

Diplomityö

# Leimapohjainen monikerrosreititys

*Ilkka Peräläinen:*

## **Leimapohjainen monikerrosreititys**

Työn valvoja:

Professori Raimo Kantola

Tekijä:	Ilkka Peräläinen	
työn nimi:	Leimapohjainen monikerrosreititys	
päivämäärä:	29.5.1998	Sivumäärä: 101
Osasto:	Sähkö- ja tietoliikennetekniikan osasto	
Professuuri:	S-38 Teletekniikka	
Työn valvoja:	Professori Raimo Kantola	
<p>Tässä työssä esitellään aluksi reitityksen ja ATM:n päätoiminnot sekä tähän mennessä luodut tärkeimmät tekniikat, joilla Internetin IP-protokollaa on kuljetettu ATM-verkon yli. Seuraavaksi esitellään ja verrataan toisiinsa eri valmistajien monikerrosreititys- eli IP-kytkentäratkaisuja. Laajimmin käsitellään IETF:n työn alla olevaa MPLS-standardia. Reitityksen ja kytkennän parhaat puolet yhdistävillä tekniikoilla pyritään tehostamaan Internet-reititystä, jolla on pahoja vaikeuksia selvitä nopeasti kasvavasta liikenteestä. Uudet ratkaisut tuovat Internetiin myös uusien multimedialähetysten vaatiman palvelunlaadun, paremmat liikenteenhallintamahdollisuudet ja yksinkertaistetun välityksen seurauksena mahdollisuuden välittää liikennettä toimintavarmemmilla ja edullisemmilla laitteilla. Työn lopuksi tarkastellaan leimakytkennän laajennettavuutta ja kehitetään tähän tarkoitukseen karkea laskukaava.</p>		
Avainsanat: ATM, internet, IP-kytkentä, MPLS, reititys		

HELSINKI UNIVERSITY OF TECHNOLOGY  
ABSTRACT OF THE MASTER'S THESIS

Author:	Ilkka Peräläinen	
Name of the thesis:	Labelbased multilayer routing	
Date:	29.5.1998	Number of pages: 101
Faculty:	Electrical and communications engineering	
Professorship:	S-38 Telecommunications technology	
Supervisor:	Professor Raimo Kantola	
<p>The principal functionalities of routing, ATM and IP over ATM-techniques are presented in this work. New multilayer routing solutions - with focus on label based ones and especially the MPLS standardisation work - are reviewed and compared. These techniques aim at making the Internet forwarding much simpler and faster by combining the best features of routing and switching. Thus they will help in reducing the huge workload of today's Internet routers. The multilayer routing solutions also bring forth improved traffic management capabilities and Quality of Service, without which the new multimedia streams cannot be carried in the Internet. Simplified forwarding means also more robust functionality and cheaper equipment. Last scaling is studied and a rough model developed.</p>		
Keywords:	ATM, internet, IP-switching, MPLS, routing, Tag switching	

## **Alkulause**

Tämä diplomityö on tehty Teknillisen Korkeakoulun Teletekniikan laboratorion IPANA-projektissa (IP over ATM networking architectures), sen IP-kytkentää tutkivassa osaprojektissa. Tutkimuksessa esittelen ja vertailen parin viime vuoden aikana kehitettyjä Internet-reitityksen ja kytkennän parhaat puolet yhdistäviä tekniikoita keskittyen erityisesti leiman käyttöön perustuviin ratkaisuihin. On ollut mielenkiintoista seurata valmistuvaa MPLS-standardia seuraamalla sen sähköposti-keskusteluryhmässä asiantuntijoiden käymää vilkasta mielipiteenvaihtoa. Valmiiden tekniikoiden tutkijat jäävät tässä suhteessa mielestäni jostain paitsi. Teletekniikan viime vuosien voimakas kehitys tekee alasta jo sinänsä tällä hetkellä hyvin kiinnostavan.

Kiitän työn valvojaa professori Raimo Kantolaa mahdollisuudesta tehdä diplomityö hyvin kiinnostavasta aiheesta. Hänen tukensa ja projektin vapaa keskusteluilmapiiri ovat luoneet hyvät puitteet työlle. Kiitän myös IPANA:n kolleegoitani DI Veikko Braxia ja DI Mika Ilvesmäkeä, joiden kanssa olen voinut keskustella hyvässä hengessä tutkimusaiheesta. Laboratorion muut asiantuntijat ovat tarvittaessa auliisti vastanneet kysymyksiini. DI 'Markus-setä' Peuhkurin pinnaa olen venyttänyt usein tietoteknisillä kysymyksilläni. Ei katkennut, kiitos.

Laboratoriossa vallitseva hyvä henki ja suvaitseva ilmapiiri ovat osaltaan edesauttaneet tutkimuksen valmistumista.

Lopuksi kiitos kotihengettärelleni Ilonalle, joka on oikolukenu työni. Hän on 'DI-työ'-leskeytensä aikana järjestänyt toimivan huollon, jota ilman ei yhtään taistelua ole voitettu. Ei olisi tätäkään.

Espoossa 29.5.1998

Ilkka Peräläinen

## Sisällysluettelo

ALKULAUSE.....	I
SISÄLLYSLUETTELO .....	II
KUVALUETTELO .....	VII
SYMBOLI- JA LYHENNELUETTELO .....	VIII
1. JOHDANTO .....	1
2. REITITYS .....	3
2.1 YLEISTÄ .....	3
2.1.1 Toiminta .....	3
2.1.2 Aluejako .....	3
2.1.3 Reitittimien ominaisuuksia/vaatimuksia .....	4
2.2 SISÄINEN REITITYS .....	5
2.2.1 Etäisyysvektoriprotokolla RIP .....	5
2.2.2 Linkintilaprotokolla OSPF.....	6
2.2.3 Linkintilaprotokollan paremmuus.....	7
2.2.4 OSPF:n rakenne.....	8
2.2.5 IGRP.....	10
2.2.6 EIGRP ja etäisyysvektorikoulukunta .....	10
2.2.7 Sisäisen reititinprotokollan valinta.....	11
2.3 ULKOINEN REITITYS, BGP .....	12
2.3.1 Polkuvektorit .....	12
2.3.2 BGP ja TCP .....	13
2.3.3 BGP ja reitityspolitiikka .....	14
2.4 CIDR JA REITITYSTAULURÄJÄHDYS .....	14
2.4.1 Reititystaulujen yhdistäminen .....	14
2.4.2 CIDR ja reititysprotokollat .....	15
2.5 REITITYSPOLITIikka.....	15
2.5.1 IDPR-lähestymistapa .....	15
2.6 PALVELUN LAATU JA VÄLITYS.....	15

## Sisällysluettelo

3. ATM.....	17
3.1 YLEISTÄ .....	17
3.2 ATM-SOLU .....	17
3.3 ATM-YHTEYDET.....	18
3.4 ATM-VIITEMALLI.....	20
3.5 YHTEENVETO .....	21
4. IP:N JA ATM:N YHDISTÄMISTEKNIIKOITA.....	22
4.1 YLEISTÄ .....	22
4.2 IP ATM:N YLI.....	23
4.2.1 Kotelointi.....	23
4.2.2 Osoitteen muunnos.....	24
4.3 NHRP - SEURAAVAN ETAPIN SELVITYS .....	25
4.4 IPSILONIN VUOKYTKENTÄ.....	27
4.5 MONIPROTOKOLLA ATM:N YLI, MPOA .....	29
4.5.1 MPOA:n komponentit .....	30
4.5.2 MPOA:n soveltuvuusalue.....	31
5. LEIMAPOHJAISET TEKNIIKAT .....	33
5.1 YLEISTÄ .....	33
5.1.1 Eri liikennetyyppien leiman käyttö .....	34
5.2 CISCON LIPPUKYTKENTÄ .....	35
5.2.1 Komponentit.....	35
5.2.2 Välityskomponentti.....	37
5.2.3 Kohdereititys ja lipun varaus.....	37
5.2.4 Hierarkia.....	39
5.2.5 Palvelun laatu .....	39
5.2.6 Käyttökelpoisuus.....	40
5.3 IBM:N REITTIPOHJAINEN IP-YHDISTELMÄKYTKENTÄ ARIS .....	40
5.3.1 Polkujen määrän rajoittaminen.....	42
5.3.2 Renkaiden estäminen .....	43
5.3.3 Tietokannat .....	44
5.3.4 Ulostulotunnisteet ja ISR:t.....	44
5.3.5 Monireititys.....	45
5.3.6 Virtuaaliväylälaajennus.....	46

## Sisällysluettelo

5.4 CASCADEN IP-LUOTSI .....	46
5.4.1 Reititys.....	46
5.4.2 Kytkeäntä .....	47
5.4.3 Liikenteen hallinta .....	49
5.4.4 Palvelun laatu .....	50
5.5 LIPPUKYTKENNÄN, ARIS:IN JA IP-LUOTSIN VERTAILU.....	50
5.6 TOPOLOGIA- JA VUOPOHJAISTEN MENETELMIEN VERTAILU .....	52
5.6.1 Virtuaalikanavien riittävyys.....	52
5.6.2 Topologia- ja vuopohjaiset leirit .....	53
6. IETF:N MONIPROTOKOLLALEIMAKYTKENTÄ MPLS.....	55
6.1 YLEISTÄ .....	55
6.2 MPLS:N KOMPONENTIT .....	55
6.3 LEIMAN ANTO JA KÄYTTÖ.....	56
6.3.1 Leima.....	56
6.3.1.1 Kiilaleima .....	57
6.3.1.2 ATM LSR:nä .....	57
6.3.2 Leimanjako.....	58
6.3.2.1 Leimanhallinta.....	58
6.3.2.2 Leimanvälitys.....	59
6.3.2.3 Muiden protokollien käyttö.....	60
6.3.2.4 Hyväksyttävät leiman arvot .....	60
6.3.3 Leimapino.....	61
6.3.3.1 Paketin pilkkominen .....	62
6.3.3.2 Leimapakettien välitys PPP-linkkien yli.....	62
6.3.4 Leiman käyttö.....	63
6.4 VOIDEN YHDISTÄMINEN .....	63
6.4.1 VP- ja VC-pohjainen yhdistäminen .....	63
6.4.2 Puskuroinnin tarve eri tietovirroilla.....	64
6.4.3 Leimojen antotapoja .....	65
6.4.3.1 Ei minkäänlaista tietovirtojen yhdistelyä.....	66
6.4.3.2 Yhdistävä ulostulosolmu.....	66
6.4.3.3 Sisäsolmu yhdistää, ulostulosolmu ei yhdistä .....	67
6.4.3.4 Sisäsolmu ja ulostulosolmu yhdistävät.....	67
6.4.4 Voiden yhdistämistapoja.....	67
6.5 OMINAISUUKSIA.....	69



## Sisällysluettelo

6.5.1	Palvelun laatu ja PASTE .....	69
6.5.1.1	'Yhdysjohdot' .....	70
6.5.1.2	RSVP .....	71
6.5.1.3	PASTE:n merkitys ISP:ille.....	71
6.5.2	Kytkinten suorituskykytarkastelu.....	72
6.5.2.1	VC-koontikelpoisen MPLS-ATM-kytkimen rakenne.....	72
6.5.2.2	VC-koonnin vaikutus kytkimen suorituskykyyn .....	73
6.5.3	Reittien muutosten vaikutus .....	74
6.5.3.1	Vaikuttavat tekijät.....	75
6.5.3.2	Muutosparametrit .....	75
6.5.3.3	Simuloinnin tulokset .....	77
6.6	ENNALTAMÄÄRÄTTY REITITYS .....	77
6.6.1	Päästä-päähän reitin perustaminen.....	78
6.6.2	Vikatilanteet .....	78
6.6.3	Liikenteen hallinta .....	79
6.7	SOVITTAMINEN ERI SIIRTOMUOTOIHIN .....	80
6.7.1	MPLS ATM:n päällä .....	80
6.7.1.1	VPI/VCI-arvojen käyttö .....	81
6.7.1.2	Leiman varaus ja ylläpito .....	81
6.7.1.3	Kotelointi .....	85
6.7.2	Laajennettavuus ATM:n päällä.....	85
6.7.2.1	Osaverkon koko .....	86
6.7.2.2	Leimapolkujen luonti pyynnöstä.....	87
6.7.2.3	Virtuaalileima-avaruus.....	87
6.7.3	MPLS Frame Relayn yli.....	88
6.7.3.1	Leimakotelointi .....	88
6.7.3.2	Leimakytkentä.....	89
6.7.3.3	Silmukoiden torjunta.....	89
6.8	MPLS:N ARVIOINTI.....	90
6.8.1	Leimatiedon välitys .....	90
6.8.2	Kaikenkattavuus .....	90
6.8.3	Välityksen nopeutus .....	92
6.8.4	Laajennettavuus .....	92
6.8.5	Ennalta määrätyt reitit.....	92
6.8.6	Topologian vakaus .....	93
6.8.7	Palvelun laatu .....	93

## Sisällysluettelo

6.8.8 Muita näkökohtia .....	94
7. SIMULOINTI.....	95
7.1 TAVALLISISTA ATM-LSR:ISTÄ KOOSTUVAN VERKON LAAJENNETTAVUUS.....	95
7.2 VC-KOONTIKELPOISEN ATM-LSR-VERKON LAAJENNETTAVUUS.....	95
7.3 LAAJENNETTAVUUS .....	96
7.3.1 Säännöllinen perustapaus.....	97
7.3.2 Yleistys .....	98
7.3.3 Esimerkki.....	101
7.3.4 Yhteenveto.....	102
YHTEENVETO .....	103
LÄHDELUETTELO .....	104
LIITE: VALMISTAJAKOHTAISTEN TEKNIIKOIDEN VERTAILU.....	106

## **Kuvaluettelo**

Kuva 2.1 Nopean reitittimen rakenne .....	5	
Kuva 2.2 OSPF-reititysaluerakenne .....	9	
Kuva 3.1 ATM UNI-solu	ATM NNI-solu .....	18
Kuva 3.2 Virtuaaliväylät luovat loogisia ryhmiä virtuaalikanavista .....	19	
Kuva 3.3 ATM-viitemalli .....	20	
Kuva 4.1 Reititys klassisessa IP-verkossa.....	24	
Kuva 4.2 Reititys NHRP-verkossa.....	25	
Kuva 4.3 Ipsilon-järjestelmän toiminta reitittimenä .....	28	
Kuva 4.4 Soft-state reititys ja vuonohjaus .....	28	
Kuva 4.5 IP-kytkentä Ipsilon-järjestelmässä.....	29	
Kuva 4.6 MPOA-palvelimen rakenne.....	31	
Kuva 5.1 Monikerrosreititystyytit .....	34	
Kuva 5.2 Ciscon lippukytken osat.....	36	
Kuva 5.3 ARIS luo kytketyt polut ulostulosta käsin.....	42	
Kuva 5.4 IP-luotsin MPT-puu.....	49	
Kuva 6.1 Leimakoodi.....	57	
Kuva 6.2 MPLS-verkkoesimerkki .....	65	
Kuva 6.3 Koonti-, välittävä- ja ulostulo-LSR .....	68	
Kuva 6.4 MID yksilöi koonti-LSR:t .....	69	
Kuva 6.5 Pakettitason säilytä ja välitä VC-koontikelpoinen MPLS-ATM-kytkin ...	73	
Kuva 6.6 Leimasidospyynnöt ATM-verkossa.....	83	
Kuva 6.7 Q.922:n mukaisen 10-bittisen DLCI:n koodaus .....	88	
Kuva 6.8 Q.922:n mukaisen 23-bittisen DLCI:n koodaus .....	89	
Kuva 6.9 Yhtenäisen Frame relay-segmentin elinaikalaskurin vähennys.....	89	
Kuva 6.10 Leimakytken käsitelmä .....	92	
Kuva 7.1 Ympyräverkon keskussolmun läpäisevät LSP:t .....	97	
Kuva 7.2 Sisäsolmujen harvennus lisää LSP:itä o:n kautta .....	99	
Kuva 7.3 Sisä- ja reunasolmutarkastelu ruudukon ja ympyrän avulla .....	99	

## **Symboli- ja lyhenneluettelo**

AAL	ATM adaptation layer, ATM-sovituskkerros
ABR	Available bit rate, ATM:n vapaata kapasiteettia hyödyntävä liikenne- luokka pientä solunmenetystodennäköisyyttä edellyttäville yhteyksille
ARIS	Aggregate Route-based IP Switching, IBM:n monikerrosreititystekniikka
ARP	Address resolution protocol, IP-osoitteen muuttaminen verkko-osoitteeksi
AS	Autonomous system, Internetin hallinnollisesti yhtenäinen osa-alue
ATM	Asynchronous transfer mode, Asynkrooninen toimintamuoto
AUP	Acceptable use policy, sallitun käytön politiikka Internetin osa-alueilla
BGP	Border gateway protocol, IP:n alueiden välinen reititysprotokolla
B-ISDN	Broadband Integrated Services Digital Network, laajakaistainen digi- taalin monipalveluverkko
CAC	Connection admission control, ATM:n kutsujen hyväksymismenettely
CBR	Constant bit rate, ATM:n vakionopeuksinen liikenneluokka
CIDR	Classless inter domain routing, IP:n alueiden välinen uusin reititys- protokolla
CLP	Cell loss priority, vähemmän tärkeiden solujen uhraus eston uhatessa
CPU	Central processing unit, reitittimen/tietokoneen keskusyksikkö
CoS	Class of service, leimakytkennän palveluluokka
CSR	Cell switch router, Toshibaan vuo- ja topologiapohjainen solukytkinreititin
DLCI	Data link connection identifier, Frame relayn siirtoyhteystunniste
DNS	Domain name service, Internetin alueosoitteiden tietokanta
DUAL	Diffusing update algorithm, äkillisten reitityssilmukoiden poistomenettely
DVMRP	Distance vector multicast routing protocol, Internetin paljolti RIP:iin perustuva yhdyskäytävien monilähetysprotokolla
EGP	Exterior gateway protocol, IP:n vanhin alueiden välinen reititysprotokolla
EIGRP	Extended Internet gateway routing protocol, Ciscon laajennettu ulkoinen reititysprotokolla
etappi	Verkon solmu, joka tekee OSI-mallin verkkokerroksen reitityspäätöksiä
EV	Etäisyysvektori
FANP	Flow attribute notification protocol, Toshibaan CSR:n protokolla

## *Symboli- ja lyhenneluettelo*

FEC	Forwarding equivalence class, MPLS:n välitystilanteessa yhtenäisesti käsiteltävien voiden luokka
FIB	Forwarding information base, reitittimen välitystietokanta
Frame relay	Kehyksien välittämiseen perustuva siirtotekniikka
GFC	Generic flow control, ATM:n soluotsakkeen vuonohjauskenttä
GSMP	General switch management protocol, Ipsilonin IP-kytkinten ATM:n ohjausohjelmia korvaava hallintaprotokolla
HEC	Header error control, ATM:n soluotsakkeen virheentarkistusenttä
IAB	Internet activity board, Internetin kehitystyön valvontaryhmä
ICMP	Internet control message protocol, IP:n ohjausviestejä välittävä protokolla
I-D	Internet draft, IETF:n alustava standardiehdotus
IDPR	Inter domain policy routing, Internetin alueiden välinen valintareititys-protokolla
IDRP	Inter domain routing protocol, OSI:n alueiden välinen reititysprotokolla
IEEE	Institute of electrical and electronics engineers
IETF	Internet engineering task force, Internetin standardisointityöryhmä
IFMP	Ipsilon flow management protocol, Ipsilonin vuonhallintaprotokolla
IGMP	Internet group membership protocol, Internetin ryhmäjäsennyden selvitys-protokolla
IGRP	Internet gateway routing protocol, Ciscon sisäinen reititysprotokolla
IP	Internet protocol, Internetin verkkokerrosprotokolla
IPv4	IP:n nykyisin käytössä oleva versio
IPv6	IP:n kehitteillä oleva 128-bitin osoitteeseen perustuva versio
IS-IS	Intra-domain intermediate system to intermediate system routing protocol, OSI:n sisäinen reititysprotokolla
ISR	Integrated switch router, ARIS:in IP-reititin, jossa on ATM:n VC-tuki
ITU-T	International Telecommunications Union, Telecommunications branch
L2	OSI-mallin kakkos- eli siirtoyhteysskerros
L3	OSI-mallin kolmos- eli verkkokerros
Label	Leima, sen perusteella MPLS välittää paketit/solut
LANE	LAN emulation, ATM Forumin lähiverkkoemulointi ATM:n yli
LCP	Link control protocol, PPP:n linkinhallintaprotokolla
LDP	Label distribution protocol, MPLS:n leimatiedon välitysprotokolla

## *Symboli- ja lyhenneluettelo*

LLC	Logical link control, OSI-mallin siirtoyhteyskerroksen ylempi osakerros
LSR	Label switching router, MPLS:n leimakytkinreititin
MBONE	Multicast backbone, IP:n kokeellinen monilähetysprotokolla
MOSPF	Multicast OSPF, OSPF:n monilähetysversio
MPLS	Multiprotocol label switching, reitityksen ja leimoihin perustuvan kytkennän yhdistävä uusi kehitteillä oleva IETF:n standardi
MPLSCP	MPLS Control protocol, PPP:n yhteydessä käytettävä hallintaprotokolla
MPC	MPOA client, MPOA-protokollan asiakas
MPOA	Multiprotocol over ATM, virtuaalilähiverkkojen yhdistämisprotokolla
MPS	MPOA server, MPOA-protokollan palvelin
MPT	Multipoint-to-point tree, Cascaden IP Navigatorin monesta-yhteen puu
MTU	Maximum transmission unit, laitteen/verkon suurin sallittu paketin pituus
NBMA	Non-broadcast multi-access, NHRP:hen liittyvä ei-yleisvälitysverkko
NCP	Network control protocol, PPP:n verkon hallintaprotokolla
NHC	Next hop client, NHRP-protokollan asiakas
NHRP	Next hop resolution protocol, seuraavan etapin selvitysprotokolla
NHS	Next hop server, NHRP-protokollan palvelin
NNI	ATM:n Network-Network interface, ATM:n verkkojen välinen rajapinta
OAM	Operation administration and maintenance, ATM:n hallintatoiminto
OSPF	Open shortest path first, TCP/IP:n alueen sisäisen lyhimmän/parhaan reitin valitseva reititysprotokolla
PIM	Protocol independent multicast, protokollasta riippumaton monilähetys
PNNI	Private network-to-network interface, ATM-verkon kytkinten välinen reititysprotokolla
PPP	Point-to-point protocol, Internetin pisteestä pisteeseen yhteysprotokolla
PVC	Permanent virtual circuit, ATM:n pysyvä virtuaalikanava
PVP	Permanent virtual path, ATM:n pysyvä virtuaaliväylä
QoS	Quality of service, televerkon palvelutaso
RFC	Request for comments, IETF:n numeroitu pysyvä standardiehdotus
RIB	Routing information base, reititystietokanta
RIP	Routing information protocol, Internetin yksinkertainen reititysprotokolla
RSVP	Resource reservation protocol, Internetin yhteydetön resurssien varausprotokolla

## *Symboli- ja lyhenneluettelo*

SAR	Segmentation and reassembly, ATM:n sovitussosan paketin paloittelukerros
SNAP	Subnetwork attachment point, aliverkon liittymispiste
SNMP	Simple network management protocol, yksinkertainen verkonhallintaprotokolla
SPF	Shortest path first, Dijkstran lyhimmän polun löytävä reititys algoritmi
SVC	Switched virtual circuit, ATM:n kytkentäinen virtuaalikanava
SVP	Switched virtual path, ATM:n kytkentäinen virtuaaliväylä
Tag	Lippu Ciscon lippukytkenässä, sen perusteella paketit pikakytketään
TCP	Transmission control protocol, Internetin luotettava yhteydellinen siirto-protokolla
TDP	Tag distribution protocol, Ciscon lipputiedon välitysprotokolla
TERENA	Trans-European research and education networking association, Eurooppalainen tutkimus- ja opetusverkkojärjestö
TFIB	Tag forwarding information base, lippukytkenän välitystietokanta
TOS	Type of service, IP-otsakkeen palvelutyypitieto, reitinvalintaperuste
TSR	Tag switching router, Ciscon lippukytkenreitin
TTL	Time-to-live, IP:n datapakettien elinkaarilaskuri
TULIP	TCP and UDP over Lightweight IP, vain vähän verkkokerrosta käyttävä kuljetustekniikka
TUNIP	TCP and UDP over Nonexistent IP, suoraan siirtoyhteyserroksen päällä sijaitseva kuljetuskerros
UBR	Unspecified bit rate, ATM:n vapaan siirtokapasiteetin luokka
UDP	User datagram protocol, Internetin yksinkertainen siirto-protokolla
UNI	ATM:n User-Network interface, käyttäjän ja ATM-verkon rajapinta
VC	Virtual connection, ATM:n virtuaalikanava
VCI	Virtual connection identifier, ATM-solun otsikkokentän virtuaalikanava-tunniste
VCIB	Virtual channel information base, ARIS-reitittimien ulos- ja sisäänmeno VC:t toisiinsa liittävä tietokanta
VNR	Virtual network router, LANE:n virtuaalireitin
VP	Virtual path, ATM:n virtuaaliväylä
VPI	Virtual path identifier, ATM solun otsikkokentän virtuaaliväylän tunniste

## **1. Johdanto**

Internetin kaikki ennusteet ylittänyt nopea kasvu on asettanut IP-reitityksen kovien haasteiden eteen. Yhdysvaltalaiset teleoperaattorit ovat äskettäin raportoineet Internet-liikenteen kaksinkertaistuvan kolmessa kuukaudessa. Jotkut asiantuntijat epäilevät, ettei Internetiä kohta pystytä pitämään yhtenäisenä vaan, että se on jaettava osiin.

