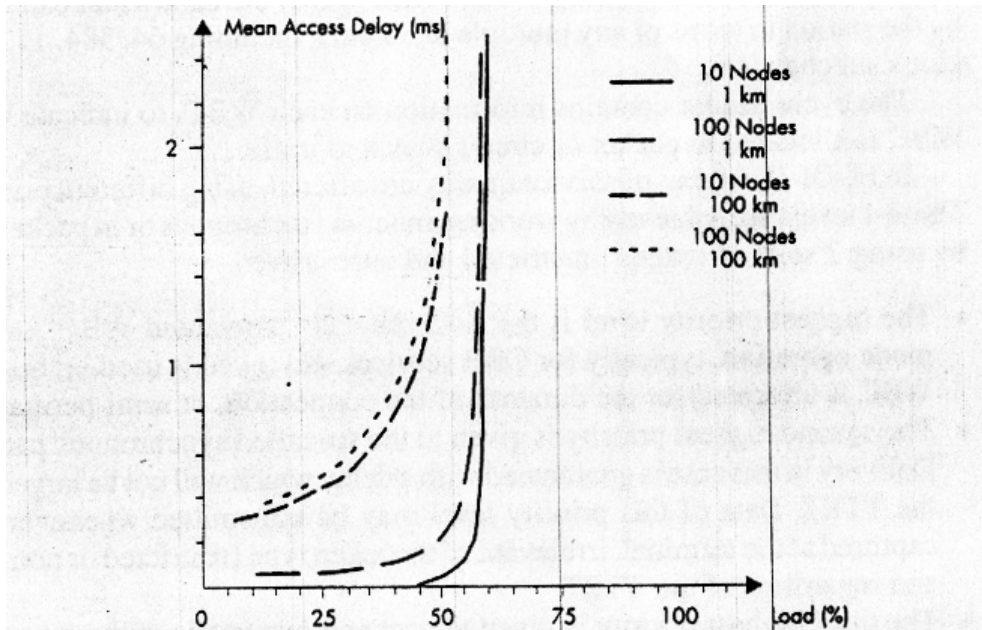


Fig. 6.10a. - FDDI Access Delay for Various Sizes of the Network for Short Packets (40 Bytes)

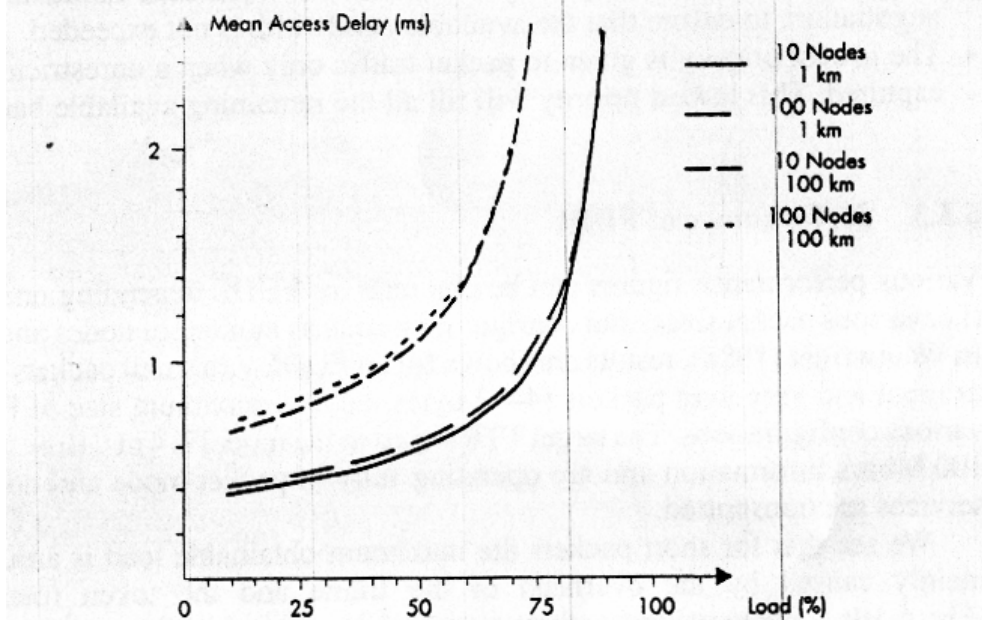


Fig. 6.10b. - FDDI Access Delay for Various Sizes of the Network for Long Packets (4472 Bytes)

## 6.6. DQDB

Niekoľko pracovných verzií DQDB princípov bolo diskutovaných. Boli napr. zvažované rôzne parametre pre dĺžku bunky. Štandard IEEE 802 je definovaný čo najviac smerom k ATM štandardom. Táto kompatibilita bola ľahko dosiahnuteľná, keďže vývoj CCITT na ATM prebiehal zhruba v tom istom case.