Tällaisessa tilanteessa kaikki keinot Internetin tiedonvälityksen nopeuttamiseksi ovat erittäin tarpeellisia. Huippunopeat Gigabit-reitittimet, monikerrosreititys ja optisesta kuidusta tehdyt linkit eivät ole toisensa poissulkevia vaihtoehtoja.

Nopeasti kasvava Internet-liikenne on ylittämässä perinteisen ja toimintavarman pakettikohtaisen välityksen suorituskyvyn. Reitittimistä on tullut Internetin pullonkaula. Valmistajat ja standardointijärjestöt, IETF etunenässä ovat alkaneet kehittää reitityksen ja uuden nopean kytkentätekniiikan yhteistoimintaa kasvavaa liikennekuormaa helpottamaan. Tässä työssä esitellään tunnetuimmat monikerrosreititys- eli IP-kytkentäteknikat ja keskitytään leimapohjaisiin ratkaisuihin ja niistä erityisesti parhaillaan kehitettävään MPLS:ään, joka mahdollisimman kaiken kattavana tulee sisältämään myös vuopohjaisen tekniikan.

Uudet tekniikat tuovat mukanaan myös kauan kaivatut palvelulaatuluokat, jotka ovat välttämättömiä Internetin uusien sovellusten kuten videon ja puheen kannalta.

Yleisimmät reititysprotokollat esitellään toisessa luvussa. Onhan kehitys lähtenyt liikkeelle reitityksestä ja monikerrosreititys toimii kiinteässä yhteistoiminnassa reititysprotokollien kanssa. Reitityksen tarkastelussa painotetaan toiminnallista puolta ja aluejakoa.

Vaikka monikerrosreititustekniikat ovatkin parhaimmillaan hyvin protokollariippumattomia - esimerkiksi MPLS ja lippukytkentä eivät edellytä ATM:ää siirtoyhteyskerrokselle - ATM pysynee yleisenä siirtotekniikkana varsinkin runkoverkoissa. Tämän johdosta ATM-tekniikan perusteet esitellään kolmannessa luvussa.

Neljännessä luvussa käydään läpi IP:n ja ATM:n yhdistämistekniikoita.

Viides luku esittelee ja vertailee eri valmistajien leimapohjaisia monikerrosreititustekniikoita, jotka ovat toimineet herätteenä standardointityön aloittamiselle.



Kuudes luku on tutkimuksen keskeisin. Siinä esitellään ja arvioidaan laajasti IETF:n tekeillä olevaa leimapohjaista moniprotokollaleimakytkentästandardi MPLS:ää, jonka suositusten mukaisiksi valmistajat todennäköisesti muokkaavat tekniikkansa.

Seitsemännessä luvussa tarkastellaan lopuksi laajennettavuutta ja kehitetään malli, jolla laajennettavuudelle saadaan karkea arvio.

Lopussa liitteenä olevaan taulukkoon on koottu tässä työssä esitettyjen valmistaja-kohtaisten tekniikoiden vertailutiedot.

## **2. Reititys**

Tämän päivän Internet koostuu erittäin suuresta määrästä mitä heterogeenisimpia osaverkkoja. Edullisin yhteys kahden eri verkon välille voidaan solmia joko reitittämällä tai kytkemällä. Yhteydettömien verkkojen pakettien päästä päähän välitys perustuu reititykseen. Yhteydellisten pakettiverkkojen kohdalla puhutaan kytkemisestä.

### **2.1 Yleistä**

#### **2.1.1 Toiminta**

Reittien muodostamista ja niiden päivittämistä reititystietokantaan RIB kutsutaan reititykseksi (routing). Tämä toiminta käsitellään tarkemmin reititysprotokollien esittelyn yhteydessä.

IP-paketin välittäminen (forwarding) tarkoittaa halutun reitin seuraavan etapin eli reitittimen tai kohdeisäntäkoneen (host) osoitteen ja sopivan liitännän (interface) valitsemista. Etappi valitaan reititystietokannan pohjalta muodostetun välitystietokannan FIB avulla, joka ilmoittaa siis tiettyä IP-osoitetta vastaavan seuraavan etapin. Välitys käsittää seuraavat toiminnot:

- IP-paketin otsikon oikeellisuuden tarkistaminen
- 32-bittistä pitkän kohdeosoitteen haku reititystaulusta seuraavan etapin löytämiseksi
- tarvittaessa IP-paketin jako pienemmiksi paketeiksi (viimeisellä reitittimellä paketin kokoaminen)
- aikalaskurin arvon vähentäminen
- IP-otsikon tarkistussumman laskeminen uudelleen
- Linkkiyhteyskerroksen osoitteen selvitys ja paketin kotelointi L2-kehykseen

#### **2.1.2 Aluejako**

Reititysalue koostuu OSI-mallin linkkiyhteyskerroksella toimivien siltojen yhdistämisestä verkkosegmenteistä, joilla on yhteinen IP-verkkoetuliite. Verkkoetuliite käsitellään yksityiskohtaisemmin CIDR:in yhteydessä luvussa 2.4.2. Reitittimiä,

jotka osallistuvat useamman kuin yhden alueen reititykseen, kutsutaan reuna-  
alureitittimiksi. Ne ylläpitävät jokaiselle alueelle erillistä reititystietokantaa.

Autonominen alue, AS on reitittimien yhdistämien reititysalueiden muodostama  
verkkokokonaisuus, jota hallinnoi jokin tietty yksikkö. Vaikka AS:n sisällä voi olla  
käytössä useita sisäisiä reititysprotokollia ja -metriikoitakin, sillä on oltava yhte-  
näinen sisäinen reitityssuunnitelma. AS:n ulkoisia yhteyksiä hoitavien reitittimien  
reititystauluissa on oltava tieto kaikista mahdollisista Internet-verkoista.

Polku on reitti, joka yhdistää Internetin yli lähettäjän vastaanottajaan tai vastaan-  
ottajiin. Polku voi kulkea useankin kauttakulkuverkon läpi tai tarkemmin ilmaistuna  
näitä verkkoja edustavien reitittimien kautta. Polun pituus ilmoitetaan yleensä näiden  
reititinetappien lukumääränä (hop count).

Reititys jaetaan ulkoiseen ja sisäiseen sen mukaan toimitaanko autonomisen alueen  
sisällä vai autonomisten alueiden välillä.

### **2.1.3 Reitittimien ominaisuuksia/vaatimuksia**

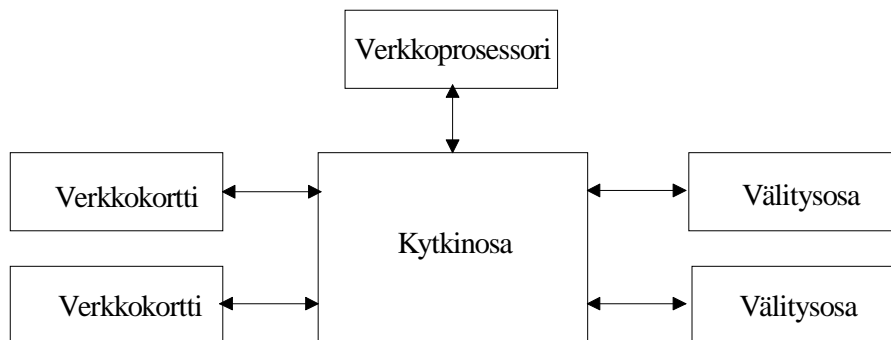
Reititin on pakettikytkentäohjelmistolla varustettu tavallinen tietokone tai nykyään  
yhä useammin suurempien tehokkuusvaatimusten johdosta em. ohjelmistolla varus-  
tettu erityislaite, jolla on ainakin yksi liityntä (interface).

Reitittimet ovat viime aikoina alkaneet tallettaa ulkoisessa reitityksessään tilainfor-  
maatiota yhteyksistään. Resurssien varaus ja vuopohjainen välitys tulevat hyötymään  
tästä. Lisäksi täällä tavoin voidaan rajoittaa tarpeettomien reititysilmoitusten  
käsittelyä.

Merkittävä osuus Internetin runkoverkon reitittimistä edustaa arkkitehtuuria, jossa  
viimeeksi käytetyt reititysosoitteet löytyvät nopeasta välimuistista. Kun tällainen rei-  
titin löytää välimuististaan saapuvan paketin kohdeosoitetta vastaavat reititystiedot,  
se kytkee paketin 'pikareittiä' ohi keskusmuistin. Monien valmistajien uusimmat  
mallit pystyvät pitämään koko reititystalunsa välityspuolen laitteisto-osassa, jolloin  
toiminta epävakaisissa oloissa on vakaampaa. Kriisitilanteissa välimuistien sisällöt  
saattavat nimittäin uudistua nopeasti. Gigabit-reitittimien teho perustuu puolestaan  
modulaarisuuteen ja rinnakkaisuuteen (Kuva 2.1).

Nopeasti laajenevassa Internetissä reitinlaskenta on yhä raskaampi tehtävä. Tätä  
kuormaa helpottavat suurimmissa runkosolmuissa erityiset reitityspalvelimet, jotka

laskevat reitit valmiiksi palvelimiin liitetyille reitittimille ja vapauttavat reitittimien prosessorit näin muihin tehtäviin. Palvelimet ovat UNIX-tietokoneita.



**Kuva 2.1 Nopean reitittimen rakenne**

Yhdysvalloissa Internetin runkoverkon reunareitittimillä on yhteys noin kolmeen-kymmeneen tai useampaan ulkoiseen reitittimeen ja lukuisiin sisäisiin reitittämiin. Runkoverkon reititystaulut käsittävät keskimäärin 45000 osoite-etuliitettä ja 1500 polkua, jotka yhdistävät 1300 autonomista aluetta. Keskimäärin polut kulkevat noin 16 reitittimen kautta. [Lab97]

## 2.2 Sisäinen reititys

### 2.2.1 Etäisyysvektori-protokolla RIP

Etäisyysvektori-protokollat perustuvat hajautettuun lyhimmän polun algoritmin laskeamiseen. Siinä solmut lähettävät naapureilleen etäisyysvektoreilla tiedon etäisyyksistä kaikkiin naapureihinsa. Etäisyysmetriikkana RIP:llä on etappilaskuri eli 'hop count'. Naapurit lisäävät saamansa vektorikomponentin arvoa yhdellä ja tallettavat reititystauluunsa tiedon lähettäjistä, päivitetystä etäisyydestä ja tiedon välittäneestä linkistä. Solmujen omien reititystaulujen ja etäisyysvektorien tiedon karttuessa laskenta leviää verkossa ja lopulta solmut oppivat verkon topologian.

Jos joku linkeistä pettää, asiantilan huomanneet solmut päivittävät etäisyydeksi reititystauluihinsa luvun, joka on suurempi kuin suurin mahdollinen todellinen etäisyys mihinkään solmuun. Tätä arvoa kutsutaan myös äärettömäksi. Seuraavaksi solmut päivittävät etäisyysvektorinsa vastaavasti ja lähettävät ne naapureilleen, mikä laukaisee verkossa tarvittavat päivityskierrokset.

Verkon reititystaulujen tietoja välittävien pakettien katoamisen varalta edellytetään reitittimien lähettävän säännöllisin väliajoin tietoja toisilleen. Silmukoita voi syntyä, kun kaikilla reitittimillä ei ole samaan aikaan uusinta tietoa verkosta. On tärkeitä, että päivityskierrokset johtavat pian stabiiliin tilanteeseen. Pakettien edestakaisin pallottelu ja silmukan purkamisen hitaus 'äärettömyyteen laskemalla' ovat etäisyysvektori-protokollien huonoja puolia, joita on pyritty korjaamaan erilaisilla tekniikoilla kuten horisontin jaolla ja laukaistuilla päivityksillä. RIP:n etappilaskurimetriikka ei myöskään erota hitaita verkkoja nopeista ja siksi RIP soveltuu huonosti hyvin erilaisista linkeistä koostuviin verkkoihin.

RIP on yksinkertaisin, vanhin ja ehkä levinnein EV-protokollista. Vähän kaistanleveyttä käyttävänä ja helppona toteuttaa se tulee olemaan pitkään käytössä erityisesti pienissä verkoissa.

## **2.2.2 Linkintilaprotokolla OSPF**

Linkintilatekniikka kehitettiin poistamaan EV-protokollien ilmeisiä puutteita. Sen sijaan, että solmut vaihtaisivat tietoja solmujen välisistä etäisyyksistä, niistä jokainen ylläpitää koko verkosta karttaa, jonka ne nopeasti päivittävät topologian muuttuessa. Kartan perusteella solmut pystyvät laskemaan tarkemmat reitit kuin mihin ne EV-protokollia käyttämällä kykenisivät. Laskenta on hajautettua. IETF:n linkintilaprotokolla on OSPF. ISO:n piirissä kehitetty IS-IS on jäänyt käytössä harvinaiseksi.

Koko toiminnan pohjana on hajautettu kartta, josta jokaisella solmulla on kopio talletettuna tietokantaan. Tietokantakartan avulla jokainen solmu voi laskea parhaan reitin muihin solmuihin. Koska solmuilla on sama kuva kartasta, reitit ovat yhtenäisiä, eikä silmukoita voi esiintyä.

Verkkotieto päivitetään nopealla ja luotettavalla tulvaprotokollalla. Jottei vanha tieto peittäisi alleen uutta tietoa, sanomiin on liitetty aikaleima tai juokseva numero.

EV-protokollien lyhimmän reitin laskemiseen käyttämä algoritmi ei ole kovin tehokas. E.W.Dijkstran 'lyhin polku ensin'-algoritmi on tehokkaampi ja siitä OSPF onkin saanut nimensä: 'avaa lyhin polku ensin'.

### 2.2.3 Linkintilaprotokollan paremmuus

Linkintilaprotokolla on etäisyysvektori-protokollaa parempi monessa suhteessa. Tulvaprotokolla päivittää karttakannat paljon nopeammin kuin laukaistut päivitykset, jotka joutuvat joka askeleella odottamaan muutaman sekunnin. Lisäksi EV-protokollien sanomien koko on suhteessa kohteiden määrään, mikä isoissa verkoissa merkitsee isoja viestejä. Tästä seuraa päivityspakettien jakaminen, mikä lisää virhemahdollisuuksia. Tärkein ero on kuitenkin linkintilaprotokollien kyky välttää silmukat.

Nykyisessä Internetissä on hyvin suuria kaistanleveyseroja eri linkkien välillä. EV-protokollilla voi äärettömyyteen laskeminen kestää näissä tapauksissa hyvin kauan. Linkintilaprotokollat voivat sen sijaan hyödyntää useita reitinarviointiominaisuuksia, kuten suurinta kaistanleveyttä, pienintä viivettä, alhaisinta hintaa ja suurinta luotettavuutta.

Kahdesta yhtäpitkästä reitistä RIP valitsee satunnaisesti toisen. Matemaattisesti on osoitettu, että liikenteen jakaminen useammalle väylälle on tehokkaampaa. Viiveen vaihtelu pienenee myös useammalla väylällä, sillä kunkin väylän pakettien saapumisaikojen korrelaatio pienenee. Liikenteen hajauttaminen pehmentää myös koko liikenneprofiilia, sillä katkosten sattua estynyt liikenne jakaantuu varaväylille tasaisemmin, kuin yhden väylän tapauksessa. Haittana on, että pakettien järjestys perillä ei välttämättä säily.

Liikenne on syytä jakaa eri reiteille myös silloin, kun tarjolla olevat reitit ovat pituudeltaan (tai kustannuksiltaan) samaa suuruusluokkaa - eivät siis aivan identtiset. SPF laskee reittejä suurissa verkoissa paljon tehokkaammin kuin EV-protokollat.

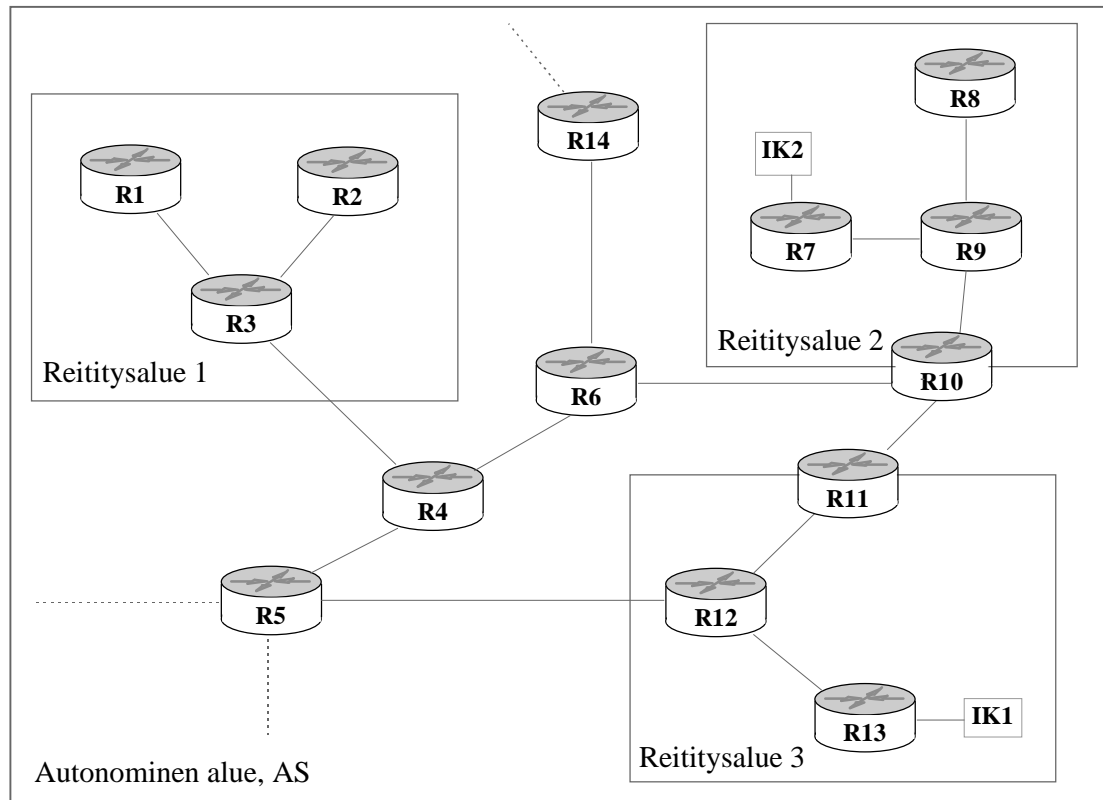
Kuitenkin RIP:iin verrattuna OSPF on monimutkainen, sen ohjekirjojen sivumäärä on viisinkertainen ja hallinta vaatii enemmän tietoa. RIP selviää kahdella eri viestillä, OSPF:llä niitä on viisi ja lisäksi kolme proseduuria. Linkintilapäivitykset on hyväksyttävä, etäisyysvektoreita ei tarvitse hyväksyä. Reititintaulujen lisäksi OSPF tarvitsee linkintilatietokannan. Nämä rasitteet OSPF korvaa paremmalla reitityksellä ja vähemmällä merkinannolla. Kun RIP viestii 30 sekunnin välein, OSPF:lle riittää 30 minuutin päivitysväli.

#### **2.2.4 OSPF:n rakenne**

Nykyään suuri osa Internetiin yhteydessä olevista tietokoneista on yhteydessä siihen lähiverkon kautta. OSPF:lle riittää, että reititin tuntee vain ko. lähiverkon IP-aliverkko-osoitteen. OSPF kutsuu tätä tynkäverkkolinkiksi, 'link to a stub network'.

Edusreitittimen avulla (designated) voidaan rajata naapurien ja linkkien määrä samaksi kuin solmujen määrä. Muilla reitittimillä on naapurina ja taulun linkin kohteena vain edusreititin. Tulvaproseduuri yksinkertaistuu myös, kun päivitysviestit lähetetään vain edusreitittimelle, joka jakaa ne edelleen.

Kun verkko kasvaa hyvin suureksi, tietokannat paisuvat liian suuriksi ja päivitysviestien kuorma tukkii verkon. Ratkaisu ongelmaan on hierarkinen verkkorakenne: runkoverkko, joka yhdistää erillisiä reititysalueita, jotka voivat sisältää useita IP-reititysalueita (Kuva 2.2). Tavalliset reitittimet näkevät vain alueensa. Runkoverkkoon kuuluvat reuna-aluereitittimet yhdistävät alueet ja runkoverkon pitämällä yllä kaikkien niiden alueverkkojen ja runkoverkon reititiystauluja, johon ne kuuluvat. Jottei OSPF:n käyttö pienissä muutaman reitittimen verkoissa muodostuisi liian raskaaksi, on määritelty tynkäalue (stub), jossa ulkopuoliset reitit yhdistetään yhdelle oletusreitille (R3).



**Kuva 2.2 OSPF-reititysaluerakenne**

Reuna-aluereitittimet ilmoittavat kohdekohtaiset yhteenvetolinkkitiedot, joissa voi esiintyä useampia TOS- eli palvelutyypimetriikoita, kuten reitittimen linkintilätietueissakin. Rajareitittimet luovat ulkoisten linkkien tietueet ulkoisten yhdyskäytävien protokollilta kuten BGP:ltä tai EGP:ltä saamistaan tiedoista. Näiden tietueiden metriikat eivät välttämättä ole vertailukelpoiset alueen sisäisten metriikoiden kanssa.

OSPF laskee tietokannan tiedoista SPF-algoritmilla jokaiseen kohteeseen johtavan seuraavan reitittimen ja lyhimmän (parhaan) sekä yhtä hyvän yhteyden siihen.

Kuvan 2.2 OSPF-verkkoesimerkissä reitittimet 4, 5, 6, 10, 11 ja 14 muodostavat runkoverkon. Kun reititysalue 3:n isäntäkone IK1 haluaa lähettää paketin alue 2:n IK2:lle, paketti ohjataan aluksi reititin R13:lle. R13 välittää paketin R12:lle, joka lähettää sen edelleen reuna-aluereititin R11:lle, joka valitsee seuraavaksi etapiksi reuna-aluereititin R10:n. Tämä välittää paketin IK2:lle reitittimien R9 ja R7 kautta.



### 2.2.5 IGRP

OSPF:n ja RIP:n ohella käytetyimmät Internetin sisäiset reititysprotokollat ovat Ciscon IGRP ja sen laajennettu versio EIGRP.

Sisäisen yhdyskäytävän reititysprotokolla IGRP on Ciscon luoma parannettu painos RIP:stä. IGRP on etäisyysvektori-protokolla, joka hoitaa päivitykset monilähetyksellä kuten RIP, mutta lähetysväli on 90 sekuntia, kun se RIP:llä on 30 sekuntia.

IGRP käyttää metriikkaa laskiessaan neljää tekijää, jotka ovat viive, kaistanleveys, luotettavuus ja kuorma. Vertailtaessa kahta reittiä, IGRP laskee em. parametreja painottamalla ja paketin pituuden avulla kootun metriikan.