Tak ako FDDI-2, DQDB poskytuje obidve izochrónne (circuit switched) a paketové (neizochrónne) služby. Toto je implementované na základe hybrid módu použitím framed transmission structure a nie emuláciou obehov (circuit emulation) ako v ATM riešení.

### 6.6.1 DQDB Topológia

DQDB MAN je zložený z 2 jednosmerných zberníc, ku ktorým pristupujú jednotky (vrcholy). Navyše head-end stanica je poskytovaná. Táto head-end stanica, tiež volaná frame generátor, generuje DQDB frames (segments). Dve jednosmerné zbernice operujú v opacných smeroch, ako vydiť na obr. 6.11. Vrcholy su pripojené k obidvom zberniciam a používajú spojenia pre citanie a pre zápis. Zápis na každej zbernici je robený cez logickú operáciu OR. Táto logická operácia OR garantuje vysokú spoľahlivosť, keďže data neprechádzajú cez vrcholy.

V prípade chyby na zbernici, sa musí spustiť rekonfigurácia procedúra. Rekonfigurácia je možná keď zbernica je nainštalovaná ako kruhová zbernica ako je na obr. 6.12. Keďže je to takto vlastne dvojitý okruh (ring) – topológia, je možné použiť rekonfiguráciu pre ringy.