Huomattava parannus RIP:hen nähden on monipolkureititysmahdollisuus, joka oli myös OSPF:n etu RIP:hen verrattuna. Liikennekuormituksen tasaaminen on tästä saatava etu. Useampi polku takaa myös varajärjestelmän jonkun linkin pettäessä.

### 2.2.6 EIGRP ja etäisyysvektori-koulukunta

Vuonna -88 valmistuneen IGRP:n ensimmäinen versio korjasi RIP:n monia puutteita, mutta vajavaisuuksia jäi silti jäljelle. Cisco ei kuitenkaan päättänyt siirtyä OSPF:ään, sillä useat sen suunnittelijoista uskoivat etäisyysvektori-protokollien antavan yksinkertaisella tekniikalla suuremman joustavuuden.

Etäisyysvektori-protokollien 'hajautettu laskenta' synnyttää jossain määrin kaosmaisena välitilan, ennenkuin lukuisten sanomien vaihdon jälkeen verkko vakiintuu. EV-koulukunnan kannattajat vetoavat tekniikkansa yksinkertaisuuteen sekä pieneen muistitarpeeseen ja sanomien määrään.

Yksinkertaisuus on eittämättä etu jo pienemmän virhetodennäköisyyden johdosta. Muistin tarve ei kuitenkaan ole kovin paljon pienempi, kun verrataan kehittyneempää EV-toteutusta esimerkiksi OSPF-toteutukseen. Toteutustapa vaikuttaa muistitarpeeseen yhtä paljon kuin protokolla. Mitä kaistanleveyteen tulee, niin RIP tarvitsee sitä enemmän kuin linkintilaprotokolla OSPF. RIP lähettää verraten tihein välein koko taulunsa verkon kaikille muille solmuille, kun OSPF tiedottaa lähinnä vain sattuneista muutoksista.

EV-tekniikan kannattajat arvostelevat linkintilaprotokollia hetkellisistä silmukoista ja laskentahuipuista. Jonkin linkin pettäessä EV-protokollat laskevat vain kyseistä

linkkiä käyttäneet reitit, kun sen sijaan linkintilaprotokollat laskevat koko taulunsa uudelleen. Ero on huomattava varsinkin silloin, kun jokin reititin vikaantuu useiden lyhyiden perättäisten jaksojen ajaksi. Mikään ei kuitenkaan estäisi linkintilaprotokollia käyttämästä osittaista laskentaa. Tällaisia toteutuksia ei vain ole tehty.

EIGRP:n parhaita parannuksia on reititystauluja uudelleen laskettaessa syntyvien äkillisten silmukoiden poisto diffuusipäivitysalgoritmi DUAL:lla, joka jäädyttää reititystaulut päivitysviestitulvissa. Sanomien määrä oli lisättävä viiteen.

Muita muutoksia on reitityksen salliminen mielivaltaisilla aliverkko- tai CIDR-yliverkkopeitteillä. Lisäksi ulkopuoliset reitit merkitään ulkopuolisia yhdyskäytäväprotokollia varten lipulla 'tag', kuten RIP-2:ssa tai OSPF:ssä. Toisin kuin OSPF, EIGRP ei tunne aluekäsitettä. Sen sijaan jotkut reitittimet voivat yhdistää aliverkkoja, tai yleisemmin osoite-etuliitteitä. Nämä reitittimet toimivat samaan tapaan kuin OSPF:n reunareitittimet, ehkä vain vielä joustavammin.

Isoimmissa yritysten runkoverkoissa käytetään usein eri tarkoituksia palvelemaan erilaisia protokollia, jotka myös edellyttävät yksilöllistä reititystä. Yhdistetyn reitityksen ei ole todettu johtavan tehokkaampaan verkon hallintaan kuin 'laivat yössä'-tyyli, jossa jokainen protokolla reititetään omine välineineen ilman muiden tukea.

### **2.2.7 Sisäisen reititinprotokollan valinta**

Tulevaisuudessa reitityksessä saattavat kokea ylösnousemuksen jo koetellut tekniikat, kuten 'tulva- ja lähdereitti' tai 'kuumaperunareititys', joissa siirron tehokkuus on uhrattu nopeammalle reitinlaskennalle tai pienemmälle muistitarpeelle. Ajantahdistus voi korostua, jos taulupäivityksiä halutaan nopeuttaa. Optinen kytkentä on esimerkki uusista tekniikoista, jotka nopeuttanevat reitinlaskentaa.

Lähitulevaisuudessa valinta on kuitenkin tehtävä tässä kappaleessa esiteltyjen yhdyskäytäntöjen välillä. Internetin valvontaryhmä IAB ja useat asiantuntijat suosittelevat tänä päivänä OSPF:ää. Sen ja IS-IS:n laatu- tai nopeuserot eivät ole merkittäviä, mutta IETF kehittää OSPF:ää paljon joustavammin kuin ISO IS-IS:äänsä.

Ainoa mielekäs vaihtoehto OSPF:lle lienee nykyään EIGRP. EIGRP on poistanut monia EV-protokollien puutteita, mutta yksinkertaisuuden kustannuksella: naapurien kaikkien etäisyysvektoreiden tallettaminen vie vähintään saman tilan kuin

linkintilatietokannan ylläpito, eikä DUAL-prosessi varmasti vakiinnu nopeammin kuin linkintilalaskenta. Voidaan kyllä perustellusti väittää, että EV-tekniikalla saavutetaan yhtä luotettava reitinlaskenta kuin linkintilatekniikallakin, mutta vain kun ensin-mainittu tulee yhtä monimutkaiseksi kuin seuraajansa.

Nykyään tärkeimpinä vertailukriteereinä pidetään toteutuksen laatutasoa, konfiguroinnin helppoutta ja standardoinnin tasoa. Jos esimerkiksi reititin huomaa kovin myöhään linkin katkenneen, paljon sotkua ehditään saada aikaan ennen sitä.

Yleinen protokolla takaa riippumattomuuden laitevalmistajista. Laitevalmistajan oma hyväkin protokolla sen sijaan sitoo käyttäjänsä sen valmistajaan.

## **2.3 Ulkoinen reititys, BGP**

Rajayhdyskäytäväprotokolla BGP yhdistää erilliset AS:t toisiinsa.

Viime vuosikymmenen lopulla runkoverkkopohjainen puutopologiaa noudattava ulkoisen yhdyskäytävän-protokolla EGP oli todettu aikansa eläneeksi ja vuonna -89 julkaistiin jo seuraajan, BGP:n ensimmäinen versio. Uusin versio BGP-4 vuodelta -94 sisältää mm. CIDR-toteutuksen ja mahdollisuuden yhdistää samanalkuisiin osoitteisiin johtavat reitit yhdeksi jäseneksi, mikä säästää reitityskannan kokoa.

### **2.3.1 Polkuvektorit**

BGP:n tärkein parannus on polkuvektorit, joiden avulla voidaan estää silmukoiden synty monimutkaisissa verkoissa. Aikanaan lyhin polku oli valintaperuste. Lyhin polku voi kuitenkin käyttää huippukalliin operaattorin yhteyttä tai epävarmaa yliopistoverkkoa. Nykyään reitit pannaankin suosituimmuusjärjestykseen antamalla 'etäisyyksille' sopivat arvot. Nämä arvostukset voivat kuitenkin vaihdella autonomisten alueiden kesken, mikä puolestaan saattaa luoda silmukoita. Tästä syystä ja autonomisten alueiden kasvavasta määrästä johtuen linkintilatekniikka ei voi tarjota ratkaisua verkkojen yhdistämiseen. EV:t eivät taasen estä silmukoita tehokkaasti.

BGP:ssä asia on ratkaistu siten, että reunareitittimien solmiessa yhteydet toisiinsa ne lähettävät toisilleen päivitysviestit, jotka kertovat kaikki niiden itsensä käyttämät kauttakulkuverkot tai AS:t lähtökohdan ja kohteen välillä. Alkuyhteyden jälkeen päivitysviesteissä levitetään tieto vain muutoksista. Silmukoiden torjunta on siis yksinkertaista, mutta vastaavasti reititysviesteistä tulee nykyisen Internetin koon

johdosta pitkiä ja protokollan muistitarve kasvaa. Etuna on, että metriikat voivat vaihdella. Muistitarvetta voidaan toisaalta rajata siten, että halutun verkkoryhmän saavutettavuustiedot voidaan yhdistää yhdeksi tiedoksi.

Polkuja kuvaavista attribuuteista tärkeimmät ovat AS:t, joiden kautta on kuljettu ja lista tavoitettavista verkoista. Muita ovat mm. seuraava etappi, tiedon alkulähde, tavoittamattomuusmerkki ja AS:ien välinen metriikka, joka on täysin paikallinen ja joka antaa etusijan tähän AS:ään johtavalle halutulle polulle. Varsinaisten attribuuttien lisäksi on joukko valinnaisia attribuutteja, jotka tarjoavat mahdollisuuden kokeilla uusia toimintoja rajatulla alueella häiritsemättä muuta Internetiä. [RFC1812]

### **2.3.2 BGP ja TCP**

Hyvin tärkeä ominaisuus BGP:llä on se, että se ajetaan TCP:n päällä. TCP:n luotettavuudesta johtuen BGP ei tarvitse virheenkorjausta, eikä BGP-viestejä tarvitse sovittaa IP-datagrammien koon mukaisiksi. BGP onkin selvästi yksinkertaisempi ohjelmisto kuin EGP. Kun kaksi BGP-reunareitintä aluksi solmivat yhteyden keskenään, ne vaihtavat tiedot kaikista tuntemistaan reiteistä. Tämän jälkeen BGP lähettää vain muutokset muille reitittimille, joten keskimääräinen liikennevirta voi olla jopa vain 5 bps. Nykyiset TCP-toteutukset pystyvät sovittamaan välittämänsä liikenteen verkon kulloisenkin kapasiteetin mukaiseksi.

Normaalimuodossa TCP kertoo linkin toimivuuden vain kun linkkiä käytetään. BGP:n on kuitenkin aina tiedettävä linkkien kunto. Niinpä BGP lähettää jatkuvasti paketteja. Jos päivityspaketteja ei ole liikkeellä, lähetetään yhteys voimassa-paketteja noin kahden minuutin välein. Jos kyselyn kohde ei vastaa kolmeen viestiin, sen ei katsota olevan toiminnassa, vaikka TCP yhteys siihen olisikin voimassa.

Ulkoiset BGP-reitittimet joutuvat käyttämään sisäisiä yhteyksiä vaihtaessaan polkuvektoritietoja keskenään. Nämä päivitykset on tahdistettava paikallisten reititystaulumuutosten kanssa. Jos AS käyttää OSPF:ää sisäiseen reititykseen, niin reunareitittimet tuovat AS:ään tiedot ulkoisista väylistä ulkoisten linkintilatietueiden välityksellä, joissa oleva reittilippu (route tag) liitetään paikallisen ja etä-AS:n väliseen reittiin. Normaalisti ulkoisille yhteyksille ei käytetä useita metriikoita ja niinpä BGP ei tue palvelutyypireititystä.

### 2.3.3 BGP ja reitityspolitiikka

Internetin muodostavat verkot ovat monien erilaisten intressiryhmien rakentamia. Sallitun käytön politiikka AUP määrittelee keille annetaan verkon käyttöoikeus. Internetin etappi-etapilta-reitityksessä yhdellä reitittimellä on vain rajatut mahdollisuudet vaikuttaa pakettien koko reittiin. Toisiinsa sopimattomat politiikat voivat pahimmillaan johtaa yksisuuntaisiin yhteyksiin tai yhteyksien estymiseen joittenkin solmujen välillä, kun AS:t valitsevat itsenäisesti AUP:nsä. Jotta reitityspolitiikan ristiriitaisuudet voitaisiin selvittää, reunareitittimet lähettävät jonkun yhteyden katkettua ensin tiedon yhteyden poistumisesta ja sitten ehdotuksen uudesta reitistä.

Paras reitti voidaan valita minimoimalla polun läpikulkemien AS:ien määrä tai antamalla painot AS:ille omien tarpeitten pohjalta.

## 2.4 CIDR ja reititystauluräjähdyks

BGP ratkaisi miten Internetissä siirrytään yhden runkoverkon ympäröimästä puu-topologiasta yleiseen verkkomaiseen topologiaan. Luokaton alueiden välinen reititys CIDR on väliaikainen ratkaisu hurjasti kasvaneen Internetin ongelmiin kuten reititystauluräjähdykseen ja B-luokan osoitteiden loppumiseen, kunnes IP:n uusi versio IPv6 otetaan käyttöön.

### 2.4.1 Reititystaulujen yhdistäminen

Reititystaulun vaatima muistitila vaihtelee paljon käytetyn protokollan ja reitittimen arkkitehtuurin mukaan. Nykyään reititystaulut muodostetaan prosessorissa, jolla keskusmuistia on runsaasti ja jossa ohjelmointi on helppoa. Reunareitittimet joutuvat pitämään yllä tavoitettavuuslistoja ja vastaavia AS-polkuja kaikkiin sisäisiin ja ulkoisiin naapureihinsa, jolloin muistin tarve on verrannollinen naapureiden ja kohteiden lukumäärien tuloon.

Vuoteen -92 asti Internetin verkko-osoitteilla ei ollut mitään tekemistä topologian kanssa. Etuna oli joustavuus, haittana reititystaulujen nopea täyttyminen. Internet-topologia ei ole vielä suoranaisesti aluepohjainen, sillä sen alkiot: linkit, reitittimet ja yhteydet ovat operaattoreiden hallinnassa.

Taulut voidaan yhdistää joko operaattorikohtaisesti tai aluepohjaisesti.

## 2.4.2 CIDR ja reititysprotokollat

Osoitteiden yhdistäminen edellyttää, että myös reititysprotokollat hallitsevat yhdistämisen joko puoli- tai täysin automaattisesti ja että ne lisäksi tuntevat yliverkkokäsitteen. BGP-4 tuntee tämän ja lisäksi sen päivitysviesteissä on CIDR:n kannalta välttämätön tieto Internet-osoite-etuliitteen pituudesta ja sen tarvitsemien oktettien lukumäärästä. AS voi välittää rajatun kuvan topologiastaan naapureilleen.

Sisäisistä reititysprotokollista RIP-2, OSPF, IS-IS ja EIGRP osaavat käsitellä aliverkkopeitteitä, jotka eroavat CIDR:n yliverkkopeitteistä vain bittien määrän suhteen. Jos BGP-4:llä on valittavanaan useampia yhdistettyjä reittejä, jotka ovat osin päällekkäisiä, nyrkkisääntönä on sen polun valinta, jolla on pitempi etuliite.

## 2.5 Reitityspolitiikka

Reitityspolitiikka käsittelee muita kuin lyhintä polkua painottavia reitin valinnan piirteitä, kuten esimerkiksi palvelun laatua ja käyttäjien karsintaa. Käsite on syntynyt Internetin kaupallistumisen myötä.

### 2.5.1 IDPR-lähestymistapa

Internetin suuren koon johdosta on solmukohtaista reititystä alettu korvata alue-reitityksellä. Eräs esimerkki on IETF:n alueiden välinen valintareititysprotokolla IDPR, joka on nykyään vähän käytetty. Se perustuu linkintilatekniikkaan ja on monimutkainen. IDPR:ssä solmujen reititystiedot yhdistetään AS-tasolla ja reititys käsittelee vain AS:ien reunareitittimien välisiä linkkejä. Tulvaprotokolla on yksinkertainen, sillä elinaikaparametri on IDPR:llä pitkä. IDPR laskee reitit pyynnöstä, ei kuitenkaan etappikohtaisesti vaan lähettäjäpohjaisesti. [Huit95]

## 2.6 Palvelun laatu ja välitys

Internetin käyttö on tähän asti perustunut niin sanotulle 'best effort'-periaatteelle. Palvelun laatua ei ole voitu taata, verkko on vain tehnyt parhaansa paketteja välittäessään. Tuleville multimediasovelluksille tämä ei kuitenkaan riitä. Niinpä IP-protokollaa ja reitittämiä on alettu kehittää palvelun laatua ymmärtäviksi.

IP-otsikon palvelutyypitavu koostuu 3-bittisestä etusijakentästä, 4-bittisestä varsinaisesta TOS-kentästä ja yhden bitin varatusta kentästä. Uusissa reititin-

standardeissa suositellaan reitittimille TOS-arvon huomioimista välityksessä ja sen liittämistä reititystaulun reittikohtaisiin tietoihin reitinlaskentaa varten.

Etusijakentän avulla voidaan liikennevirroille varata resursseja niiden suhteellisen tärkeyden mukaan. Reititinsuositusten mukaan reitittimien olisi kyettävä valitsemaan jonosta välitettäväksi korkeimman etusija-arvon mukainen paketti ja estotilanteissa hylkäämään vähemmän tärkeät paketit. Yhteyden luomista siirtoyhteyskerroksen vastaavaan mekanismiin painotetaan luonnollisesti myös.

### 3. ATM

Tässä luvussa esitellään ATM eli asynkroninen toimintamuoto, joka on eräs IP-runkoverkkojen keskeinen siirtoyhteystekniikka.

#### 3.1 Yleistä

ITU-T (International Telecommunications Union - Telecommunications branch) pani vuonna 1988 alulle laajakaistaisen monipalveluverkon eli B-ISDN:n kehittämisen. Standardointia on ITU-T:n ohella edistänyt vahvasti myös tätä tarkoitusta varten perustettu ATM Forum.

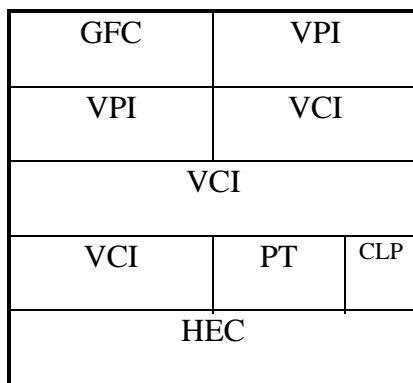
B-ISDN:n siirtomuodoksi valittiin ATM, asynkroninen toimintamuoto. Koska tarkoituksena oli välittää tulevaisuuden tietoliikenneverkoissa hyvin monimuotoista liikennettä, valittiin paketin koko hyvin pieneksi. Pienet 53 tavun mittaiset solut todettiin sopiviksi viiveherkälle liikenteelle, kuten videolle ja puheelle. Data-liikenteelle, joka ei ole viiveherkkää, olisi pitempi paketin koko ollut selvästi tehokkaampi ratkaisu. Kun esimerkiksi lähiverkkoliikennettä, jossa on tyypillisesti satojen tavujen mittaisia paketteja siirretään ATM-verkkoon, on pitkät kehykset pilkottava soluiksi ja verkosta poistuttaessa jälleen koottava pitkiä kehyksiä. ATM ei olekaan osoittautunut sopivaksi koko tiedonsiirtoketjun päästä-päähän tekniikaksi. Kiinteän mittaisten solujen katsottiin kuitenkin yksinkertaistavan pakettien kytkentää ja näin mahdollistavan suuret siirtonopeudet. Siirtoyhteys oletetaan hyväksi eli virhetodennäköisyys on hyvin pieni, luokkaa  $10^{-9}$  solutasolla. ATM käyttääkin usein optista siirtoyhteyttä.

#### 3.2 ATM-solu

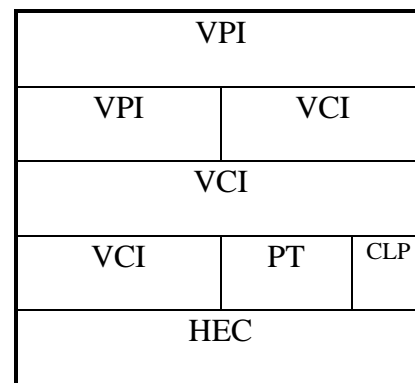
ATM-solu jakautuu 5 oktetin mittaiseen otsikko- ja 48 oktetin mittaiseen hyötykuormaosaan. Päätelaitteen ja verkon rajapinnan, UNI sekä verkon ja solmun välisen rajapinnan, NNI käyttämät soluotsakkeet ovat hieman erilaiset. NNI-otsakkeesta puuttuu vuonohjauskenttä GFC. Otsakerakenteet käyvät ilmi kuvasta 3.1 Otsakkeiden pisimmät kentät ovat virtuaaliyhteyden tunnisteet VPI ja VCI, virtuaaliväylä- ja virtuaalikanavatunnus, jotka ilmaisevat solun siirtotien ATM-verkossa. Virtuaalikanavia käytetään varsinaiseen tiedonsiirtoon. Virtuaaliväylien



avulla liikennevirrat erotellaan eri palveluluokkiin kokoamalla liikennetarpeiltaan samankaltaiset samaan kohteeseen tai samaan suuntaan menevät vuot yhteen. Virtuaaliväylä koostuu yhdestä tai useammasta virtuaalikanavasta, jotka voivat kulkea useamman virtuaaliväylän läpi. Hyötykuorman tunniste PT kertoo onko kyseessä jonkin ylemmän protokollan solu vai ATM:n oma merkinanto-, hallinta- tai muu sisäisen liikenteen solu. PT-kentän bittien avulla voidaan myös ajoissa varoittaa hallintajärjestelmää verkkoa uhkaavasta ylikuormituksesta. CLP-bitin avulla ilmais-



**Kuva 3.1 ATM UNI-solu**



**ATM NNI-solu**

taan solun tärkeys. Ruuhkatilanteissa uhrataan ensimmäisenä ne solut, joiden CLP-bitti on asetettu 1:ksi. Otsakkeen tarkistussumman HEC avulla havaitaan ATM-solun otsakkeen virheet. HEC käsitellään fyysisellä siirtokerroksella, mistä on se lisäetu, että sen avulla voidaan myös tunnistaa solurajat.

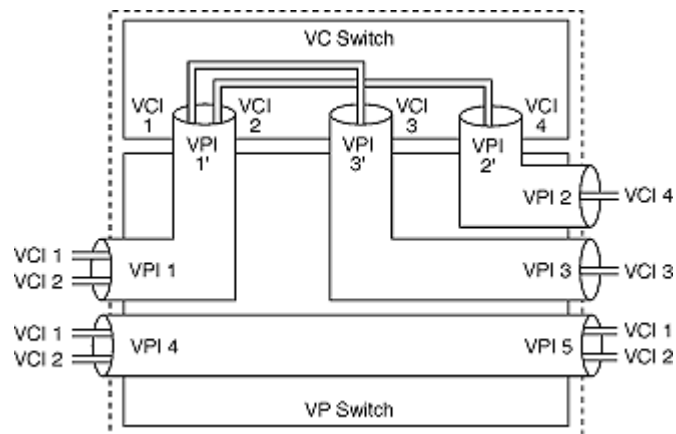
### 3.3 ATM-yhteydet

ATM on kompromissi piiri- ja pakettikytkentäisen tiedonsiirron välillä, mutta se on aina yhteydellinen tekniikka eli ennen välitystä muodostetaan merkinannon avulla ATM-verkon reunalta reunalle-yhteys, jolloin sovitaan lukuisista liikenneparametreista ja varataan virtuaalikanavayhteys verkon läpi. Solut siirtyvät tahdistamattomasti aikajakoisen siirtojärjestelmän aikaväleissä ja ne voivat hyödyntää lähetykselle varattua siirtokapasiteettia ajan suhteen verraten joustavasti.

Solujen vakiopituuden lisäksi ATM-kytkennästä tekee nopean se seikka, että vain solun otsake tarkistetaan kytkimissä. Normaalisti siirtoyhteyseros tarkistaa koko

protokollayksikön etsiessään mahdollisia siirtovirheitä. Virheellinen solu hylätään ja tiedonsiirron varmennus jätetään ylempien protokollakerrosten huoleksi. Varmaksi oletetun siirtoyhteyden vuoksi siirtovirheet on katsottu niin harvinaisiksi, ettei niiden vuoksi ole nähty aiheelliseksi monimutkaistaa protokollaa tiedonsiirron varmuuksilla.

Virtuaaliyhteydet ovat joko verkon hallinnan keinoin luotuja kiinteitä tai merkinannon avulla luotuja kytkettyjä yhteyksiä. Kiinteä yhteys on liikenteestä riippumatta valmiina, eikä se siis tarvitse raskasta merkinantoa. Kytketty yhteys puolestaan tarjoaa mahdollisuuden joustavaan liikennetarpeita seuraavaan resurssien jakoon ja liikennevirtojen ryhmittelyyn.