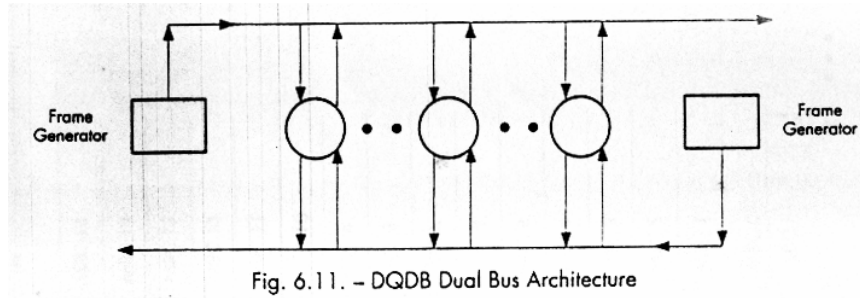


Fig. 6.11. – DQDB Dual Bus Architecture

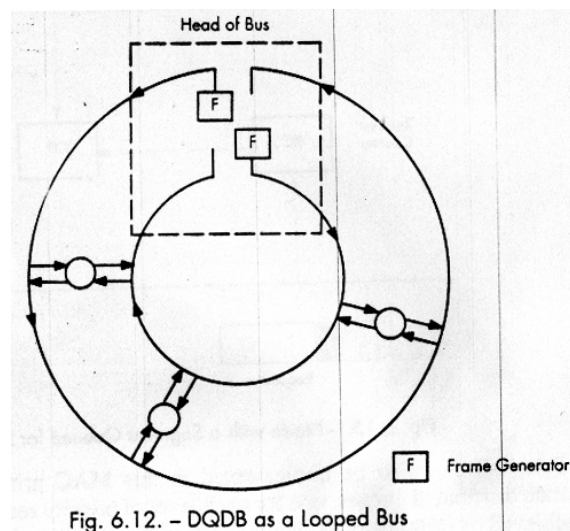


Fig. 6.12. – DQDB as a Looped Bus

## 6.6.2 DQDB protokol

Nestihol som

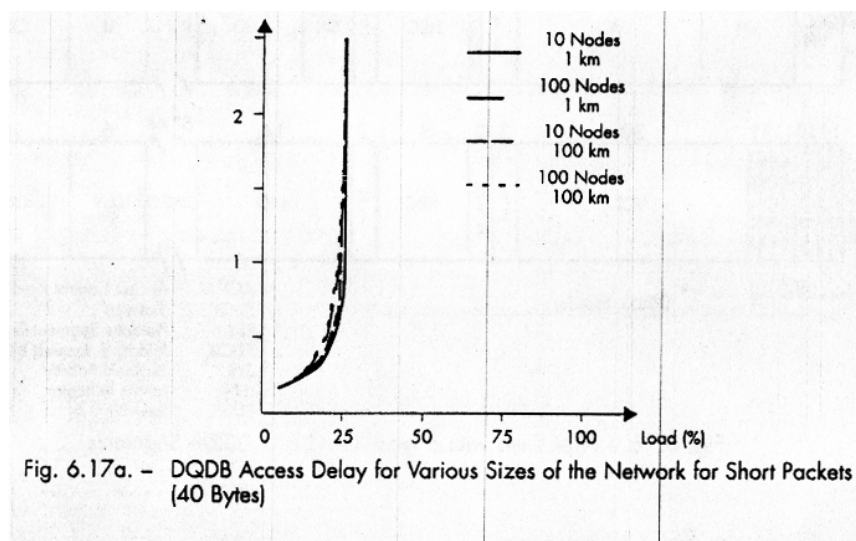
### 6.6.3 Výkon DQDB

Pri diskutovaní výkonu DQDB, 2 dôležité parametre treba zvážiť: priemerné oneskorenie prístupu a krásu(cistotu) systému. Co myslia to krásou som žiaľ nepochopil.

Priemerná doba oneskorenia závisí poprvé od veľkosti paketov, ako je možné vydiť na obr. 6.17a a 6.17b. Na obr. 6.17a je vizualizovaný výkon systému pri krátkych paketoch, na obrázku 6.17b pri dlhých paketoch. Na obr. 6.17a sme získali veľmi zlé výsledky (len 25 % z maximálnych nákladov) spôsobené zlým filling levelom DQDB segmentov. Packet 40 bajtov požaduje 2 segmenty, keďže 44 bajtová veľkosť segmentu nestaci na prenesenie 40 bajtov(+overhead...source, destination address, ...). Zlý výkon 25 % je hlavne dosiahnutý veľkými režijnými nákladmi protokolov z vyšších vrstiev.

Pre veľké pakety je výkon znacne lepší, keďže problém vysokej réžije zanikol s tým, že vela DQDB segmentov môže byt naplno využitých (obr. 6.17b). Hoci najviac získateľný výkon je ohrančený 75 % z maximálnej kapacity linky. Tieto limity sú spôsobené réžiou DQDB.

Najmenšie oneskorenie majú pakety, ktoré sa posielajú z vrcholov co najviac vstrede zbernice. Naopak v priemere najväcsie oneskorenie majú pakety, ktoré sú posielané z kraja zbernice. Toto je možné vydiť na obr. 6.18.



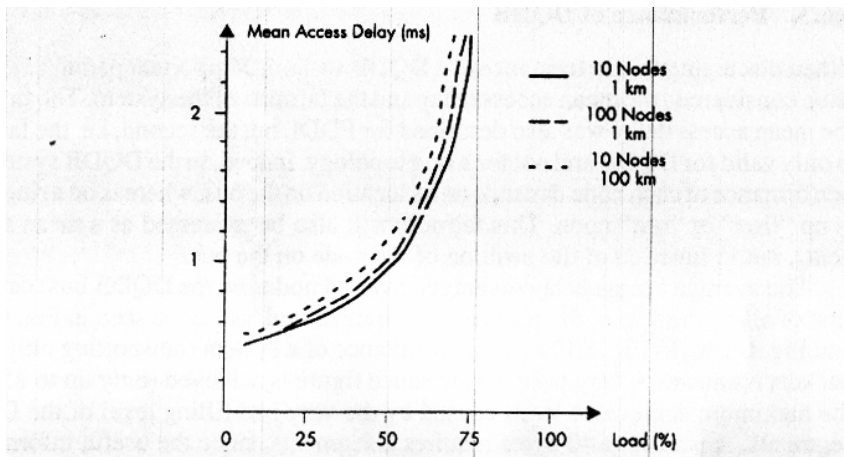


Fig. 6.17b. - DQDB Access Delay for Various Sizes of the Network for Long Packets (4472 Bytes)