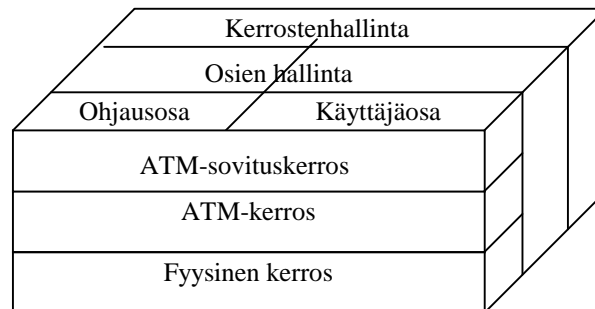


**Kuva 3.2 Virtuaaliväylät luovat loogisia ryhmiä virtuaalikanavista**

Vaikka virtuaalikanavayhteys yksilöi päästä-päähän loogisen yhteyden, solun virtuaalikanavatunnus kertoo ainoastaan seuraavan verkkosegmentin matkalla päämäärään. Vastaanotettuaan solun joltain portilta, ATM-kytkin katsoo kytkintaulustaan, minkä portin kautta ja millä mahdollisesti uusilla virtuaaliväylä- ja virtuaalikanavatunnuksilla solu välitetään eteenpäin. VP- ja VC-tunnusten merkitys on siis puhtaasti paikallinen. Kiinteän virtuaalikanavatunnuksen käyttö koko yhteyden läpi on käytännössä erittäin vaikeaa, sillä osoiteavaruus loppuisi hyvin lyhyeen. Verkkojen nykyisellä kasvuvauhdilla osoiteavaruus ei muutenkaan tahdo riittää ja tähän skaalautuvuusongelmaan etsitään monikerrosreitityksessä ratkaisua sekä väylien yhdistämisestä että kanavien yhdistämisestä.

Kun monimuotoinen liikenne voi olla hyvinkin purskeista, usean liikennetarpeiltaan suunnilleen samankaltaisen lähetyksen yhdistäminen samaan virtuaaliväylään ja -kanavaan tehostaa verkon käyttöastetta. Toisistaan riippumattomat tietovirrat tasaa- vat toistensa purskehuippuja. Tätä vaikutusta kutsutaan tilastolliseksi kanavoinniksi.

### 3.4 ATM-viitemalli



**Kuva 3.3 ATM-viitemalli**

Fyysinen kerros eristää ATM-kerroksen käytetystä siirtomediasta, joka voi olla periaatteessa mikä tahansa valokuidusta infrapunalinkkeihin asti. Kerros jakautuu OSI-mallin fyysistä kerrosta vastaavaan siirtomediakerrokseen ja väljästi OSI-mallin siirtoyhteyskerrosta vastaavaan siirtosovituskerrokseen. Siirtomediakerros lähettää ja vastaanottaa jatkuvaa bittivirtaa, jonka se tahdistaa ajastuksen avulla. Siirtosovituskerros sovittaa nimensä mukaisesti ATM-solut käytettyyn siirtomediaan. Sen päätoiminnot ovat:

- solurajoista huolehtiminen
- otsikon virheentarkistuskoodin verifiointi ja uudelleen laskenta
- solunopeussovitus lisäämällä ja poistamalla tyhjiä soluja, jotta välitetty soluvirta vastaisi siirtojärjestelmän kapasiteettia
- solukehyssovitus, jossa ATM-solut pakataan siirtotielle sopiviin kehyksiin

ATM-kerroksen tehtävänä on yhteyksien solmiminen, liikenteen hallinta, solujen reititys ja välitys ATM-verkon läpi soluotsikon tietojen perusteella. ATM-kerros myös lisää 5 oktetin mittaisen soluotsikon sovituksesta saamiinsa hyötykuorma-

segmentteihin. Kerros vastaa tarkastelutavasta riippuen joko OSI-mallin verkko- tai siirtoyhteyskerrosta.

ATM-sovitusosa AAL jakautuu paloittelu- (SAR) ja konvergenssikerrokseen, jotka täydentävät ATM-kerroksen palveluja ja vastaavat OSI-mallin kuljetuskerrosta. Paloittelukerros jakaa ylemmiltä protokollilta tulevan informaation 48 oktetin mittaisiksi segmenteiksi ja vastaavasti kokoaa saapuvat segmentit ylemmille kerroksille sopiviksi kehyksiksi. Yhteis- ja palvelukohtaiseen osaan jakautuva konvergenssikerros auttaa paloittelukerrokselle menevän ja sieltä tulevan datan hallinnassa. ATM-sovitusosia käytetään vain ATM-yhteyksien päissä ja sielläkin niiden siirtopalvelut voidaan korvata ATM-kerroksen palveluilla.

### 3.5 Yhteenveto

ATM:ää kehitettäessä pyrittiin tehokkuuteen yksinkertaisuuden avulla. Vakio solun pituus ja varmentamaton toimintavarmaan siirtotiehen luottava tiedonsiirto ovat tästä esimerkkejä. ATM ei kuitenkaan muissa suhteissa ole pysynyt yksinkertaisena, vaan se on kaikessa siirtotehokkuudessaan kenties monimutkaisin tietoliikennetekniikka, mitä on koskaan luotu. Yhteyden muodostamiseen tarvittava merkinanto on raskasta ja erityisesti pieniä datamääriä siirrettäessä merkinnannon osuus voi nousta suhteettoman suureksi. Ääriesimerkkinä on mainittu keskimääräisen http-vuon 2 kbit suuruinen lähetys, joka kulkee 155 Mbits nopean ATM-verkon läpi 100  $\mu$ s:ssa, mutta jonka merkinanto kestää 10 ms eli satakertaisen ajan.

Nykyisin 60 prosenttia Internetin runkoverkkojen liikenteestä kuljetetaan ATM-soluina. ATM:n käyttö ei kuitenkaan ole levinnyt kovin laajalle - ainakaa toistaiseksi. Esimerkiksi kytkentäisen Ethernetin myyntiluvut Yhdysvalloissa viime vuodelta olivat yli kymmenkertaiset ATM-myyntiin nähden. [Chen95] [Grun97]

## **4. IP:n ja ATM:n yhdistämistekniikoita**

IP-verkkoja on sovitettu monella tavalla ATM-siirtoyhteydelle. Neljäs luku esittelee tärkeimmät ratkaisut.

### **4.1 Yleistä**

ATM:n tulo runkoverkkojen tekniikaksi herätti aluksi paljon toiveita. Lupasihan uusi tekniikka suuren siirtokapasiteetin ja vihdoinkin puhelinverkoista tutun palvelun laadun. ATM-tason kytkentä onkin erittäin nopeaa ja palvelun laatuluokat ovat valmiina, mutta hinta on korkea. Valitettavasti ATM:stä on kehittynyt hyvin monimutkainen verkkotekniikka. Erityisesti sen runsaasti ohjelmistoja sisältävät protokollapinot ovat raskaita.

ATM Forumin kehittämä LANE, LAN-emulaatio piilottaa lähiverkkoja yhdistäessään ATM:n monimutkaisuusineen ylemmiltä kerroksilta, jolloin ATM:n tarjoama palvelunlaatu myös menetetään. Toisaalta LAN- ja WAN-tekniikat eivät ole tähän mennessä sisältäneet palvelunlaatua. Varsinkin uusille multimediasovelluksille QoS on kuitenkin tärkeä. Jotta sovellukset pystyisivät hyödyntämään ATM:n palvelunlaatua, on kokeiltu niiden tai kuljetuskerroksen protokollien ajamista suoraan ATM:n päällä. Tällöin on epäilty TCP/IP-protokollapinon skaalautuvuutta. Esimerkkeinä näistä tekniikoista ovat TCP and UDP over Lightweight IP, TULIP ja TCP and UDP over Nonexistent IP, TUNIP.

Tehokkaasti toteutettuina verkkokerros- ja niitä monimutkaisempien kuljetuskerrosprotokollienkin, kuten TCP:n vaikutus suorituskykyyn on kuitenkin pieni. Näiden protokollien minimointi tekee sitäpaitsi sovelluksista liian ATM-riippuvaisia, mikä monien siirto-tekniikoiden muodostamassa Internetissä on selvä puute.

On myös hyvä muistaa, että verkkokerroksen tärkeä tehtävä on tarjota ylempien kerrosten protokollille kaikkialle ulottuva yhteys ja yhtenäinen palvelurajapinta. Vastaavasti kuljetuskerrosprotokollat tekevät ylemmät tasot riippumattomiksi alla olevista mahdollisesti hyvinkin erilaisista verkoista.

Sovellusyhdyksikäytävillä voitaisiin periaatteessa yhdistää suoraan - siis ilman yhteisiä verkko- ja kuljetusprotokollia - esimerkiksi ATM-verkko tavalliseen siirtoverkkoon,

mutta ratkaisu olisi monimutkainen ja raskas, eikä se silti yleensä pystyisi välittämään palveluja täysin läpinäkyvästi. [Alles95]

IETF on kehittämässä omaa palvelunlaatuprotokollaa RSVP (Resource reSerVation Protocol), joka varaa verkon solmuilta etukäteen ennen välitystä tarpeelliset resurssit hieman ATM-merkinannon tapaan.

## **4.2 IP ATM:n yli**

Ajettaessa mitä hyvänsä verkkoprotokollaa ATM:n yli, on erityisesti otettava huomioon kotelointi ATM-kehukseen ja osoitteen muunnos.

### **4.2.1 Kotelointi**

Jos useamman erilaisen verkko- ja siirtoyhteyserroksen paketteja ajetaan ATM:n AAL 5-yhteyden yli, siirto tehostuu vähentyneiden yhteydenmuodostusten vuoksi ja näin säästetään myös VP/VC-yhteyksiä, joita ei ole liikaa. Tällöin joudutaan kuitenkin tyytymään ABR- tai UBR-luokkiin ilman palvelunlaatua.

Muodostetun yhteyden uudelleen hyödyntäminen edellyttää verkkosolmulta, että se tietää millaisen paketin se on vastaanottanut ja mille sovellukselle tai ylemmälle protokollatasolle se paketin välittää. Paketti on tämän vuoksi varustettava kanavointi-etuliitteellä. Tämä voidaan tehdä kahdella tavalla:

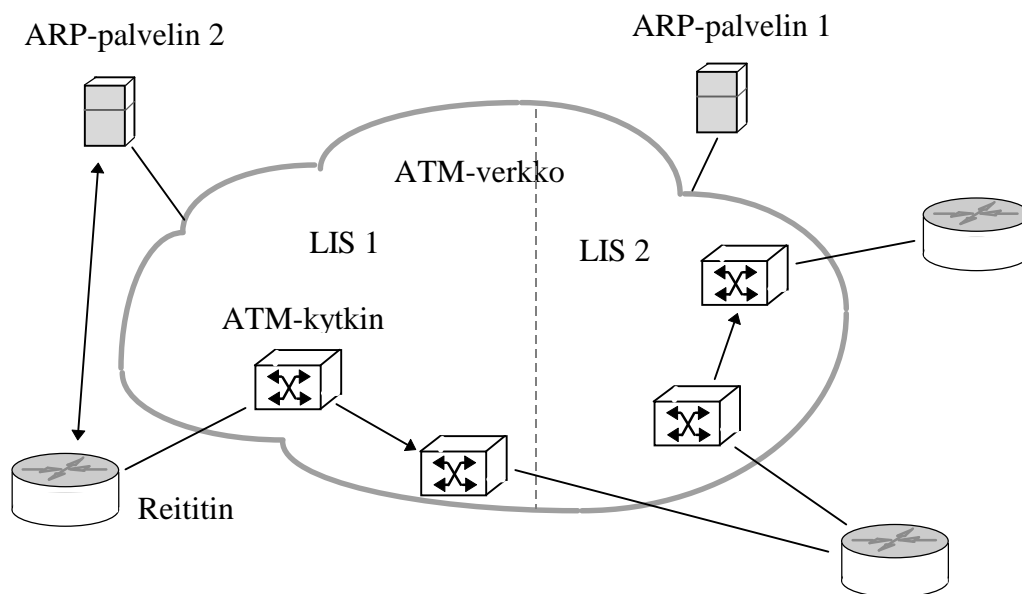
- LLC/SNAP-koteloinnilla useita eri protokollia voidaan siirtää yhden yhteyden yli koteloidulla ne ja varustamalla LLC/SNAP-otsakkeella. Kotelointi voidaan kuitenkin purkaa vasta siirtoyhteyden päätepisteessä.
- Virtuaalikanavakanavoinnissa ATM-yhteyden yli ajetaan vain tietyn tyyppistä protokollaa. Koska protokolla käy selville jo yhteyttä muodostettaessa, ei protokolla- eikä kanavointityyppiä tarvita.

Ensin mainittu on näistä selvästi yleisemmin käytetty. VC-kanavointi sopii suoriin sovellukselta sovellukselle ATM-yhteyksiin, jotka ohittavat alemmat protokollakerrokset. Tällöin kuitenkin menetetään mahdollisuus Internet-yhteyksiin ATM-verkon ulkopuolelle. [Alles95]

#### 4.2.2 Osoitteen muunnos

Kun IP-protokollaa ajetaan ATM-verkon yli on koteloinnin ohella selvitettävä kohteen IP-osoitetta vastaava ATM-osoite. Vastaanotettuaan paketin välittävä reititin tutkii välitystaulustaan, mille reitittimelle se paketin jatkaa - jos määränpää ei ole sen omassa aliverkossa. Jos reititin havaitsee, että paketti on välitettävä ATM-verkon yli, se selvittää seuraavan reitittimen ATM-osoitteen erityisestä osoitteenmuunnos-taulusta.

Jotta tämä muunnos voitaisiin hoitaa automaattisesti, on sitä varten kehitetty oma protokolla, Classical IP over ATM (RFC 1577). Siinä määritellään looginen IP-ali-verkko, LIS, jonka solmut kuuluvat samaan IP-aliverkkoon ja jotka ovat yhteydessä samaan ATM-verkkoon. Jokaisella LIS:llä on oma ATMARP-nimipalvelin, jonka vastaavan nimisessä taulussa on kyseisen LIS:in jokaisen LIS-asiakkaan IP-osoitteita vastaavat ATM-osoitteet.



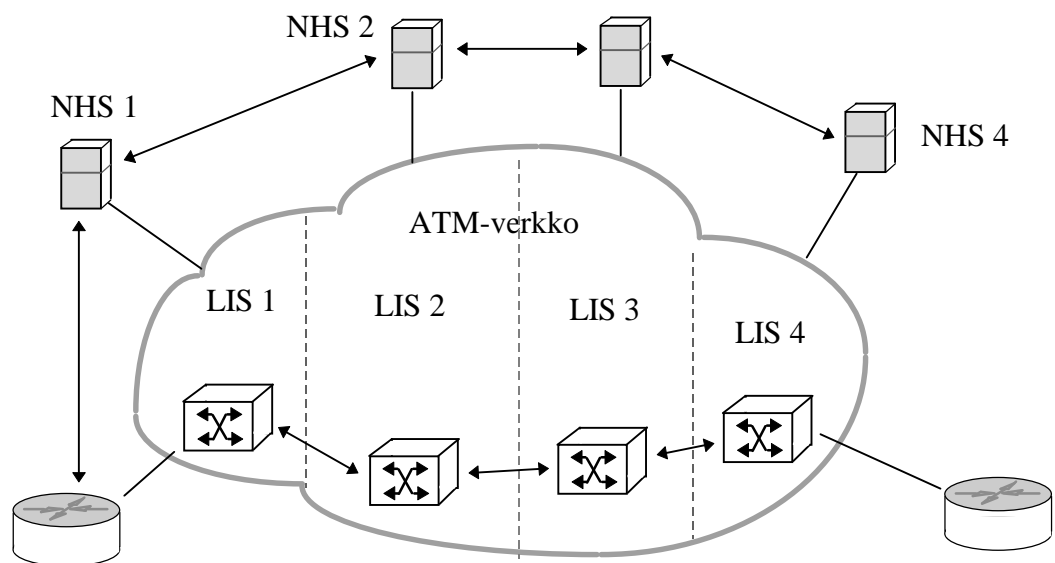
**Kuva 4.1 Reititys klassisessa IP-verkossa**

Klassinen malli on hyvin yksinkertainen. Sillä on kuitenkin puutteen ja eräs merkittävimmistä on se, että eri LIS:eihin välitettävät paketit on kierrätettävä kyseisten LIS:ien kaikkien matkan varrella olevien reitittimien kautta, vaikka suora

ATM-yhteyskin olisi mahdollinen. Paitsi, että tämä on tehotonta, se kuormittaa tarpeettomasti reitittämiä ja tekee niistä verkkojen pullonkauloja. [Alles95]

### 4.3 NHRP - Seuraavan etapin selvitys

Edellä kuvatun puutteen poistamiseksi IETF:n 'Routing over large clouds' ROLC-työryhmä - tutkittuaan useita vaihtoehtoja - kehitti NHRP:n (Next hop resolution protocol). Siinä klassisen IP ATM:n yli-protokollan LIS on korvattu loogisella NBMA-verkolla (Non-broadcast multiple access). NBMA-verkkoon voidaan liittää useita laitteita, mutta lähiverkoille tyypillistä yleislähetystä (broadcast) se ei juuri tue. NBMA-verkko voi kattaa useita hallinnollisia osaverkkoja, jolloin suorat yhteydet sallitaan ainoastaan näiden osaverkkojen sisällä, ei niiden välillä. Hallinnollisesta alueesta toiseen siirryttäessä on rajalla siis 'noustava' L2-tasolta L3-tasolle. Sen sijaan tietyn hallinnollisen alueen eri aliverkkojen välille voidaan luoda suorat kytkentäiset yhteydet.



Kuva 4.2 Reititys NHRP-verkossa

NHRP-palvelin, NHS hoitaa ATM - IP osoitemuunnokset välimuistiinsa tallettamiensa tietojen perusteella. Nämä tiedot se on kerännyt NHRP-sanomien, muiden osoitteen selvitysprotokollien ja esikonfiguroitujen taulukoiden avulla, sekä



kuuntelemalla reititysprotokollien tietojen vaihtoa. Näitä palveluja pyytävällä asiakkaalla, NHC on myös vastaavalla tavalla luotu välimuisti.

Pienille verkoille sopiva toimintamuoto on 'palvelintapa', jolloin NHS:t konfiguroidaan käsin. 'Kudostavalla' NHRP-palvelimet saavat tiedot muiden NHS:ien kautta saavutettavista määränpäistä sisäisten tai ulkoisten reititysprotokollien avulla. NHRP edellyttää NHS:ien sijaitsevan niiden polkujen varrella, joiden ne mainostavat johtavan ilmoittamiinsa määränpäihin.

NHRP on läpinäkyvä sitä käyttäville isäntäkoneille ja reitittimille. Kun jokin solmu päättää välittää paketin NBMA-verkon yli, se toimittaa kohteen ATM-osoitteen selvityskyselyn seuraavalle NHS:lle, jos solmu ei vielä itse tiedä sitä. Kysely etenee niin pitkälle kohti määränpäättä, kunnes löytyy NHS, joka tuntee kyseistä IP-osoitetta vastaavan ATM-osoitteen. IP-pakettina edennyt kysely palaa samaa reittiä vastakkaiseen suuntaan, jolloin kaikki reitin varrella olevat NHS:t myös oppivat tämän osoiteparin.

Kun NHRP-pyynnön käsittely on vielä kesken, tarjoaa protokolla aluksi valmista oletusreititinpolkua. Kun suora yhteys on saatu luotua ja seuraavat paketit välitetään sitä pitkin, voi pakettien järjestys mennä sekaisin. Vaikka monet verkkoprotokollat eivät takaa järjestyksen säilyvän, niin käytännössä useat sovellukset huolehtivat kuitenkin siitä, esimerkkinä IP:n päällä ajettava TCP.

NHRP:tä voidaan käyttää sekä isäntäkoneiden, että reitittimien väliseen liikennöintiin. Jos määränpäänä olevalla isäntäkoneella (ja siihen johtavalla reitillä) on suora yhteys kyselyn tehneen NHS:n NBMA-aliverkkoon, saadaan kyselyn vastaukseksi luonnollisesti isäntäkoneen osoite. Jos kohde sijaitsee aliverkon ulkopuolella, sen NBMA-osoitetta ei voida selvittää, vaan kysely antaa vastaukseksi aliverkon ulosmenoreitittimen osoitteen. Jotta ulostulokohdan valinta olisi optimaalinen, on aliverkon reunareitittimien pidettävä tiiviisti yhteyttä muiden verkkojen reitittämiin.

NHRP voi tietyissä tapauksissa aikaansaada silmukoita lähinnä kahden hallinnollisen alueen välille. IP-reitityksen peruseriaatteista poiketen nimittäin kahden reitittimen välinen suorakytketty yhteys ei synnytä reititysnaapuruuutta, josta seuraa reititystietojen jatkuva vaihto. Kun hallinnollisten alueiden rajalla rajoitutaan käyttämään vain reitittämiä suorien yhteyksien sijasta, ei edellä kuvattua ongelmaa

pääse syntymään. Silmukat pyritään poistamaan myös purkuviestien avulla. Kun jokin NHS havaitsee verkon topologiamuutoksen, joka saattaa muuttaa välimuisteihin talletettua tietoa, se kehottaa muita NHS:iä poistamaan sen itsensä lähettämät reititystiedot. Silmukoiden paljastamiseen käytetään myös reittien nauhoitusta. NHRP:n vastaussanomien sisältävät lisäksi bitin, joka ilmaisee uskoko vastaanottaja tuoreen saavutettavuustiedon olevan vakaana.

Vuonna -97 keksittiin tapa siirtyä suoraan klassinen IP yli ATM:n-verkosta ATMARP:ia käyttämällä NHRP-verkkoon ilman välissä toimivaa reitintä. [Alles95] [Luc97]

#### **4.4 Ipsilonin Vuokytöntä**

Vuo määritellään kahden isäntäkoneen väliseksi hetkelliseksi tiettyyn sovellukseen liittyväksi pakettivirraksi.

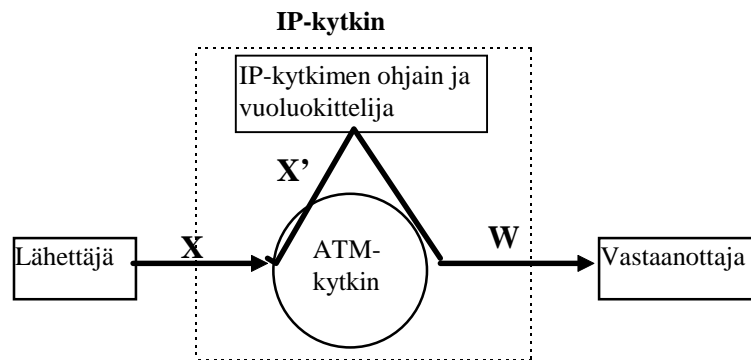
Vuopohjaisessa monikerrosreitityksessä kytkentäinen 'oikopolku' luodaan silloin, kun reititin havaitsee sellaisen pakettivirran, jonka se katsoo aiheelliseksi pikakytkeä. Päätöksen perusteena on yleensä vuon pakettien määrä (yleensä yli kymmenen) tai protokollatyyppi. Vuon muodostus 'lennosta' aikaansaa sen, että ensimmäiset paketit reititetään normaalisti. TCP-protokolla vastaa siitä, että paketit tulevat perillä oikeassa järjestyksessä, vaikka alku- ja loppupään paketit käsitellään eri nopeuksilla ja ne kulkevat eri reittejä.

Ipsilonin Vuokytöntä on tämän lajin ensimmäinen edustaja. Se tuli markkinoille keväällä -96. Se perustuu 'yksinkertainen-on-kaunista' filosofiaan. Ensimmäinen datapaketti on yhteydenmuodostuspyyntö. Vuonhallintaprotokolla IFMP hoitaa solmujen välisen yhteydenpidon ja sopivien voien kytkemisen virtuaaliyhteyksille. Hyvin keskeinen käsite Ipsilonin ratkaisussa on vuoluokittelija, joka päättää, mitkä vuot ovat riittävän pitkiä, jotta niille kannattaisi muodostaa oma kytkentäinen oikopolku.