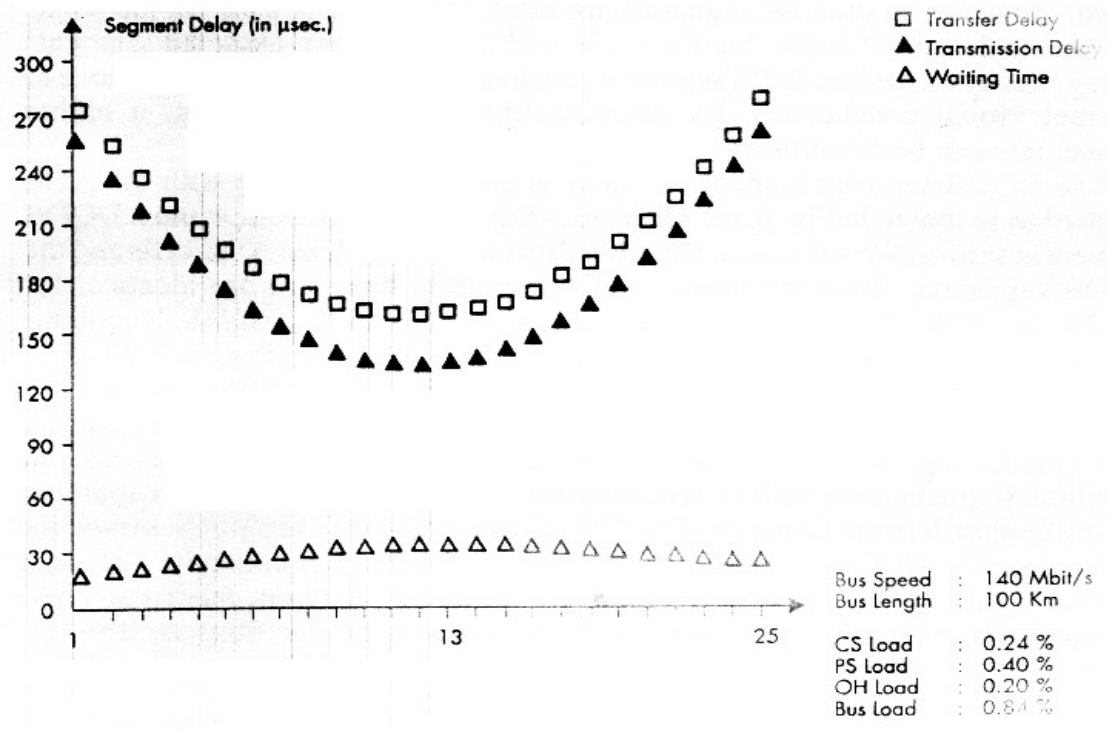


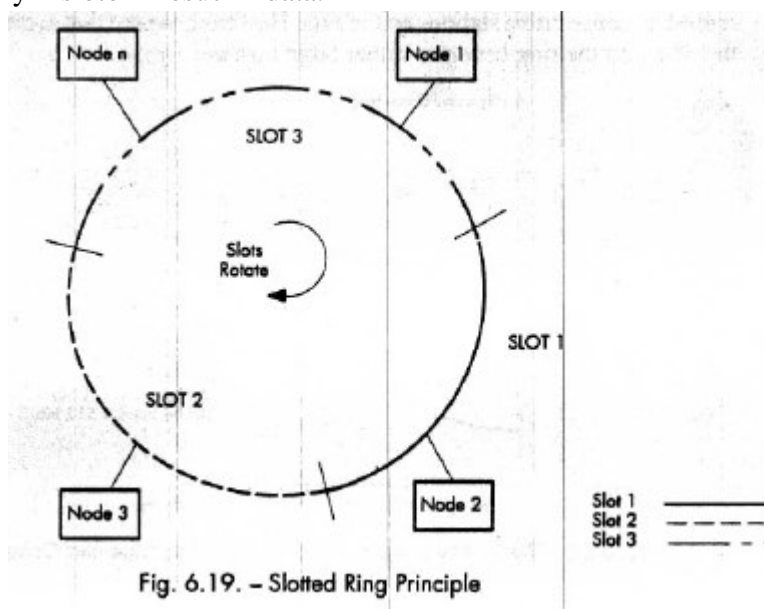
Fig. 6.18. - Fairness in DQDB

## 6.7 ORWELL

### 6.7.1. Popis architektúry Orwell

Iné zaujímavé médium pre MAN je založené na slotted ring. Tento prístup bol pôvodne použitý v Cambridge ringu (Hopper, 1980). Použitie pevných časových slotov dovoľuje jednoduchý synchronizačný mechaizmus (ako v ATM), pričom je dosiahnuteľný vysoký výkon. Táto schéma dovoľuje integrovat asynchronný (paketový) a izochrónny trafik. Základný princíp takéhoto okruhu je na obr. 6.19. Okruh je rozdelený na viac rovnakých dĺžok – slotov. Ak je niektorý slot fyzicky kratší votci ostatným, tak vo vrcholi sa synchronizujú data prechádzajúce cez tento slot s ostatnými slotami. Sloty sú volané tiež minipakety.

Tieto sloty obiehajú okolo kruhu (ring) a sú buď prázdne alebo plné..toto indikuje jediný bit. Vrcholy sú spojené do kruhu a buď posielajú slot ďalej alebo prichádzajúci zachytia a pošlu svoj vlastný. Ak je slot cielený k danému vrcholu, tak tento ho precíta. Zmazať plný slot znamená ho nahradit prázdny slotom a tento poslat ďalej. Keď je slot prázdny nejaký vrchol v sieti ho môže nahradit plným slotom nesúcim data.



Aby bol v práci so slotami poriadok a aby to celé lepšie fungovalo pracuje ring v istých časových cykloch. Tieto cykli sa volajú reset intervals. Každý vrchol na ringu má počítadlo, ktoré určuje koľko slotov môže vrchol použiť počas daného cyklu.

Dve triedy služieb sú definované Orwell: prvá trieda pre izochrónné, na opozdenie citlivé služby, druhá trieda asynchronne, opozdenie tolerujúce služby.

Pocas cyklu, každý vrchol  $i$  môže poslat  $D_i - D_{\min}$  paketov triedy 1,  $D_{\min}$  garantuje minimálnu bandwidth pre služby triedy 2. Každý vrchol môže regulovat priepustnosť cez  $D_i$  počítadlo. Keď vrchol poslat  $D_i$  slotov, tak čaká na ďalší cyklus. Počítadlo  $D_i$  je dekrementované pri každom poslaní slotu. Po nejakom case počítadlá všetkých vrcholov dosiahnú 0.

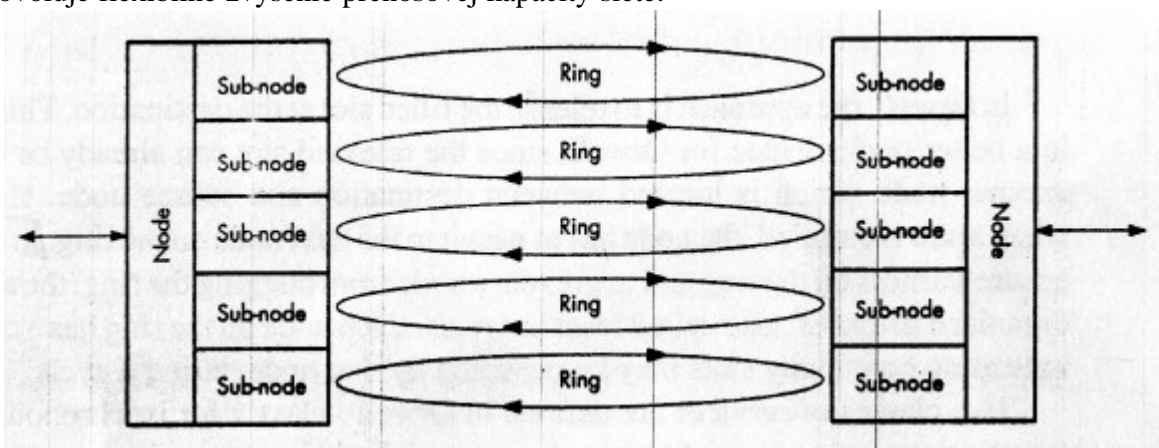
Na resetnutie počítadiel a zacatie nového cyklu sa používa špeciálna procedúra: Akonáhle je nejaký slot vyprázdnený, tak tento slot sa označí ako "trial" slot a je posielaný sám sebe. Trial slot je prázdny slotom a preto ak nejaký vrchol ešte môže niečo poslat tak tento slot vyplní. Len keď všetky vrcholy nemajú čo poslat, tak „trial“ slot sa vráti do vrcholu, ktorý ho poslat. Ak