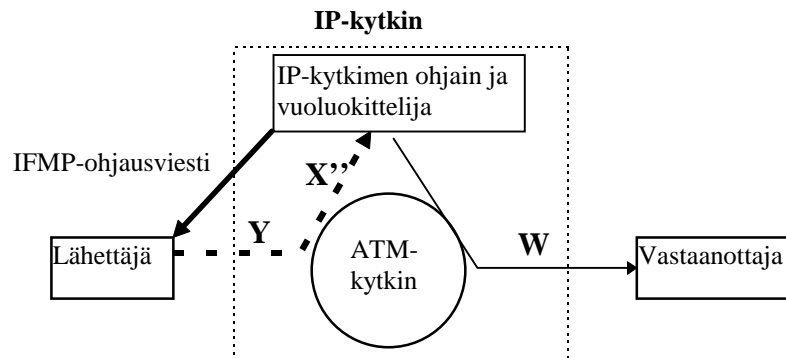
Ipsilon hylkää ATM-protokollapinon yhteydellisyiden ja liittää ATM-kytkimet suoraan IP:hen. Tästä on se etu, että vältetään sekä merkinantoprotokollan käyttö, että osoitteen selvitys. IP:n tavalliset reititysprotokollat riittävät tehtävän hoitoon. Ipsilon näkee nopeutuksen avaimena ATM:n kytkentäteknikan soveltamisen IP-reitittimiin. Kytkentäteknikan nopeus perustuu laitetason datapolkutoteutukseen. Kun reititin voi

ohjata jokaisen saamansa paketin eteenpäin eri tavalla, kytkin tarvitsee valmiit lähetystaulut.

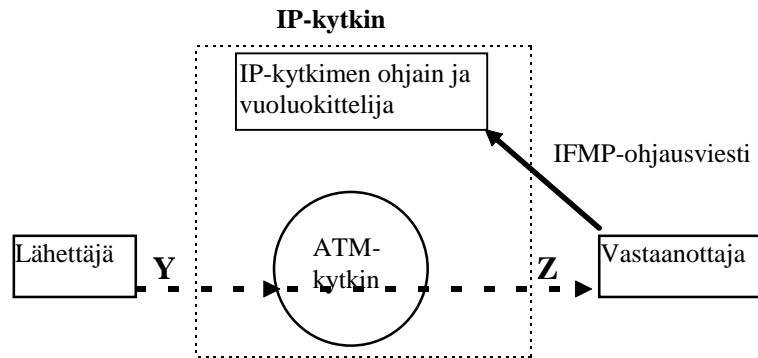
Kuvassa 4.3 IP-kytkimen ohjain toimii reitittimen tavoin. Kun kytkettäväksi sopiva vuo havaitaan, sille luodaan oma virtuaaliyhteys  $X'$ . IFMP pyytää lähettäjä ohjaamaan kyseisen vuon seuraavat paketit uudelle polulle. Reitityspäätös on talletettu muistiin (Kuva 4.4). Kun vastaanottaja pyytää vuon siirtoa luomalleen uudelle yhteydelle Z, voi IP-kytkin luopua ohjaimen käytöstä. ATM-kytkin välittää paketit (Kuva 4.5).



Kuva 4.3 Ipsilon-järjestelmän toiminta reitittimenä



Kuva 4.4 Soft-state reititys ja vuonohjaus



**Kuva 4.5 IP-kytkentä Ipsilon-järjestelmässä**

Kytkentäisen verkon merkinannon suuresta ja vaikeasti testattavasta ohjelmakoodista n. 90 % käsittelee virhetilanteita, kun sensijaan IP:n käyttämä pehmeä tila (soft state) menetelmä tasaisin väliajoin uusii verkon tilan poistaen näin hyvin yksinkertaisella tavalla mahdolliset virhetilanteet. Yhteyden muodostus aiheuttaa viiveen, eivätkä nykykytkimet kykene muutenkaan nopeasti muodostamaan yhteyksiä. Tästä syystä Ipsilonin alkoi käyttää ATM-laitteistoa yhteydettömästi.

Ipsilonin perusongelma on se, että vuon paketit voivat tulla perille väärässä järjestyksessä - esimerkiksi siksi, että alkupään paketit reititetään oletusreittiä pitkin ja loppupää pikakytketään eri kautta. Kuljetuskerros pyytää tällöin uudelleen lähetyksen. Näiden uudelleenlähetyksen osuus ei saisi olla korkea. [New96] [Ilv96]

Vuoden -98 alussa Ipsilonin vuokytken valmistus lopetettiin.

#### **4.5 Moniprotokolla ATM:n yli, MPOA**

ATM Forumin kehittämä Multiprotocol over ATM, MPOA tarjoaa tavan yhdistää siltaus ja reititys ATM:ään monen protokollan ja verkkotekniikan ympäristöissä. Sen päätavoitteena on tehokas kahdenvälinen siirtoyhteystason tiedonsiirto LAN-emulaatio-ympäristössä. LANE on ATM Forumin standardi lähiverkkojen emulointiin ATM:n yli. MPOA yhdistää LANE:n ja NHRP:n säilyttääkseen LANE:n edut, mutta samalla se sallii aliverkkojen suoran yhteydenpidon ATM:n virtuaalikanvayhteyksien yli ilman välillä olevia reitittäjiä. LANE ja NHRP tekevät mahdolliseksi myös virtuaalireitityksen eli verkkokerroksella tehtävän reittien laskennan ja pakettien välityksen erottamisen toisistaan, mikä yksinkertaistaa

Internet-reunalaitteita ja parantaa niiden hallittavuutta. MPOA toimii muidenkin verkkoprotokollien kanssa.

MPOA on lähinnä suunniteltu yliopisto- ja yritysverkoille yhdistämään niiden lähiverkkoja toisiinsa ja ulkopuoliseen Internetiin.

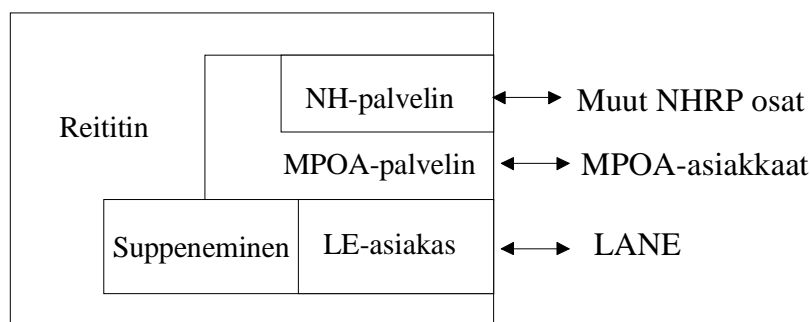
Peittomallissa (overlay model) reititystä käyttävä tietoverkko toimii sille läpitunkemattomalta näyttävänä, mutta yhteyksiä solmivan yhtenäisen ATM-verkon päällä. LANE:n avulla voidaan tämän ATM-verkon päälle luoda ilman maantieteellisiä rajoituksia virtuaalilähiverkkoja, joita yhdistävät virtuaalireitittimet VNR, joilla on vain yksi fyysinen ATM-verkkoyhteys, mutta useita virtuaalisia yhteyksiä.

LANE-reititysmallin tehottomuus piilee siinä, että tietyn ATM-verkon yli matkaavat paketit voivat joutua kulkemaan usean reititysetapin kautta. Tämän tehottomuuden poisto on MPOA:n tärkeimpiä tehtäviä ja NHRP:tä se käyttää juuri siksi, ettei yhtenäisen ATM-verkon yli kulkevia paketteja tarvitsisi reitittää verkkokerroksella. Kun NHRP-laite (isäntäkone tai reititin) saa tietää määränpäähän vievän seuraavan etapin kuuluvan ATM-verkkoon, se selvittää kyselemällä tämän etapin ATM-osoitteen ja perustaa sinne suoran virtuaalikanavayhteyden.

MPOA-reunalaitteilta vaaditaan vain kykyä välittää paketit, niiden ei tarvitse hoitaa reititystä. Nämä edulliset hajautetusti toimivat ja helposti konfiguroitavat solmut ottavat osan reitittimien kuormasta kantaakseen ja näin verkon sisällä selvittää pienemmällä reitittimien määrällä, mikä puolestaan helpottaa hallittavuutta.

#### **4.5.1 MPOA:n komponentit**

LANE:n ja NHRP:n tapaan MPOA:n komponentit ovat palvelin ja asiakas, MPS (MPOA Server) ja MPC (MPOA Client). Kuvasta 4.6 käy ilmi MPS:n rakenne. MPS sijaitsee ATM:ään liitettyssä reitittimessä ja sisältää NHS:n ja yhden tai useampia LE-asiakkaita. MPS on yhteistoiminnassa NHS:n ja LEC:ien lisäksi myös reitittimen topologiatietokannan ja suppenemistoimintojen kuten IP:n ARP:n kanssa.



**Kuva 4.6 MPOA-palvelimen rakenne**

MPC sijaitsee ATM:ään liitetyssä sillassa tai isäntäkoneessa. Toiminnallisesti se sijaitsee siltausyksikön tai protokollapinin ja LEC:in välissä. MPC selvittää osoitteita kuten NHRP:n NHC ja välittää paketteja verkkokerrostasolla reitittimen tapaan. Kaikkia edellämainittuja voi olla useita. MPC tunnistaa MPS-reitittimelle välitetyt paketit ja panee alulle suorakytketyn polun perustamisen tärkeille voille, joiksi katsotaan konfiguroinnissa annetun tietyn määrän paketteja sekunnissa-kynnyksen ylittävät välitykset. Hienojakoisempiakin vuoluokituksia voidaan tosin toteuttaa. Suora yhteys perustetaan siten, että MPC välittää yhteyttä koskevan pyynnön sopivalle MPS:lle, joka muuntaa sen NHRP-pyynnöksi, jonka se välittää edelleen määränpäälle tämän 'vieressä' olevan NHS:n kautta. Polun varrella olevien reitittimien yhteydet voidaan hoitaa LANE:lla, klassisella IP:llä tai PVC:illä. Polun reitittimien on oltava NHRP-palvelimia, mutta niiden ei tarvitse ymmärtää MPOA:ta. Kun oikopolkupyynnö saapuu MPOA-verkon ulostulo-MPS:lle, tämä muuntaa NHRP-pyynnön takaisin sopivaksi MPOA-pyynnöksi ja välittää sen sopivalle ulostulo-MPC:lle. Vastausnoma palautetaan takaisin samaan tapaan.

NHC:t ja MPC:t eivät saa sijaita samassa aliverkossa. Tämän salliminen olisi ollut liian monimutkaista.

#### **4.5.2 MPOA:n soveltuvuusalue**

Yritys- ja yliopistoverkkoihin MPOA sopii ensinnäkin vuopohjaisuutensa vuoksi. Alla oleva ATM-verkko on helposti toteutettavissa edellä mainituissa ympäristöissä. Sen sijaan saataneen odottaa kauan, ennenkuin Internetin runkoverkot ovat laajalti ATM-pohjaisia. Voiden määrä ei ole reunaverkoissa kovin suuri ja pisteestä pisteeseen kytkennät ovat suhteellisen harvinaisia, jotta topologiapohjainen ratkaisu

olisi perusteltu. Lisäksi palomuri oman verkon ja yleisen Internetin välillä on tärkeä turvatekijä, joten suora yhteys on syytä katkaista oman aliverkon rajoilla. [Alles95]  
[FreMPOA]

## **5. Leimapohjaiset tekniikat**

Leimapohjainen standardointityö on saanut alkunsa tässä luvussa esiteltävistä laitevalmistajakohtaisista ratkaisuista.

### **5.1 Yleistä**

Nykyisessä IP-reitityksessä jokainen datapaketti käsitellään omana erillisenä yksikkönään. Tiettyyn sovellukseen tai yhteyteen liittyvien pakettien yhteisiä piirteitä ei hyödynnetä. Tästä aiheutuu paljon päällekkäistä työtä, joka estää reitittämisen nopeuttamista, mitä puolestaan Internetin huima kasvu ja uudet sovellukset edellyttävät. Reititys- tai oikeammin välitystyspäästösten täysi erillisyys tekee Internetistä hyvin toimintavarman. Internetiä luotaessa kylmän sodan aikoihin tämä olikin eräänä tavoitteena. Liikenteen määrän noustua aivan uudelle tasolle - eikä nopean kasvun loppu ole näköpiirissä - verkon välityskyky on nousemassa merkittävimmäksi tekijäksi.

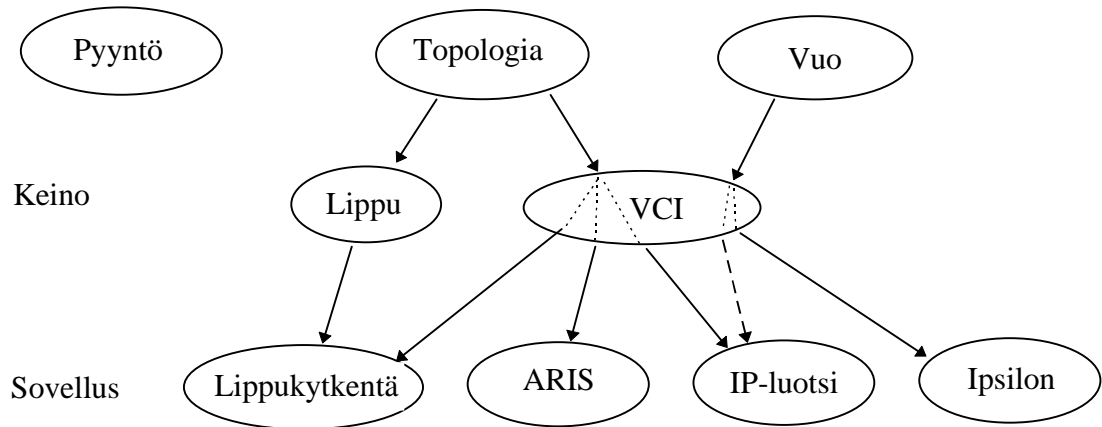
Eräänä liikenteen tehostamis- ja kehittämiskäytännönä on päädytty tekniikkaan, jossa runkosolmujen välinen liikenne tai tietyn lähetyksen pakettien muodostamat vuot voidaan pikakytkeä L2-tasolla ilman, että jokainen reititin avaisi ja tutkisi pakettien sisällön. Edellytyksenä on, että reititysalueen reunasolmut leimaavat paketit ja näiden leimojen perusteella pakettivirrat voidaan reitittämisen sijasta kytkeä alueen läpi. Kun reititin etsii ohjelmallisesti välitystaulustaan käsiteltävän paketin kohdeosoitetta parhaiten vastaavan seuraavan solmun, kytkin voi selvittää seuraavan solmun paljon nopeammin taulunsa suoralla indeksihauulla, jos taulu ei ole iso. Hyvin standardoidun ATM-kytkimen haku on joka tapauksessa hoidettu laitteistotasolla, joka on huomattavasti ohjelmistolla toteutettua nopeampi etsintätapa.

Leimapohjaisen pikakytkeätekniikan kehittämiseksi IETF perusti vuoden -96 lopussa Multi protocol label switching-työryhmän. Ryhmän tehtävänä on ollut kehittää leimakytkentästandardi mm. Cisco:n ja IBM:n jo aikaisemmin aloittaman itsenäisen kehitystyön pohjalta.



### 5.1.1 Eri liikennetyyppien leiman käyttö

Leimat voidaan antaa joko topologian, liikenteen (vuo) tai pyynnön perusteella (Kuva 5.1).



**Kuva 5.1 Monikerrosreititystyytit**

Topologiapohjaisessa leimanannossa leimakytkinreititin liittää leiman välitystaulunsa jäseneseen päivittäessään välitystaulua reititysprotokollien ilmoituksilla.

- Leiman annon ja levityksen tarvitsema laskentakapasiteetti ja kaistanleveys riippuvat verkon koosta
- Leimat asetetaan yleensä etukäteen. Tällöin jokaista reittiä vastaa leima ja paketit voidaan leimakytkä välittömästi niiden saavuttua, ilman leimanasetusviivettä.
- Koska leimoilla on sama 'karkeus' kuin reiteillä, leimat voivat kattaa varsin yhdistettyjä reittejä/pakettivirtoja.

Käsitellessään pyyntöpohjaisia hallintaviestejä - esimerkiksi RSVP-protokollan - leimakytkinreititin voi välitystaulua päivittäessään liittää samalla jäseneseen leiman. Muut ominaisuudet ovat paljolti topologiapohjaisen leiman annon kaltaisia:

- Leiman annon ja levityksen tarvitsema laskentakapasiteetti ja kaistanleveys riippuvat hallintaviestien määrästä

- Leimat asetetaan yleensä etukäteen. Tällöin jokaista reittiä vastaa leima ja paketit voidaan leimakytkettä välittömästi niiden saavuttua, ilman leimanasetusviivettä.
- Tietovoiden määrästä riippuen pyyntö-pohjainen leimananto voi edellyttää suur-takin leimojen määrää, toisin kuin topologia-pohjainen tekniikka.
- Tämä menetelmä edellyttää sovelluksilta kykyä käsitellä pyyntöjä.

Liikenne-perustaisessa menetelmässä saapuva paketti laukaisee leiman antamisen ja tästä ilmoittamisen. Muita ominaisuuksia ovat:

- Leiman annon ja tiedotuksen raskaus riippuu liikenteestä. Varsinkin suuri määrä lyhytaikaisia, mutta toistuvia voita aiheuttaa suuren hallintaliikennekuormituksen.
- Vain tällä menetelmällä leima asetetaan viiveellä. Ennen kuin leimakytkentä on valmis, paketit toimitetaan eteenpäin tavallisella verkkokerrosvälityksellä, joka lisää pakettien väärässä järjestyksessä perille tulon mahdollisuutta.
- Tämä tekniikka edellyttää hyvin tehokasta voiden ja pakettien luokittelua.

## **5.2 Ciscon lippukytkeä**

Ciscon Tag switching, lippukytkeä perustuu moniprotokollakehysten merkitsemi- seen lipuilla, kun niitä välitetään paketti- tai solupohjaisissa verkoissa. Ciscon käyttämä termi tag vastaa MPLS:n leimaa. Siirrettäviin soluihin tai paketteihin liitetään lyhyt vakiomittainen lippu eli tag, joka kertoo kytkinsolmuille miten dataa on käsiteltävä. Liput viittaavat kohdeverkkoihin tai -isäntäkoneisiin. Solujen edessä kytkinten läpi solmut vaihtavat lippuja sen sijaan, että joutuisivat prosessoimaan solut.

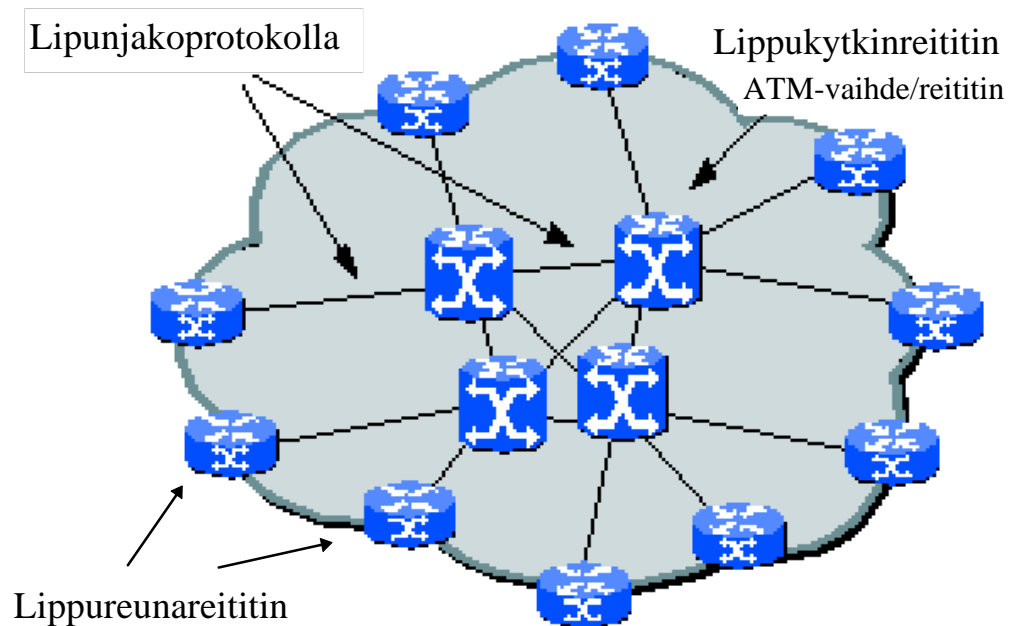
On ilmeistä, että Ciscon lippukytkeä tulee noudattamaan pitkälle MPLS-standardia. Lippukytken kehitys aloitettiin aikaisemmin ja nyttemmin monet sen ehdotukset on siirretty MPLS:ään jatkokehiteltäviksi.

### **5.2.1 Komponentit**

Ciscon ratkaisu koostuu seuraavista elementeistä (Kuva 5.2):

- Reunareitittimet (Tag edge routers): sijaitsevat lippukytkeäverkon reunoilla ja toteuttavat verkkokerroksen lisäarvopalveluja ja liittävät liput paketteihin/soluihin

- Lippukytkeinreitittimet (Tag switching router) TSR: kytkevät merkittyjä paketteja tai lippuihin perustuvia soluja, välittävät ne eteenpäin ja hoitavat tarkistukset
- Lipunjakoprotokolla (Tag distributing protocol TDP): TDP välittää lipuinformaatiota lippukytkeyssä internetissä yhdessä verkkokerroksen yleisten reititysprotokollien kanssa



**Kuva 5.2 Cisco lippukytken osat**

Reunareitittimet ja lippukytkimet käyttävät normaaleja reititysprotokollia reitityspäätösten tekoon ja niiden on suunniteltu toimivan hyvin yhdessä reitittimien kanssa, jotka eivät käytä lippukytkentää. [TagSca]

Lippureitittimet ja -kytkimet käyttävät normaalien reititysprotokollien reititystauluja lipuinformaation tallentamiseen ja välittämiseen lipunjakoprotokollan välityksellä. TDP:ltä saamansa informaation pohjalta ne muodostavat lippuvälitystietokannan, TFIB:in (Tag forwarding information base). Paketin vastaanottaessaan reunareititin valitsee ensin reitin ja liittää sitten pakettiin lipun ja suorittaa muut verkkokerrospalvelut, jonka jälkeen se välittää paketin valitun reitin seuraavalle lippukytkimelle. Tämä kytkee paketin pelkästään lipun perusteella tutkimatta uudelleen verkko-

kerrosotsaketta. Kun paketti saapuu määränpäähänsä lippuverkon toiselle reunalle, lippu poistetaan.

Lippukytkentä jakautuu kahteen itsenäiseen toiminnalliseen osaan: välityskomponenttiin ja ohjauskomponenttiin. Välityskomponentti välittää paketit TFIB:iin tallettamansa lipputiedon perusteella. Ohjausosa koostuu erillisistä moduleista, jotka tukevat tiettyä reititystoimintoa. Näitä ovat kohdereititys, reititysaluehierarkia, monilähetys sekä palvelun laatu ja ennalta määrätyt reitit. Modulaarinen rakenne mahdollistaa uusien reititystoimintojen joustavan lisäämisen. [Tag]

### **5.2.2 Välityskomponentti**

TFIB:ssä jokaista sisäänmenolippua vastaa pisteestä-pisteeseen-lähetyksessä yksi ja monilähetyksessä useampi jäsen, jotka koostuvat seuraavista kentistä: ulostulolippu, ulostulorajapinta ja siirtoyhteyskerrososoite. Lippukytkinreitittimellä voi olla vain yksi TFIB tai yksi jokaista rajapintaa kohti. Paketit voivat kuljettaa lipun kahdella tavalla

- siirtoyhteyskerrosotsakkeessa (esimerkiksi ATM:n VCI- ja Frame relayn DLCI-kenttä)
- pienenä kiilana, joka on siirtoyhteyskerros- ja verkkokerrosotsakkeiden välissä

Tämä ominaisuus tekee lippukytkennästä hyvin monipuolisen. Se voi toimia monen siirtoprotokollan päällä. Se on lisäksi verkkokerrosprotokollasta riippumaton ja se voidaan sovittaa monenlaisiin verkkoihin sopivilla verkkokohtaisilla ohjauskomponenteilla.

Välityksen yksinkertaisuus sallii myös laitetason toteutuksen, jolloin toiminta luonnollisesti nopeutuu.

### **5.2.3 Kohdereititys ja lipun varaus**

Tavallisessa kohdereitityksessä reititin välittää paketin sen otsakkeessa olevan kohdeosoitteen ja välitystietokantansa tietojen perusteella. Tukeakseen kohdereititystä lippukytkin osallistuu reititysprotokollien tiedon vaihtoon ja rakentaa tämän perusteella oman liput reitteihin liittävän välitystietokantansa.