sa vráti, tak tento vrchol pošle “reset” slot, ktorý prejde celým okruhom a resetuje počítadlá na ich pôvodnú hodnotu.

Rýchlosť akou reset slot je rotovaný na ringu udáva rýchlosť ringu. Keď je táto rýchlosť príliš malá, zdržanie ringu je príliš veľké. Táto informácia môže byť použitá každým vrcholom na to aby sa rozhodol, že či nová požiadavka o službu bude akceptovaná alebo nie. Ak je nová požiadavka o službu akceptovaná, tak nový virtuálny reset rýchlostí môže byť vypocítaný a skontrolovaný s povoleným. Ak reset rýchlosti je stále akceptovaný, nová požiadavka o službu bude akceptovaná a počítadlo  $D_i$  tejto stanice sa zvýši podľa požadovanej služby.

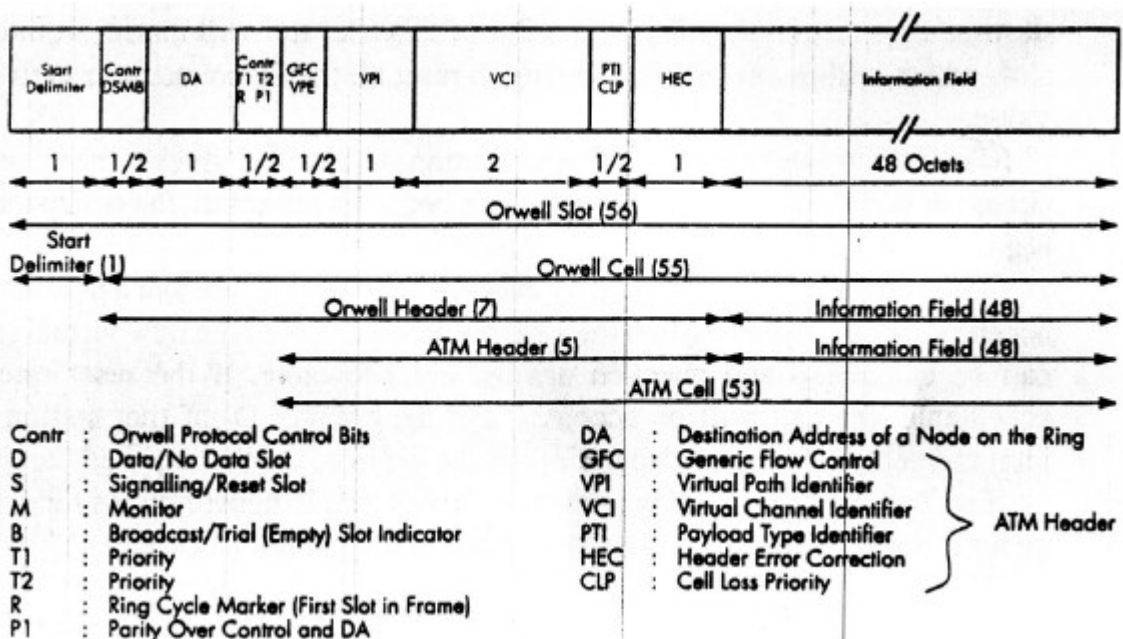
Štyri prioritné levely sú poskytované v Orwell, implementované štyrmi nezávislými frontami v každom vrchole. Toto je tiež odzrkadlené v Orwell slot hlavičke.

Za účelom zvýšenia bandwidth Orwell ringu, je možné použiť paralelne niekoľko ringov. Tieto potom tvoria torus (obr 6.20). Každý ring v toruse je nezávislý od ostatných. Toto riešenie dovoľuje flexibilné zvýšenie prenosovej kapacity siete.