Reittejä kuvaavat liput voidaan varata periaatteessa kolmella tavalla

- Vastavirtaan varaus: jokaista FIB:ssä olevaa reittiä kohti varataan lippu, luodaan jäsen TFIB:iin, jonka sisääntulolipuksi asetetaan juuri varattu lippu. Tämän jälkeen lippukytkin ilmoittaa lipun ja reitin kytkennästä naapureilleen TDP:llä tai käytössä olevilla reititysprotokollilla.
- Vastavirtaan varaus pyynnöstä: Jokaista TFIB:nsä reittiä kohti kytkin tunnistaa ko. reitin seuraavan etapin. Sen jälkeen kytkin lähettää TDP:n välityksellä pyynnön alajuoksun etapille lipun kytkemiseksi tähän reittiin. Alajuoksun etappi varaa pyynnön saatuaan lipun, luo jäsenen TFIB:iinsä siten, että sisääntulolipuksi asetetaan varattu lippu, ja palauttaa sisääntulolipun ja reitin pyynnön lähettäneelle lippukytkimelle. Kun tämä vastaanottaa tiedon sidoksesta, se luo TFIB:iinsä jäsenen, jonka ulosmenolipun arvoksi se asettaa seuraavalta etapilta saamansa arvon.
- Myötävirtaan varaus: Jos lippukytkimellä on useita pisteestä-pisteeseen liittymiä, se varaa ulostulolipun jokaista sellaista TFIB:ssään olevaa reittiä kohti, jonka seuraava etappi on saavutettavissa jonkin em. liittymän kautta. Sitten se ilmoittaa TDP:llä seuraavalla etapille tiedon ulostulolipun ja reitin kytkennästä. Kun seuraava lippukytkin vastaanottaa tiedon lippukytkenästä, se sijoittaa lipun (joka oli osana kuljetettua kytkintietoa) sisäänmenolipun arvoksi reittiin liittyvään oman TFIB:in jäseneseensä.

Yleisimmin käytetty vaihtoehto on vastavirtaan varaus, jota käytetään kohdereititykseen, monilähetykseen ja palvelunlaadun takaamiseen RSVP:n avulla. Pynnöstä vastavirtaan menetelmä sopii parhaiten ATM:lle. Myötävirtaan varaus on lähinnä teoreettinen vaihtoehto, sillä lippukytken suunnittelijat ovat todenneet vastavirtaan varausmenetelmät toistaiseksi riittäviksi kaikkiin käytännön sovelluksiin.

Kun TFIB:ssä on tiedot sekä sisäänmeno- että ulostulolipuista, se pystyy lähettämään paketteja lippuihin kytketyille reiteille lippukytkin algoritmin avulla. Huomattakoon kuitenkin, ettei kohdereitityksessä voida kokonaan välttää tavallista verkkokerrosvälitystä. Kun esimerkiksi liputtomaan pakettiin lisätään ensimmäistä kertaa lippu tai kun lippukytkin yhdistää reittijoukon (esim. käyttämällä hierarkista reititystä), tarvitaan tavallista verkkokerrosvälitystä. Eli mitä suurempi ja yhtenäisempi lippukytetty alue on, sitä useammin suhteessa paketit voidaan kytkeä suoraan lippujen perusteella.

#### **5.2.4 Hierarkia**

Kauttakuliikennettä välittävien alueiden sisäistenkin reitittimien on pidettävä yllä tietoja ulkoisista reiteistä, vaikka vain osa näistä sisäisistä reitittimistä osallistuisi ulkoiseen reititykseen. Lippukytkentä vapauttaa kaikki kauttakulkualueiden sisäiset reitittimet ulkoisen reititystiedon ylläpidosta, mikä keventää alueen sisäisten solmujen reitityskuormaa ja lyhentää reitityksen konvergointi-aikaa. Paketteihin voidaan nimittäin liittää useita lippuja, jotka järjestetään pinoksi. Kun paketti siirretään reunareitittimeltä toisen aliverkon reunareitittimelle, paketin pinossa on vain yksi lippu. Sen sijaan alueen sisällä pakettia välitettäessä, pinossa on kaksi lippua, joista päällimmäisen on laittanut alueen rajalla oleva sisäänmenolippukytkin. Päällimmäinen lippu ohjaa paketin oikealle aliverkon raja-alueen ulostulon lippukytkimelle ja toisen lipun perusteella paketti välitetään eteenpäin reunalippukytkimessä.

Hierarkiatasoja voi olla useampiakin kuin kaksi. Ulkoiseen reititykseen liittyvän lipputiedon välittäminen reunareitittimien välillä onnistuu tekemällä vain pieniä muutoksia BGP:hen.

Toiminnaltaan hierarkiamalli eroaa edellisestä siinä, että tässä mallissa lippukytkentätieto jaetaan tietyssä aliverkossa sekä vierekkäisten lippukytkinten että reunalippukytkinten kesken.

#### **5.2.5 Palvelun laatu**

Lippukytkennässä on varauduttu palvelunlaadun toteuttamiseen, tosin verraten yksinkertaisella tavalla. ATM:n hyvin monipuoliseen palvelunlaatuokitteluun ei pyritäkään. Vähäisempikin tavoite on parannus nykyisen Internet-liikenteen täydelliseen 'perusturvan puuttumiseen'. Toisaalta ATM:n hienojakoinen palveluhierarkia on toteutettavissa vain päästä-päähän-ATM-yhteyksillä, jotka ovat vielä verraten harvinaisia.

Cisco kutsuu lippukytkennän palvelutasoa palveluluokaksi (Class of service, COS). Näitä luokkia on vain muutama, yleisimmin kaksi. Paremman palvelun luokalla voisi olla pienempi viive tai hävikki. Lippukytkinreitittimen kehyksessä on etuoikeus- tai COS-kenttä. Lippukytkentä ei koskaan liene käytössä koko Internetissä, mutta IP-otsakkeen etuoikeuskentän (precedence) välityksellä palveluluokkakäsite voitaisiin

laajentaa koko verkkoon. Jos palveluluokka asetettaisiin lippureunareitittimessä, se olisi vietävä myös IP-otsakkeen etuoikeuskenttään, mikäli lippukytetty verkko ei ulotu päästä-päähän.

Lippukytetyssä palvelun laadun takaavassa ATM-ympäristössä sidoksen yksilöi kolmikko (etuliite, CoS, lippu). Määränpäätuliitettä kohti luodaan siis yhtä monta sidosta kuin on luokkiakin. Niitä otetaan käyttöön vasta tarvittaessa, jottei leimoja tarpeettomasti 'kulutettaisi'. TDP hoitaa leimojen kytkennän etuoikeuksiin. Edellä kuvattu koskee vain karkeajakoista - useimmiten parin luokan - palvelun laadun toteutusta. Hienojakoiseen palvelunlaatuoluokitukseen päästään lisäämällä RSVP:hen lippuobjekti, joka liitetään kulloiseenkin istuntoon ja jonka RSVP:n varausviestit kuljettavat vastavirtaan - normaalien lipunvarausten tapaan. [Tag] [Tag2]

### **5.2.6 Käyttökelpoisuus**

Ohjelmiston suorituskyvystä on hieman aikaista puhua, ennen sen lopullista valmistumista. Koska leimakytkentä muuttaa varsin syvästi IP-verkkojen liikenteen välitystä, aihe on kuitenkin varsin mielenkiintoinen. Eurooppalainen tutkimusverkköjärjestö TERENA testasi keväällä -98 lippukytken beta-versiota kuuden maan alueelle sijoitetuilla PVC:illä yhdistetyillä kuudella kytkimellä, jotka muokattiin lippukytkimiksi. Jokaiseen lippukyttimeen oli liitetty reitittimestä päivitetty lippukytkinreititin.

Suorituskyvyn arvioimiseen näin yksinkertainen ja kevyesti liikennöity verkko ei riittänyt, mutta lippukytken toiminnallisuudesta saatiin myönteinen kuva. Reitityksen pysyvyys, hyvä yhteistoiminta ATM:n kanssa, toimiva tunnelointi CBR PVC:illä, kaistanleveyden hyvä hyödyntäminen sekä TDP:llä että UDP:llä ja liikenteen hallinta todettiin positiivisiksi piirteiksi. Testaajat pitivät lippukytkeä lupaavana ja käyttökelpoisena tekniikkana. Jatkotutkimuksen piiriin jätettiin toiminnan tutkiminen kuormitetussa verkossa ja beta-versiosta puuttuneiden ominaisuuksien kuten VC-koonnin, VPN:n, palvelunlaadun ja monilähetyksen testaus. [Uze]

## **5.3 IBM:n reittipohjainen IP-yhdistelmäkytkentä ARIS**

IP-pohjaisten verkkojen ehkä yleisimmät reititysprotokollat ovat IETF:n suosittamat BGP ja OSPF. IBM:n ratkaisu perustuu näiden protokollien käyttöön IP-paketteja

kytkettäessä. Lisäksi IBM on luonut yksinkertaisen ARIS (Aggregate route based IP switching) protokollan, joka muodostaa kytkentäisiä polkuja verkon läpi. Kuten monet muutkin vastaavat tekniikat ARIS on helposti laajennettavissa ATM:n lisäksi muihin kytkentäteknikoihin ja muihin reititysprotokolleihin.

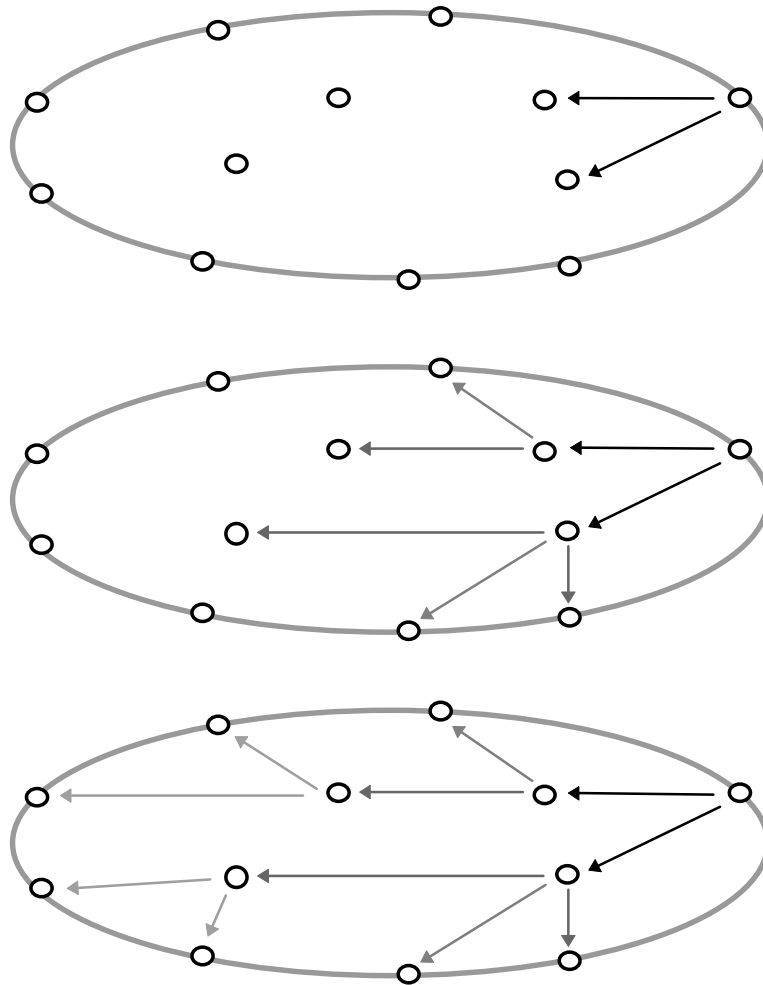
Yhdistetty kytkinreititin ISR (Integrated switch router) on ATM:n virtuaalikanavakytkentätuella varustettu normaali IP-reititin. ATM-ympäristön sisäänmenoliittymässä sijaitsevan kytkinreitittimen välitystauluun on siis lisätty viittaus kytkentäiseen polkuun eli virtuaalikanavaan. Se voi päättyä joko naapurireitittimeen tai aliverkon ulostulo-ISR:ään kuljettuaan ensin parasta IP-polkua pitkin usean ISR:n kautta. Tämä mahdollistaa datapakettien kytkennän laitteistonopeuksilla koko ISR-verkon läpi.

IP:n reititysprotokollia ja ARIS VC-asetusprotokollaa yhdistää ulostulotunniste (egress identifier). Se ilmoittaa ulostulo-ISR:n, joka välittää liikennettä johonkin toiseen reititysalueeseen tai yli aluerajan tiettyssä aliverkossa. ARIS perustaa virtuaalikanavan jokaiseen ulostulo-ISR:ään.

Ulostulo-ISR on yhdistetty kytkinreititin, joka täyttää jonkun seuraavista ehdoista:

- Ulostulotunniste viittaa ISR:ään itseensä.
- Ulostulotunniste voidaan saavuttaa seuraavan etapin reitittimen kautta, joka on ISR-kytkentäinfrastruktuurin ulkopuolella.
- Ulostulotunniste voidaan saavuttaa ylittämällä reititysalueen raja, kuten siirryttäessä toiselle alueelle OSPF-yhteisverkossa (summary network) tai toiseen itsenäiseen OSPF AS- ja BGP-reittien järjestelmään.





**Kuva 5.3 ARIS luo kytketyt polut ulostulosta käsin**

Kytketyt polut perustetaan siten, että ulostulo-ISR:t lähettävät yläjuoksun naapureilleen (yleensä saman alueen) perustamisviestin. Nämä jatkavat viestit omille yläjuoksun naapureilleen ‘käänteisen polun monilähetysten’ varmistuttuaan, että perustettava polku ei sisällä rengasta. Lopulta kaikki ISR:t luovat virtuaalikanavayhteyden kaikkiin ulostulo-ISR:iin. Yleensä tämä polkuverkko on rakenteeltaan puu, jonka juuri on ulostulossa (Kuva 5.3).

### 5.3.1 Polkujen määrän rajoittaminen

Jottei kytkettyjen polkujen määrä kasvaisi liian suureksi ARIS minimoi ISR-verkon virtuaalikanavien määrän. Rajatusta VP/VC-osoiteavaruudesta on lisäksi osa varattava ATM-palveluihin ja muillekin sovelluksille kuten RSVP:lle. Minimoinnin myötä verkon hallinta luonnollisesti paranee ja virtuaalikanavien perustamisen vaatima kuorma vähenee. Kaksi tapaa tavoitteen saavuttamiseksi ovat:

- Käytetään ulostuloreitittimiä, jotka voivat yhdistää jopa tuhansia IP-kohteita yhteen virtuaalikanavaan
- Sallitaan virtuaalikanavien yhdistäminen, jolloin puurakenne yhdistää kaikki sisäänmenot annettuun ulostuloon täydellisellä kytkennällä ilman, että tarvittavien virtuaalikanavien lukumäärä koko verkossa olisi suuruudeltaan sisäänmenojen neliön luokkaa.

Kun kaikki aliverkon reitittimet ovat ISR:iä, verkko on luonnollisesti tehokkaimmillaan ja suhteellinen virtuaalikanavien määräkin on edullisin. IBM:n mukaan ARIS on myös parhaimmillaan silloin, kun IP-reititystopologiassa IP-kohteiden määrän suhde ulostuloihin on suuri, kuten runkoverkoissa on.

Virtuaalikanavien määrän säästö perustuu ISR:n laitetason ominaisuuksiin. Jotkut ATM kytkinkomponentit voivat yhdistää useita sisääntulevia VC:itä yhdeksi ulosmeneväksi virtuaalikanavaksi lähes tavallisilla kytkentänopeuksilla. Yhdistäminen hoidetaan siten, että sisääntulevat solut kootaan uudelleen uusiin kehyksiin lomittamatta eri kehysten soluja.

### **5.3.2 Renkaiden estäminen**

ARIS takaa renkaattomat kytkentäpolut jopa äkillisten reitinmuutoksista johtuvien IP-reititysrenkaiden tapauksessa. Kun jokainen etappi vähentää IP-paketin otsakkeen TTL-laskurin arvoa, eksynyt liikenne poistetaan ennen pitkää. ATM:ltä puuttuu vastaava laskin, joten liikenne jatkuisi VC-renkaan keston ajan ja pahimmillaan sekoittaisi IP-reititysliikennettä ja hidastaisi reititystä pidentäen samalla renkaan kestoja.

IPv4-reitittimet edellyttävät, että jokaisen solmun, jonka kautta IP-datapaketit kulkevat, on voitava vähentää pakettien TTL-kentän arvoa. Nykyään ATM ei tähän pysty, mutta ARIS voi päivittää TTL:n arvon ulostulotunnistekohtaisen etappilaskimen avulla.

Virtuaalikanavaa perustettaessa asianomaiset ISR:t lisäävät tunnuksensa jokaiseen eteenpäin lähettämäänsä perustamissanomaan. Näin syntynyt reitti voidaan tunnistaa solmu solmulta ja jokainen ISR, joka vastaanottaa perustamisviestin varmistuu, että polku on kunnollinen ja ettei renkaita ole. Huomattakoon, ettei ARIS pyri purkamaan äkillisiä IP-renkaita, vaan estämään VC-renkaiden synnyn.

### **5.3.3 Tietokannat**

ISR käyttää kolmea loogista tietokantaa reittien määrittämiseen ja pakettien välittämiseen:

- Reititystietokanta RIB (Routing information base): erilaisten IP-reititysprotokollien avulla lasketaan yritetään-parasta-reitit (best effort). Tämä kanta on olennaisesti sama niin ISR:llä kuin reitittimilläkin. ISR käyttää sitä lisäksi ulostulosolmujen paikantamiseen ja tunnisteiden etsimiseen kahdelle allaolevalle kannalle.
- Välitystietokanta FIB (Forwarding information base): ISR:n FIB:iin on reitittimien kantaan verrattuna lisätty jokaiselle seuraavalle etapille ulostulotunniste. Muut tiedot ovat ulostulorajapinta, seuraavan etapin IP-osoite ja näihin liittyvä alajuoksun virtuaalikanava. Reititysprotokollat liittävät ulostulotunnisteet etappeihin ja ARIS etapit ja ulostulotunnisteet perustettuihin virtuaalikanaviin.
- Kytkentäpolkukanta VCIB (VC information base): Tätä kantaa ei ole tavallisella reitittimellä. Se vastaa jokaisen ulostulotunnisteen alajuoksun ja yläjuoksun VC:iden liittämistä toisiinsa halutulla tavalla näihin liittyvistä tiloista.

### **5.3.4 Ulostulotunnisteet ja ISR:t**

Ulostulotunnisteilla ARIS tasapainottaa toivetta liittää monta IP-osoiteliitettä tiettyyn ulostulotunnisteeseen ja toisaalta halua maksimoida kytkennän tuomat edut. ARIS valitsee jonkin seuraavista tunnistetyypeistä reititysprotokollilta saamansa tiedon ja paikallisen konfiguraation mukaan:

- IP-määränpääliite (IP destination prefix): Jokainen määränpääliite ylläpitää omaa VC-puutaan. Tämä ratkaisu ei skaalaudu suurissa runkoverkoissa, joissa IP-kohteiden määrä on suuri. Toisaalta jotkut protokollat, kuten RIP, eivät pysty tarjoamaan parempaa tietoa. Tämä tunnistetyyppi on käyttökelpoinen pienemmissä verkoissa kuten yliopistoverkoissa tai jopa jonkin yrityksen yksityisessä WAN:issa.
- Ulostulo IP-osoite (Egress IP address): Käytetään lähinnä BGP-protokollapäivityksiin. Jotkut OSPF-reitityypit käyttävät tätä myös.

- OSPF-reititintunnus: Sallii useiden OSPF:n reitittämien datapaketti-protokollien liikenteen yhdistämisen. Tuorein versio OSPFv3 tukee sekä IP:n että IPv6:n reititintunnuksia.
- Monilähetyspari: <lähde, ryhmä> paria käyttävät monilähetysprotokollat kuten DVMRP, MOSPF ja PIM. Kaksi jälkimmäistä käyttävät myös versiota <lähteen sisäänmeno, ryhmä>.

Ulostulotunnisteiden valinnan joustavampaan hallintaan päästään, jos näille määritellään hierarkia. Näin ISR:t saadaan itseoppiviksi tai ne pystyvät muuten valitsemaan eri tilanteisiin parhaiten sopivan tunnisteiden. IBM:n mukaan suorituskykyä voidaan parantaa, kun ulostulotunnisteet asetetaan viittaamaan ulostulo-ISR:ää seuraavaan reitittimeen. Tällöin datapaketit voidaan kytkeä reititysalueen sisäänmenosta suoraan reitittimeen ohi ulostulo-ISR:n.

### **5.3.5 Monireittisyys**

Monet reititysprotokollat kuten OSPF tarjoavat mahdollisuuden useaan yhtä edulliseen polkuun (equal-cost) haluttuun määränpäähän. Lähes kaikkia ATM-kytkimiä koskevista rajoituksista johtuen jokaiselle polulle on varattava oma virtuaalikanava. Näin ollen sisäänmeno-ISR:t joutuvat valitsemaan käytettävän polun. Jokainen ISR, joka vastaanottaa useita perustamisviestejä eri polkujen alavirran ISR:ltä, voi neljällä eri tavalla lähettää useita perustamisviestejä ylävirtaan:

- Lähetetään monet perustamisviestit vastavirtaan säilyttäen virtuaalikanavat. Jokaiselle viestille on varattava numeerinen tunniste, jottei uutta viestiä erehdyksessä tulkittaisi edellisen päivitykseksi. Tämä vaihtoehto ei selvästikään säästä virtuaalikanavia.
- Välitetään vain yksi perustamisviesti vastavirtaan, jolloin datapaketit lähetetään monipolku-ISR:llä IP:n verkkokerroksella. Virtuaalikanavien määrässä säästetään, tosin kytkennän tehokkuuden kustannuksella.
- Välitetään vain yksi perustamisviesti vastavirtaan ja unohdetaan muut. Virtuaalikanavien määrässä säästetään ja kytkennän tehokkuus säilyy. Alavirran linkit eivät ehkä kuormitu yhtä tasaisesti kuin edellisissä vaihtoehdoissa

- Lähetetään vastavirtaan yksi viesti, joka sisältää kaikkien alavirran poluilta tulleiden viestien sisällön. Tällöin monipolkureitin alkukohtaan johtaa vain yksi virtuaalikanava. Edellytyksenä on, että kyseisen ISR:n ATM-kytkinlaitteisto pystyy oikein jakamaan yläjuoksulta saapuvan liikenteen alavirran virtuaali-kanaville. Rengaspolut vältetään sillä, että ylävirtaan lähetetty viesti yhdistää saapuneiden viestien ISR-tunnuslistat. Tämä tapa säästää virtuaalikanavien määrää ja on tehokas, mutta vaatii hieman monimutkaisemman toteutuksen.

### **5.3.6 Virtuaaliväylälaajennus**

Jotta ARIS pystyy yhdistämään virtuaalikanavavirtoja, edellytetään ATM-kytkimiltä kykyä estää solujen lomitus. Useimmat kytkimet eivät tähän pysty. Eräs ratkaisu on korvata ulostulosolmuihin johtavat virtuaalikanavat virtuaaliväylillä. VP-laajennus kykenee yhdistämään VP:t. Solujen lomitus estetään asettamalla virtuaaliväyliä sisäisiin virtuaalikanaviin yksilöivät tunnukset VCI:t. Jokainen ISR tarvitsee yksilöllisen VCI-joukon erottaakseen tiettyyn ulostuloon johtavat solupolkunsa. Virtuaaliväylälaajennus tuhlaa VC:iden määrää yhdistämistä enemmän, mutta välttämällä kehysten muodostus ja purku polunvarren ISR:illä, se vähentää verkon odotusaikoja ja keventää laitevaatimuksia. [ARIS]

## **5.4 Cascaden IP-luotsi**

Cascade Communications Corporationin IP Navigator on topologiapohjainen ARIS:in ja lippukytken tapan ja muutenkin läheistä sukua näille. Cascaden ATM- tai Frame relay-kytkimet varustetaan reititysprotokollatuella, jolloin ne näkyvät reitittiminä IP-reitittimille ja -isäntäkoneille. Näihin ne pitävät yhteyttä standardoiduilla pisteestä-pisteeseen protokollilla tai ATM- tai Frame relay-pisteestä-pisteeseen protokollilla. Cascaden tavoitteena on ollut toimintavarmuutensa osoittaneita olemassaolevia protokollia hyödyntävä yksinkertainen IP-kytkentätoteutus.

### **5.4.1 Reititys**

Cascaden kytkinreitittimet vaihtavat reititystietoja tavallisten reitittimien kanssa standardin mukaisten IP-reititysprotokollien kuten BGP:n ja OSPF:n välityksellä. Cascaden IP-kytkentäisen verkon sisällä käytetään myös IP-reititysprotokollia, vaikka

varsinainen paketinvälitys hoidetaankin kytkentäisesti. OSPF:n avulla kytkinreitittimet oppivat verkon topologian ja tämän verkon ulkopuolisilta reitittimiltä saamansa tiedon ne välittävät toisilleen joko OSPF:llä tai IBGP:llä. Lisäksi Cascaden kytkimet solmivat toisiinsa pisteestä-pisteeseen ja yhdestä-moneen virtuaalikanavayhteydet VC-reititysalgoritmien ja -merkinannon välityksellä. IP-luotsi-verkossa käytetään siis sekä IP- että VC-reititystä. IP-reitityksen käyttö kytkimissä parantaa verkon laajennettavuutta ja VC-reitityksen avulla saadaan palvelunlaatu verkon läpäiseville virtuaalikanaville. Kahden reitityksen käyttö sallii myös sellaisten verkkojen toteutuksen, joissa IP- ja IP-kytkentäisen verkon rajat eroavat toisistaan.

Kun IP-luotsi-verkon solmu vastaanottaa paketin ulkopuoliselta reitittimeltä, se tavalliseen tapaan tutkii IP-otsakkeen selvittäen paketin määränpään reititystaulustaan. Sen sijaan, että reititystaulusta luettaisiin seuraava etappi, siitä haetaan määränpäästä vastaava IP-luotsi-verkon ulostulosolmu ja sinne johtavan etukäteen luodun virtuaalikanavan tunnus. IP-reititys pysähtyy siis verkon reunalle. Ulostulokohdassa IP-reititys seuraavan etapin selvityksineen jatkuu normaalisti.

Cascade on tietoisesti välttänyt omien reititysprotokollien luontia. Käyttämällä OSPF/IBGP- yhdistelmää verkon sisällä varmistetaan, että sisäänmenokytkinreititin tuntee aina määränpäästä vastaavan ulostulosolmun.

Silmukoita torjutaan seuraavasti: ennen kuin sisäänmenosolmu lähettää paketin virtuaalikanavaan, se vertaa pakettiotsikon elinaikalaskurin arvoa verkon läpi kulkevan kyseisen reitin etappien lukumäärään, joka ei välttämättä ole sama kuin kytkentäisen VC-polun etappien lukumäärä (koska reititetty polku voi erota kytkentäisestä polusta). Jos TTL:n arvo on suurempi kuin reitin etappien määrä, TTL:stä vähennetään etappien määrä. Jos TTL on pienempi, niin paketti välitetään tavalliseen tapaan etapeittain, jolloin jokainen etappi vähentää elinaikalaskurin arvoa. Internetin ohjausviestiprotokolla ilmoittaa oikeassa vaiheessa paketin elinajan rauenneen, jolloin reitinseurantaohjelma traceroutekin toimii oikein verkon sisällä.

### **5.4.2 Kytkentä**

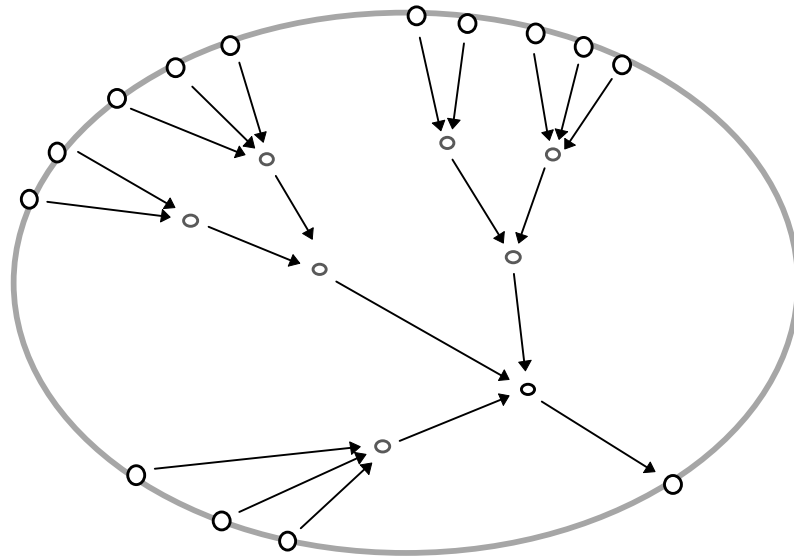
IP-luotsi-verkon jokainen reititin luo joko PNNI:n tai OSPF:n laajennuksen avulla virtuaalikanavayhteyden jokaiseen verkon ulostulosolmuun eli reuna-reitittimeen OSPF:ltä saamansa topologiatiedon pohjalta. Jos reititystiedot muuttuvat, VC-

yhteyksiä muutetaan vastaavasti. Kytkeytyt yhteydet ovat siis valmiina, kun paketteja aletaan välittää.

IP-luotsin virtuaalikanavayhteydet solmitaan dynaamisesti muuttuvan reititystiedon pohjalta. Tässä suhteessa luonti muistuttaa kytkettyjen VC:iden luontia. Pysyviä virtuaalikanavia ne muistuttavat siinä, etteivät ne edellytä isäntäkoneiden merkin- antoa.

Topologiapohjaisten tekniikoiden perusongelmaa virtuaalikanavien riittämättömyyttä IP-luotsi torjuu luomalla jokaisesta kytkimestä yhdestä-moneen puun, jonka lehtinä ovat muut kytkimet. Liikenne välitetään päinvastaiseen suuntaan lehdestä juureen monesta-yhteen-puuta eli MPT:tä (multipoint-to-point tree) pitkin (Kuva 5.4). Jos kytkettyjen polkujen halutaan yhtyvän reititettyihin, MPT on luotava käyttämällä vastakkaisen suunnan linkkien linkkikustannuksia ja UBR-palveluluokkaa. Tavallissa IP-reitityksessä verkon keskustan solmuihin kohdistuu suurin rasitus, kun valtaosa poluista kulkee keskussolmujen läpi. Tästä syystä kytkettyjä polkuja ei välttämättä kannata luoda IP-reittejä noudattaen vaan uudella ohjauksella liikenne voidaan hajauttaa tasaisemmin verkon eri osiin.

MPT-puun polkukoonnissa IP-luotsi tyytyy virtuaaliväyläkoontiin, jolloin yhdistetyt polut voidaan ulostulossa erottaa virtuaalikanavatunnusten perusteella. Jotta IP-luotsi-tekniikka olisi laajennettavissa suuriinkin verkkoihin, Cascade tarjoaa ratkaisuksi hierarkisuutta. IP-luotsin on testeissä todettu toimivan 400 solmun ja 1000 linkin OSPF-verkossa. Sitä suuremmat verkot ehdotetaan yleensä jaettaviksi edellä mainitun kokoisiksi osaverkoiksi. Osaverkosta toiseen siirrytään tällöin verkkokerrostason reitityksellä.



**Kuva 5.4 IP-luotsin MPT-puu**

MPT-puun polut selvitetään VC-reititystä käyttämällä. IP-luotsin käyttämien kahden reititystavan, IP- ja VC-reitityksen on luonnollisesti kyettävä kommunikoimaan keskenään ja yhdessä tunnistamaan kytkimet. Tällä hetkellä yhteydenpito hoidetaan OSPF:n reititintunnuksella, kun kummallakin reitityksellä on käytössä oma OSPF-kopio.

### 5.4.3 Liikenteen hallinta

Liikenteen hallinta perustuu OSPF- tai PNNI-reititysprotokollille ilmoitettuun tietoon linkkien vapaasta kaistanleveydestä ja virtuaalikanavien tarvitsemista voima-varoista. Molemmissa tapauksissa VC-reititys perustuu dynaamiselle reititysalgoritmillemme, jolloin reitin valinnat voidaan tarpeen mukaan automaattisesti muuttaa. Virtuaalikanavien reititys voi myös seurata liikenteen kausivaihteluja.

IP-luotsi luottaa ennalta määrättyihin reitteihin liikenteen hallinnassa ja palvelun laadun takaamisessa. Ennalta määrätty reitit sallivat

- reitityksen palautuksen (crankback) reittiä luotaessa ja uudelleen yrityksen
- useiden VC:iden yhdistetyn väylän optimoinnin
- vaihtoehtoisten reittien asteittaisen käyttöönoton



Ennalta määrättyllä reitityksellä ulostulosolmu voi yhdellä kertaa optimoida itseensä päätyvän monesta-yhteen-polun valiten mm. puun koontikohdat. Tällä tavoin verkon kuormitusta voidaan joustavasti tasata. Koko MPT:n optimointi yhdellä kertaa on hyvin monimutkaista ja siirtymävaihe uuteen optimoituun reitistöön on sekava. Yksinkertaisempaa on optimoida jaksoittain jokainen pisteestä-pisteeseen polku verkon kulloisenkin tilan pohjalta. Tasaisin aikaväleihin uudistettava reititys mukauttaa polut liikenteen tarpeisiin. Polut voidaan yhdistää samaan MPT:hen siinä vaiheessa, kun ne yhtyvät ja niiden loppumatka on sama.

Jotta reitin valinta säilyisi johdonmukaisena ja yhtenäisenä, etappikohtaisen reitityksen on laskettava reitit samalla tavalla. Laskennan muutos on vaikeaa ilman verkon alasajoa, mikä taas suurten runkoverkkojen kohdalla on käytännössä lähes mahdotonta.

#### **5.4.4 Palvelun laatu**

IP-luotsi sallii palvelun laatuluokkajaon hienosyisestä karkeajakoiseen. Karkein jako on perinteinen yhden luokan yritetään-parasta-palvelu. Tällöin riittää yksi MPT jokaista ulostulosolmua kohti. Kun palvelunlaatuluokkia on useampia, jokaista luokkaa kohti luodaan ulostulokohtainen monesta-yhteen-puu. Hienojakoisin luokkajako on Ipsilonin tapaan vuokohtainen, jolloin virtuaalikanavalla yhdistetään lähdon ja määränpään isäntäkoneet. [Navi]

### **5.5 Lippukytken, ARIS:in ja IP-luotsin vertailu**

Ciscon lippukytkenä on tehty joustavaksi. Suuri laitevalmistaja on pyrkinyt välttämään tilannetta, jossa uuteen tekniikkaan siirtyminen edellyttäisi täysin uuden laitteiston hankkimista. Sen mukaan käytössä olevien kytkimien ja reitittimien ohjelmistot päivittämällä voidaan siirtyä nopeutettuun leimakytkentään. Suurempi hyöty uudesta tekniikasta saadaan tosin vasta laitteistotason muutoksin.

IBM on kokeillut Ipsilonin IP-kytkintä päivittämällä oman 8260-keskittimensä ohjelmistot ja todennut ratkaisun toimivaksi. IBM:n perinteisiin kuuluu kuitenkin aina myös ainakin yhden oman menetelmän - tässä tapauksessa ARIS:in - kehittäminen ja sisäisessä esikarsinnassa valitaan markkinoille tarjottava vaihtoehto.

ARIS:iin voidaan siirtyä päivittämällä reititin kytkinohjelmistolla, kun taas IP-luotsissa Cascaden kytkin päivitetään reititysprotokollatuella IP-kytkimeksi. Ciscon menetelmässä reititin voidaan päivittää kytkinominaisuuksilla tai ATM-kytkin 'korottaa' TSR o.t.o:ksi lisäämällä siihen reititinprotokollien ja TDP:n käsittely.

Kun ARIS ja IP-luotsi perustavat aina kytkentäiset virtuaalikanavat aliverkon sisä- ja ulostulosolmujen välille, lippukytkentä kytkee paketit lippujen perusteella siten, että jokainen TSR vaihtaa käsiteltävän paketin sisäänmenolipun ulostulolippuun. ARIS tarvitsee siirtoyhteystekniikaksi ATM:n, IP-luotsille sopii lisäksi Frame relay. Kun lippukytkentä tukeutuu ATM:ään tai Frame relay:hyn leimat sijoitetaan VPI/VCI tai DLCI-kenttiin.

ARIS:illa ja IP-luotsilla ulostulosolmu hallitsee virtuaalikanavien luonnin. Lippukytkennän leimapolun luonnissa tunnistaa reititinvalmistajan reititysprotokollien hajautetun tiedonvaihtotavan. Solmut varaavat aluksi omatoimisesti leimat ilman yhteistä ohjausta ja tiedottavat varauksistaan naapureilleen. Ristiriitaisuuksia havaitessaan solmut vaihtavat leimat uusiin. Tarkistusprosessi etenee ulostulosta lähtien vastavirtaan.

Lippukytkennässä lippuihin perustuvat 'loogiset yhteydet' voidaan luoda myötä- tai vastavirtaan. ARIS ja IP-luotsi hoitavat tämän tiedonvälityksen aina vastavirtaan.

Lippukytkennästä ja IP-luotsista on jo koekäytössä testiversioita, ARIS:ista sen sijaan ei. Kun ensinmainitusta on tehty kymmenkunta I-D-dokumenttia, on ARIS:ista laadittu neljä, IP-luotsista ei yhtään. IBM tuntuu luottavan eniten ATM-tekniikkaan, kun se hyödyntää virtuaalikanavia. Reitittimien markkinajohtaja Cisco käyttää ennakkoluulottomimmin ja vähiten 'oikea-oppisesti' ATM-kytkimiä.

Alan julkisessa MPLS-keskusteluryhmässä on epäilty varsinkin ARIS:in skaalautuvuutta. Jos ARIS koostuu ATM-kytkimistä, jotka kaikki pystyvät yhdistämään virtuaalikanavia (VC merge), virtuaalikanavat riittävät pitkälle, eikä laajennettavuudelle ole esteitä. IP-luotsin rajoittuminen vain virtuaaliväyläkoontiin pakottaa sen turvautumaan laajoissa verkoissa osaverkkoihin, joiden välinen liikenne on hoidettava verkkokerrostasolla, mikä vähentää ratkaisun tehoa.

Lopussa olevassa liitteessä on valmistajakohtaisten tekniikoiden taulukkomuotoinen vertailu.

## **5.6 Topologia- ja vuopohjaisten menetelmien vertailu**

Olellainen ero näiden menetelmien välillä on se, että topologiset tekniikat voivat vaivatta pikakytkä kaikki paketit ennalta luotuja kytkentäisiä polkuja pitkin, kun taas vuopohjaisuudessa joudutaan harkitsemaan, kannattaako vuo kytkeä eli onko se tarpeeksi pitkä. Alkupään pakettejahan reititetään siihen asti, kunnes kytketty polku on ehditty luoda.

Topologisissa menetelmissä vältytään ATM:n tavanomaisilta vuokohtaisilta yhteydenmuodostuksilta, joita voi olla paljon, jos liikenne on protokollien sekä lähtö- että kohdeosoiteparien suhteen hyvin vaihtelevaa ja vuot keskimäärin pieniä. Vuopohjaisessa menetelmässä epäilyttää se, että vuon alkupää joudutaan normaalisti reitittämään eli kuljettamaan eri reittiä kuin loppuosa, joka pikakytetään, kun vuo on ehditty muodostaa. Huomattakoon, että mitä nopeampi linkki on suhteessa vuota lähettävään sovellukseen, sitä nopeammin oikopolku ehditään perustaa. Viiveherkille lähetyksille on etua siitä, että siinä vaiheessa kun normaali ATM:n VC luodaan, Ipsilonin IP-kytkennän ensimmäiset solut ovat jo perillä ja 'lennosta' on luotu nopea ohikytkeä lopuille soluille.

Ipsilonin IP-kytkennän keskeinen parametri on vuo, sen kesto ja 'karkeus'. Jos vuon nykyään hyvin lyhyttä kestoa pidennetään esimerkiksi päiviin ja sovelluskohtaisuus korvataan karkeammalla lähtö-/kohdeosoiteparilla, lähestytään topologista tekniikkaa ja kun lähtö-/kohdeosoitepari korvataan IP-kytketyn verkon sisäänmeno-/ulostulo-solmu-parilla tullaan topologiseen ratkaisuun. Tämä poistaisi yllä mainitun kahden reitin epäkohdan. Toisaalta, jos liikenne vaihtelee paljon esimerkiksi viikottain, viikon kestävät vuot voisivat olla hyvä vuoavaruutta säästävä ratkaisu.

### **5.6.1 Virtuaalikanavien riittävyys**

VC-avaruuden riittävyys on molemmille tekniikoille tärkeää. Ipsilonin lyhytkestoiset vuot säästävät virtuaalikanavatunnuksia vain todelliseen käyttöön, mutta samalla tuhlaavat niitä sovelluskohtaisesti. Sovelluskohtaiseen vuojaotteluun ei mielestäni ole varaa, ellei yhteyksien määrä suhteessa lähtö/kohdepareihin ole hyvin pieni, mikä lienee hyvin epätodennäköistä ainakin runkoverkoissa. Leimakytkennän välitysekvi-valenssiluokat tarjoavat paljon realistisemmän yhteyksien lukumääriä säästävän karkeamman vaihtoehdon toteuttaa sinänsä tarpeellinen palveluluokkajaottelu.

Leimakytkennässä uskotaan IP-luotsia lukuunottamatta VC-koontiin suurissa runko-verkoissa. Tämä tosin edellyttää lähes täydellistä kytkinkannan uudistamista, nykyiset ATM-kytkimet kun eivät yleensä pysty yhdistämään virtuaalikanavia. Verkon koko ja palvelunlaadun hienojakoisuus määräävät virtuaalikanavatarpeen.

Ipsilonin IP-kytkentä ottaa laitteena erittäin nopean ATM-kytkimen suoraan haltuunsa korvaamalla ATM:n ylemmät ohjaustoiminnot omalla GSMP-protokolla-ohjelmistollaan. Leimakytkennässä puolestaan ATM-kytkimestä voidaan muokata lippukytkinreititin lisäämällä siihen reititysprotokollien ja lipunjakoprotokollan käsittely.

### **5.6.2 Topologia- ja vuopohjaiset leirit**

Topologia/leimapohjainen menetelmä näyttää saavan ainakin laitevalmistajien kannatuksen. Ipsilon jäänee ainoaksi puhtaan vuopohjaisen menetelmän kannattajaksi, kun Toshibaakin siirtynee leimapohjaisuuteen. IP-luotsilla vuokohtainen välitys on yksi vaihtoehto. Ipsilonille on ominaista vuoajattelun lisäksi yksinkertainen-onkaunista filosofia, jossa pyritään välttämään ATM:n raskaahko merkinanto ja kansainvälisessä standardoinnissa eli ATM-Forumissa syntyneet raskaat, joskin monipuoliset protokollat kuten PNNI. Liikenteen hallinnassakin on rajoitettu vain nopeuden sääntelyyn. Rintamalinja näyttää siis osin kulkevan myös välillä yksinkertainen ja nopea vastaan monipuolinen, standardien mukainen ja raskaampi. Topologia-pohjaisetkin ratkaisut ovat puhdasta ATM:ää yksinkertaisempia, mutta Ipsilonia monipuolisempina eivät luonnollisesti ole yhtä kevyitä.

Ipsilon ehti ensimmäisenä markkinoille ja sen IP-kytkentä ehti olla saatavilla parin vuoden ajan. Suuren alkuinnostuksen jälkeen vauhti kuitenkin hyytyi ja sen myynti on lopetettu. Ipsilonin ratkaisua ei ole toteutettu kuin muutamassa kymmenessä verkossa. Ciscon tällä hetkellä vain koekäytössä oleva lippukytkentä tulee markkinoille vuoden -98 puoleen väliin mennessä. Sen markkinoille tulon myöhästyminen johtunee pääasiassa tarpeesta katsoa, mihin suuntaan uusi MPLS-standardi kehittyy. IP-luotsista on Cascaden edustajien mukaan julkaistu varhainen tuotantoversio. ARIS sensijaan on suunnitteluvaiheessa ja odottanee lippukytkennän tavoin MPLS:n valmistumista vuoden lopulla.

Ipsilonin rajoittuminen siirtoyhteyskerroksella vain ATM:ään rajasi merkittävän joukon operaattoreita sen tavoittamattomiin, sillä monet operaattorit kieltäytyvät käyttämästä ATM:ää.

## **6. IETF:n Moniprotokollaleimakytkentä MPLS**

Tässä luvussa esitellään kehitteillä oleva MPLS-standardi ja arvioidaan sen mahdollisuutta ratkaista nopeasti kasvaneen Internetin tiedonvälityksen ongelmia.

### **6.1 Yleistä**

Vuoden -97 alussa IETF perusti moniprotokollaleimakytkentä-työryhmän (MPLS) standardoimaan monikerrosreititystä, jonka kehittämisen laitevalmistajat, kuten Cisco ja IBM olivat itsenäisesti aloittaneet puolta vuotta aikaisemmin. Samaiset laitevalmistajat yhdessä mm. lähinnä vuopohjaisen solukytkinreitittimen CSR:n luoneen Toshiba ja IP-luotsin valmistajan Cascaden kanssa muodostavat ydinryhmän projektissa, johon on liittynyt monta muutakin merkittävää laitevalmistajaa. Ipsilon on kuitenkin halunnut pysytellä MPLS-työryhmän ulkopuolella. MPLS sisältää sekä topologia- että vuopohjaisen leimakytkennän.

MPLS-työryhmän päätavoite on luoda Internet-standardi, joka yhdistää leimapohjaisen välityksen ja verkkokerroksella tehtävän reitityksen. Tämän tekniikan tavoitteena on

- parantaa reitityksen suorituskykyä
- tehdä suurinopeuksinen pakettien välitys edullisemmaksi
- parantaa verkkokerroksen skaalautuvuutta
- tehdä uusien reitityspalvelujen käyttöönotto entistä joustavammaksi
- lisätä liikenteenhallintaominaisuuksia

Vaikka MPLS-työryhmän pääkohteena ovat IPv4- ja IPv6-verkkoprotokollat, perustekniikka on laajennettavissa muihinkin verkkoihin ja ATM:n lisäksi muillekin siirto-tekniikoille.

### **6.2 MPLS:n komponentit**

Koska varsinaisia teknisiä laitteistotason ratkaisuja ei määritellä - toisin kuin valmistajakohtaisissa ratkaisuissa - komponentit määritellään yleisemmin.

MPLS:n pääkomponentit ovat seuraavat:

- MPLS-solmu käyttää MPLS:ää ja yhtä tai useampia reititysprotokollia ja kykenee

välittämään paketteja leimojen perusteella. MPLS-solmu saattaa myös kyetä välittämään aitoja L3-tason paketteja

- Leimakytkinreititin LSR (Label switching router) on L3-tason paketteja välittämään kykenevä MPLS-solmu
- MPLS-reunasolmu yhdistää MPLS-alueen ulkopuoliseen solmuun. Ulkopuolisuus voi johtua kuulumisesta toiseen alueeseen tai siitä, että solmussa ei ajeta MPLS-protokollaa
- MPLS-ulostulosolmu on MPLS-alueesta poistuvaa liikennettä välittävä reunasolmu
- MPLS-sisäänmenosolmu on MPLS-alueeseen tulevaa liikennettä vastaanottava reunasolmu

## **6.3 Leiman anto ja käyttö**

### **6.3.1 Leima**

Leima on lyhyt vakiomittainen tunnus, jonka merkitys on paikallinen ja joka yksilöi usein lukuisistakin voista koostuvan tietovirran. Vierekkäiset LSR:t sopivat tietyn leiman kuvaamaan toisen toiselle välittämään tietovirtaa. Vastaanottavan solmun edelleen kolmannelle solmulle välittämään virtaan liitetään uusi leima. Laajempaa merkitystä leimoilla ei yleensä ole. Kun solmu vastaanottaa paketin ja välittää sen edelleen, se samalla vaihtaa sisäänmenoleiman ulostuloleimaan kuten ATM-solmu vaihtaa VC-tunnuksen. Leima voi olla myös porttikohtainen tai pienemmissä verkoissa sen merkitys voi olla verkonlaajuinen, jolloin solmujen ei tarvitse vaihtaa leimoja.