Obr. 6.20 – Orwell Torus Ring Configuration

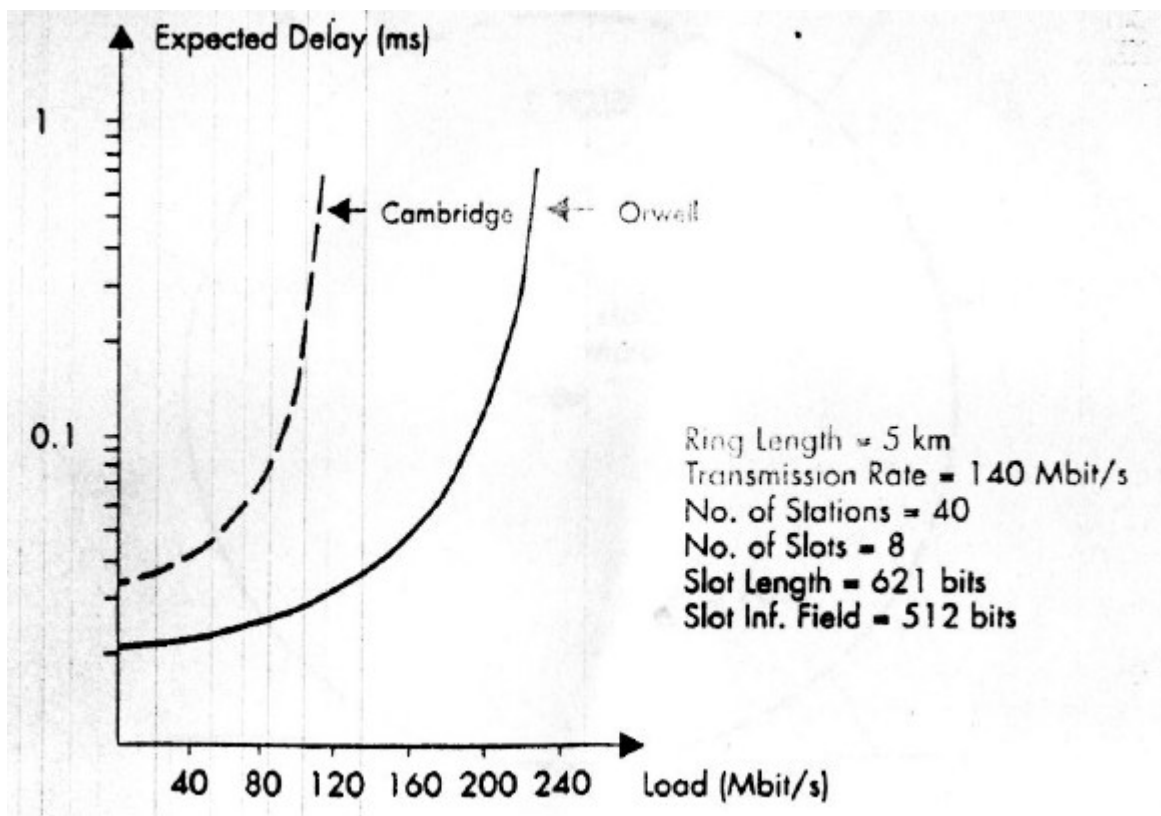
### Štruktúra slotu



Obr. 6.21 – Orwell Slot Layout

## Výkon Orwell

Výkon Orwell ringu je veľmi dobrý, hlavne vďaka princípu mazania slotov v cieľi. Na obr. 6.22 vidíme, že pre sieť s linkami 140 Mbit/s, maximálna užitočná prenosová rýchlosť pre Cambridge je 120 Mbit/s a v Orwell sieti je 240 Mbit/s. Cambridge má polovicnú prenosovú rýchlosť z dôvodu, že používa princíp mazania slotov v zdroji. Dvojnásobnú kapacitu Orwelu si môžeme vysvetliť tak, že slot prenáša data štatisticky polovicu ringu a tent istý slot môže byť použitý počas jedného obehu ringu viacej krát.



Obr. 6.22 – Packet Delay verzus Load pre Cambridge a Orwell Ring