Looginen leimakäsite voidaan toteuttaa seuraavilla tavoilla:

- pienenä kiilana siirtoyhteys- ja verkkokerrosotsikoiden välissä
- hyödyntämällä ATM:n VPI/VCI-kenttiä

### 6.3.1.1 Kiilaleima

Erityistä MPLS-laitteistoa ja/tai ohjelmistoa käytettäessä luontevin leimatoteutus on ‘kiilan’ käyttö. Tällöin verkkotason paketti koteloidaan leimalla ennen L2-kerrokselle siirtoa. Neljän oktetin mittainen leimakoodi (Kuva 6.1) sisältää kentät:

Leima	CoS	P	TTL
-------	-----	---	-----

**Kuva 6.1 Leimakoodi**

- leima, 20 bittiä, johon välitys varsinaisesti perustuu
- palveluluokka CoS, 3 bittiä, vaikuttaa jonotus- ja hylkäysalgoritmeihin
- leimapino, 1 bitti, ilmoittaa onko kyseessä leimapinon alin leima
- elinaikalaskuri TTL, 8 bittiä, toimii kuten IP:ssä ehkäisten mahdollisten silmukoiden aiheuttamia ruuhkia

### 6.3.1.2 ATM LSR:nä

MPLS:n pakettien välitys muistuttaa ATM-kytkinten välitystä VPI/VCI-tunnusten vaihtoineen. Sopivin ohjelmistopäivityksin ATM-kytkimistä saadaankin leimakytkinreitittämiä. Jakamalla VPI/VCI-avaruus kytkin voi toimia sekä varsinaisena ATM-kytkimenä, että LSR:nä.

Virtuaalipolkuja ja -tunnuksia voidaan hyödyntää seuraavasti:

1. Leimapinon päällimmäinen leima voidaan koodata käyttämällä ATM-solujen VPI/VCI-arvoja, jolloin LDP toimii merkinantoprotokollana. Tällä tekniikalla ATM-LSR ei kuitenkaan voi käyttää ‘push’ ja ‘pop’-pino-operaatioita, joilla leimapinon lisätään uusi jäsen ja vastaavasti poistetaan vanha jäsen.
2. Kun VPI-kenttään koodataan pinon päällimmäinen leima ja VCI:hin mahdollinen seuraava leima, voidaan hyödyntää ATM:n virtuaalipolkukytkentää. Leimakytkinpolut on toteutettu kytkentäisinä virtuaalipolkuina. LDP on jälleen merkinantoprotokollana. Tätä tekniikkaa ei voida käyttää, jos verkko sisältää virtuaalipolun, joka kulkee läpi MPLS:ää käyttämättömän ATM-osaverkon.



3. Käyttämällä edellistä tekniikkaa sillä erolla, että leima koodataan vain VCI:n alkuosaan ja jälkiosalla yksilöidäänkin sisäänmenokohta, voidaan toteuttaa monesta-yhteenpolku.

Jos leimapino on kahta tasoa syvempi, on käytettävä myös kiilaleimaa geneeriseen kotelointiin.

### **6.3.2 Leimanjako**

LSR:t välittävät toisilleen tietoja käyttämistään leimoista. Tämän ne voivat tehdä käyttämällä MPLS:n leimanjakoprotokollaa LDP:tä tai hyödyntämällä yleisiä reititys- tai hallintaprotokollia, kuten BGP:tä tai mahdollisesti RSVP:tä. LDP:tä käytetään MPLS-alueen sisällä ja BGP:tä alueiden välillä.

Leimanjakoprotokolla on vielä kehitteillä ja se tulee saamaan piirteitä topologia-pohjaisista lippukytken TDP:stä ja ARIS:ista sekä Toshiban liikennepohjaisen solukytkinreitittimen FANP:stä.

#### **6.3.2.1 Leimanhallinta**

Leimojen alustava varaus voidaan tehdä kahdella eri tavalla

- paikallisesti, kuten Ciscon lippukytkenässä
- ulostulosolmun aloitteesta, kuten IBM:n ARIS:issa

Kun leimat varataan paikallisesti, jokainen solmu voi olla aloitteentekijä ja sitoa leiman havaitsemaansa välitysekvivalenssiluokkaan FEC, joka käsittää samalle polulle lähetettävät ja muutenkin samalla tavalla käsiteltävät vuot. Verkko käynnistyy nopeasti, kun minkään solmun ei tarvitse odottaa leimapyyntöjen etenemistä. Paikallinen toiminnan vapaus voi kuitenkin johtaa epäjohdonmukaisiin polkujen leimojen varauksiin. Kun joku solmu yhdistää useita IP-etuliitteitä samalle leimalle, toinen polku voi varata jokaiselle etuliitteelle oman leiman. Alavirran allokointi voi jälkeempään korjata nämä ristiriitaisuudet ja liian hienojakoisesti leimoja varanneet solmut voivat vapauttaa tarpeettomiksi käyneet leimansa.

Kun ulostulosolmu aloittaa leimojen varauksen ja alavirran allokoinnin mukaisesti leimasidonta etenee ylävirtaan, käynnistys on hallitumpaa, joskin hitaampaa kuin edellisellä menetelmällä. Koko polun leimasidosten tarkistusmenettely on kuitenkin

tarpeen tälläkin tekniikalla, sillä ulostulosolmu voi vaihtua tai se voi muuttaa päätöstään leimasidoksen karkeudesta.

Oleellisin ero on siinä, odottaako solmu vai varaako se heti alustavat leimat silläkin uhalla, että se joutuu myöhemmin joissain tapauksissa korjaamaan valintansa. Molemmissa tapauksissa solmujen on tunnettava sidonnan karkeusaste, jotta päätökset olisivat johdonmukaisia. Ulostulohallinnassa solmujen on tiedettävä tiettyyn ulostulosolmuun johtavien polkujen leimasidosten karkeus, mutta paikallis-hallinnassa solmujen on tiedettävä kaikkien polkujen sidosten karkeus, jottei niiden tarvitsisi perua päätöksiään liian hieno- tai karkeajakoisen sidonnan vuoksi.

Sinänsä paikallisen tai ulostulokontrollin valinta ei vaikuta LDP-mekanismeihin. Menetelmät voivat olla suoraan yhteistoiminnassa, tosin samassa verkossa vaikuttaessaan leimojen varaus perustuu lähinnä paikalliseen ohjaukseen. MPLS-arkkitehtuuri sallii kummatkin menetelmät ja valinta voi olla paikallinen. LSR:lle riittää vain toisen hallintatekniikan tukeminen.

### 6.3.2.2 Leimanvälitys

Leimatiedon voi välittää joko

- vuon lähettävä MPLS-solmu eli ylävirran LSR tai
- vuon vastaanottava solmu eli alajuoksun LSR

Alavirran allokoinnissa vuon vastaanottava solmu, joka siis käyttää leimaa hakuavaimena kytkintauluunsa, varaa leiman ja tiedottaa siitä lähettävälle solmulle. Tämä menetelmä on todennäköisesti luontevin tapa pisteestä-pisteeseen liikenteelle. Oletus-arvoisesti leiman varauksesta tiedotetaan kaikille naapureille. Varsinkin ATM:ää käytettäessä mahdollisten leimojen määrä voi olla varsin rajallinen, jolloin voidaan käyttää 'pyynnöstä varausta'. Tämä tapa tulee kyseeseen esimerkiksi silloin, kun solmu reittejä laskettuaan havaitsee tietyn naapurin olevan jonkin reitin uusi seuraava etappi. Pelkkä naapuruus ei siis olisi syy leiman varaukseen tässä säästömallissa.

Yläjuoksun varauksessa lähettävä solmu on aloitteentekijä. Se ei käytä varaamaansa uutta leimaa kytkintaulunsa hakutekijänä, vaan saa sen hakunsa tuloksena. Tämä menetelmä lienee sopivin monilähetyksissä, missä käyttämällä samaa leimaa kaikille porteille, monilähetystä voidaan optimoida.

MPLS-alueessa voidaan joissain tapauksissa myös käyttää alueelle etukäteen varattuja yksilöllisiä leimoja. Tämä on mahdollista ainakin alueissa, jotka eivät ole kovin laajoja. Alueen jokaiselle solmulle voidaan antaa tässä nimenomaisessa alueessa voimassa oleva yksilöivä leima tai yleismaailmallinen tunnus kuten IEEE:n 48-bittinen tunnus, mikä tosin tekisi leimasta selvästi pidemmän kuin aiottu neljän tavun mittainen leima.

Luotettavalla leimojen levityksellä on suuri vaikutus verkon suorituskykyyn varsinkin silloin, kun L2- ja L3-kerrokset eroavat välityskyvyn suhteen paljon toisistaan. LDP-pakettien välitys voidaan hoitaa joko koetun TCP:n avulla tai LDP:hen saatetaan lainata IDRP:n luotettavuusmekanismeja. TCP:tä käytettäessä vuon ohjaus olisi jo valmiina, muussa tapauksessa se on lisättävä MPLS:ään.

### 6.3.2.3 Muiden protokollien käyttö

Nykyisin käytössä olevat yleiset reititys- ja hallintaprotokollat, kuten OSPF, BGP, RSVP ja PIM voidaan helposti muuntaa välittämään reititys- ja hallintatiedon ohella myös tietoja leimasidoksista. Tämä ratkaisu on kaikessa yksinkertaisuudessaan tyylikäs. Esimerkiksi reititysprotokollien topologiatieto siirtyisi näin suoraan ja vaivattomasti MPLS:n käyttöön, eikä lyhyt leima juurikaan lisäisi esimerkiksi levitysviestien kuormaa. MPLS:n oma leimanjakoprotokolla puolestaan pitäisi erillään reittien laskennan ja leimanjaon, josta saattaisi seurata leimaamattomia reittejä tai reitittömiä leimoja.

### 6.3.2.4 Hyväksyttävät leiman arvot

Osilla MPLS-laitteista, kuten ATM-kytkimillä, voi olla käyttö- tai laitteistototeutuksellisista syistä käytössään MPLS-standardissa määriteltyä pienempi leima-avaruus. Siksi LDP tulleeikin sisältämään mekanismin käytössä olevasta leima-avaruudesta neuvottelemiseksi. Monilähetystapauksissa tämä ei tule olemaan yksinkertaista.

Kun LDP:n lisäksi leimatietoa tultaneen jakamaan muillakin tavoilla, tiedon koordinointi on luonnollisesti hyvin tärkeää.

Jotta tarpeettomiksi käyneet leimat saataisiin uudelleen hyötykäyttöön on leiman elinikä määriteltävä. Valittavina ovat reititysprotokollista tutut menetelmät. Leimalle voidaan määritellä elinikä, jonka kuluttua se automaattisesti vapautetaan ellei

voimassaoloaika ole sitä ennen uusittu. Elinaika voi olla leima- tai leimajoukko-kohtainen.

Toinen tapa on hallintaviestien avulla säännöllisin väliajoin ylläpitää leimoja. Tässä tapauksessa virkistysväli on ilmeisesti pienempi kuin elinaika, niinkuin OSPF:n HELLO-viestien väli on paljon lyhyempi kuin LSA-elinikä. Reititysprotokollia leimojen levitykseen käytettäessä tämäkin mekanismi olisi jo valmiina.

Kolmas mahdollisuus on varsinaisten leimojen poistoviestien käyttö, joka ei kuitenkaan sisällä kahden edellisen vaihtoehdon automaattista 'roskan keruuta'.

[FRAME]

### **6.3.3 Leimapino**

MPLS tukee hierarkista reititystä leimapinorakenteen avulla. Kuten normaalisti, pinoa täytetään päältä ja sen jäseniä luetaan ja poistetaan samoin päältä. Paketti välitetään aina pinon päällimmäisen leiman ohjaamana. Pinon pohjimmaista leimaa sanotaan ykköstason leimaksi ja päällimmäistä m-tason leimaksi. Leimattoman paketin pinon syvyys on 0. Leiman yhden bitin mittaisen pinon syvyyskoodin arvo pohjimmaisella eli ykköstason leimalla on 1 ja muilla 0.

Jos LSR muokataan esimerkiksi ATM-kytkimestä, pinon päällimmäinen tai pari päällimmäistä leimaa saatetaan koodata muista poikkeavalla tavalla, mutta jos leimoja on näitä useampia, käytetään seuraavassa kuvattavaa koodausta.

Leimapino koostuu jäsenistä, jotka sijaitsevat peräkkäin paketin siirtoyhteyskerrosotsikon jälkeen ja ennen verkkokerroksen otsikkoa. Leimapinojäsenen rakenne esitettiin edellä kuvassa 6.1.

Tietyn leimapinon jäsenten palveluluokka on yleensä sama, mutta etenkin palveluntarjoajien verkkojen rajoilla sen arvo voi muuttua reitityspoliittisista syistä.

Vain pinon päällimmäisen jäsenen elinaikalaskurilla TTL on merkitystä välityspäätöstä tehtäessä ja senkin TTL-arvo riippuu vain sisääntulevan paketin vastaavasta kentästä.

Ennen paketin välittämistä leimapinon

- päällimmäinen jäsen saatetaan vaihtaa uuteen jäseneseen tai
- vaihtamisen lisäksi pinoon voidaan lisätä yksi tai useampia uusia jäseniä tai

- päällimmäinen jäsen voidaan poistaa pinosta

Leimapinon jäsenillä ei ole käytössä olevaa verkkoprotokollaa ilmaisevaa kenttää. Pinon pohjimmainen leima on kuitenkin varattava käytössä olevalle verkkoprotokollalle.

### 6.3.3.1 Paketin pilkkominen

MPLS:ssä on kehitetty menettelytapoja, jotka varmistavat, että isäntäkoneille, joissa on käytössä RFC 1191:n mukainen polun MTU:n toteaminen tai jotka käyttävät IPv6:ta, kykenevät luomaan IP-paketteja, joita ei tarvitse ylipitkinä pilkkoa. Ne isäntäkoneet, jotka eivät käytä RFC 1191:ää, muodostavat korkeintaan 576 tavun mittaisia paketteja. Koska useimmille linkeille on MTU:ksi määritelty 1500 tavua on todennäköisyys, että edellä mainittujen isäntäkoneiden välittämiä leimattujakaan paketteja olisi syytä pilkkoa hyvin pieni. Samaan aliverkkoon kuuluvat isäntäkoneet puolestaan eivät tarvitse reitittämiä.

### 6.3.3.2 Leimapakettien välitys PPP-linkkien yli

Pisteestä-pisteeseen-protokolla PPP tarjoaa tavan välittää koteloimalla moniprotokollapaketteja yksinkertaisten, kaksisuuntaisten PPP-linkkien yli, joiden edellytetään säilyttävän pakettien järjestyksen. Tavallisesti kotelointiotsakkeen pituus on 8 oktettia, mutta kaistanleveyden ollessa vähissä otsake voidaan tyypistää 2:ksi tai 4:ksi oktetiksi. PPP käsittää lisäksi linkinhallintaprotokollan LCP, joka testaa käytettävän tiedonsiirtolinkin toimivuuden ja muokkaa linkin yhteydelle sopivaksi, sekä useita verkonhallintaprotokollia NCP, joilla otetaan käyttöön ja muokataan vastaavia verkkoprotokollia. MPLS:n hallinta-protokolla MPLSCP on vastuussa leimakytkennän käytöstä PPP-yhteyksien yli.

MPLSCP on seuraavin poikkeuksin sama kuin LCP:

1. Peruskehysten muotoa koskevat muutokset ovat sallittuja, kunhan niistä on sovittu yhteyden solmimisen yhteydessä.
2. PPP:n informaatiokentässä kuljetetaan täsmälleen yksi MPLSCP-paketti, PPP:n protokollakentän arvo on tällöin hex 8281 eli MPLS.
3. Koodikentässä hyväksytään vain arvot 1 - 7.

4. MPLSCP-paketteja saa lähettää vasta, kun PPP on saavuttanut verkkokerrosprotokollavaiheen.
5. Muokkausoptiot (Configuration) eivät ole käytössä.

Leimattuja paketteja voidaan välittää, kun LCP on edennyt edellä mainittuun verkkokerrosprotokollavaiheeseen ja MPLSCP on saavuttanut avattutilan. [STACK]

### **6.3.4 Leiman käyttö**

Leima voidaan liittää joko yksittäisen sovelluksen tietynhetkiseen vuohon tai tietyn reitittimen tai kytkimen kautta kulkevaan koko liikenteeseen. Näin tietovirtoja voidaan joustavasti yhdistää ja eriyttää. Palveluluokka voidaan myös yksilöidä leiman CoS-biteillä. Leimapinojen avulla voidaan toteuttaa alueisiin perustuva hierarkkinen reititys.

Leimojen käytön päämääränä on verkon toiminnan optimointi, ei sen kontrollointi. Niiden avulla voidaan tehostaa mm. liikennekuorman jakoa ja monen polun käyttöä.

## **6.4 Voiden yhdistäminen**

Laajennettavuuden kannalta on tärkeää, että samalle polulle lähetettävät samaan välitysekvivalenssiluokkaan FEC kuuluvat vuot voidaan yhdistää runkoverkoissa. Näin skaalautuvuus paranee ja skaalautuvuuskertoimeksi saadaan  $O(n)$  sen sijaan, että  $n$ -solmun verkossa jouduttaisiin turvautumaan  $O(n^2)$ -luokkaa olevaan leimojen määrään. Leima-avaruus ei riitä suurten vuojoukkojen yksilölliseen leimaamiseen. ATM-solun otsikko mahdollistaa teoriassa verkon sisällä (NNI-rajapinnoilla) VPI \* VCI eli

$$2^{12} * 2^{16} = 4096 * 65'536 \text{ eli } 268'435'456 \text{ virtuaalikanavaa.}$$

Virtuaalikanavien toteutus laiteatasolla on kuitenkin paljon hankalampaa. Nykyisillä piireillä ylletään vain kymmeneen tuhansiin VCI-tunnuksiin, vain murto-osaan teoreettisesta virtuaalikanavien määrästä. Esimerkiksi Ciscon uusi BXM-622 ATM-kortti tukee maksimissaan 32'000 yhteyttä. Korttien määrä kytkimissä on yleensä neljä, kuitenkin lähes aina alle kymmenen. Jopa vain 10'000 yhteyttä voi olla liikaa monille vanhemmille ATM-kytkimille. [Lin97] [Wor97]

### **6.4.1 VP- ja VC-pohjainen yhdistäminen**

Kun MPLS:ää käytetään kehyksiin perustuvalla siirtotiellä, yhdistäminen on yksinkertaista. Yhdistävä solmu antaa samaan suuntaan välittämilleen voille yhden yhteisen leiman.

ATM:ää käytettäessä tilanne on monimutkaisempi. Kun ATM:n sovituserroksella (esimerkiksi AAL5:ssä) protokollatietoyksikkö PDU pilkotaan virtuaaliväylä- ja virtuaalikanavatunnuksin varustetuiksi soluiksi, ei soluilla ole VPI/VCI-tunnusten lisäksi mitään tietoa siitä, mihin PDU:hun ne kuuluvat. ATM:hän olettaa tietyn tietoyksikön solujen saapuvan uudelleen koottaviksi määränpäähensä peräkkäin oikeassa järjestyksessä ilman, että minkään muun yksikön soluja olisi välissä. Jos usea soluvuo yhdistettäisiin suoraan ja niiden solut välitettäisiin eteenpäin samalla VPI/VCI-tunnuksella, eri voiden solut mitä ilmeisimmin sekoittuisivat, eikä PDU:iden kokoaminen perillä enää onnistuisi.

Virtuaaliväyläkoonti on ongelmaton sikäli, että eri vuot voidaan erottaa toisistaan virtuaalikanavatunnusten nojalla. Väylätason koonti jää suhteessa VC-koontiin kuitenkin VPI/VCI-tunnusavaruuden hyödyntämisessä puolitiehen.

Virtuaalikanavayhdistämisessä yhdistävä solmu välittää eri voiden solut samalla VPI- ja VCI-tunnuksella varustettuna. Eri kehysten erillään pitäminen voidaan hoitaa kahdella tavalla

- paketit voidaan koota ennen välitystä SAR-toiminnon avulla, jolloin menettely on oleellisesti kehysten yhdistämisen kaltainen tai
- AAL5-kehysten solut voidaan puskuroida ennen välitystä ilman, että niitä koottaisiin yhteen

Molemmat tekniikat edellyttävät tietyn kehysten kaikkien solujen vastaanottoa ja siis puskurointia ennen yhdenkään solun välitystä, mikä tekee solukytkimistä pakettikytkimiä sillä osuudella, millä ne yhdistävät VC:itä. Valitettavasti vain harvat tämän päivän ATM-kytkimistä pystyvät yhdistämään virtuaalikanavia. Solujen odottaminen kuormittaa lisäksi kytkimiä ja hidastaa näin jonkin verran niiden toimintaa.

#### **6.4.2 Puskuroinnin tarve eri tietovirroilla**

Kehyksiä ja virtuaalikanavia yhdistettäessä välittävien solujen puskuroinnin tarve ei mitenkään eroa tämän päivän tavallisten IP-reitittimien puskurointitarpeesta. Nekin odottavat koko paketin saapumista ennen välitystä.

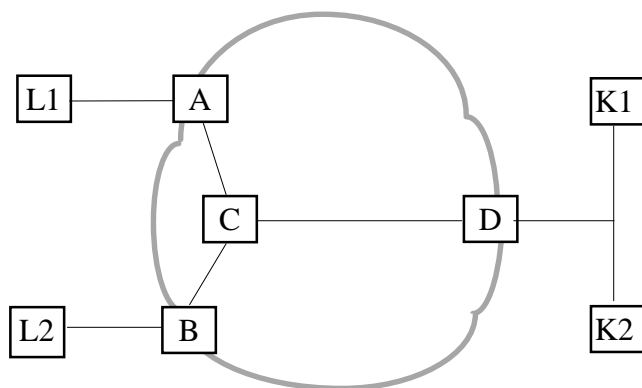
Virtuaaliväyliä yhdistettäessä solut voidaan lähettää välittömästi eteenpäin. Tällöin eri PDU:ihin kuuluvat solut saapuvat määränpäänä olevaan solmuun limittäin, mikä lisää näiden solmujen puskurointikapasiteetin tarvetta. Lisäkapasiteettivaatimusta puolestaan tasoittaa se, että joidenkin tietovirtojen määränpäänä olevat solmut ovat usein kauttakulkusolmuja muille virroille.

Uusimmat reitittimet on lisäksi varustettu monikanavaisilla rajapinnoilla ja myös useita virtuaalikanavia käsittelemään pystyvillä ATM-liittymillä, joten moniin eri paketteihin kuuluvien solujen vastaanotto ja puskurointi on niiden jokapäiväistä toimintaa. Vaikka tehokkaisten puskurien lisäys ei ole välttämättä halpaa, ongelma on kuitenkin ratkaistavissa.

ATM:lle tyypillinen piirre on kyky muokata liikennettä, jolloin tietyn virtuaalikanavan solut saatetaan tietoisesti hajauttaa muiden kanavien solujen sekaan. Näin voidaan vähentää kytkinten lyhytaikaista puskurointitarvetta. Tässä suhteessa virtuaaliväylä-koonti on joustavampi kuin virtuaalikanavien yhdistäminen, jossa tietyn paketin solut on nimenomaan koottava yhteen ennen välitystä. Liikenteen muokkaus jo sinänsä ilmeisesti vähentää solujen puskurointitarvetta.

### 6.4.3 Leimojen antotapoja

Tällä hetkellä ja vielä lähitulevaisuudessa valtaosa ATM-kytkimistä ei pysty yhdistämään virtuaalikanavia. Internet draft:issä [Fre97] tarkastellaan yhdistämistä silloin, kun vain osa solmuista on VC-koontikelpoisia.



**Kuva 6.2 MPLS-verkkoesimerkki**



Kuvassa 6.2 on neljän solmun A, B, C ja D muodostama ATM-MPLS-alue, joka välittää liikennettä lähtöpisteistä L1 ja L2 kohteisiin K1 ja K2. Solmu D on ulostulosolmu ja A ja B ovat sisäänmenosolmuja tietovirroille

- L1 - A - C - D - K1
- L1 - A - C - D - K2
- L2 - B - C - D - K1
- L2 - B - C - D - K2

Oletetaan esimerkiksi, että leimoja varataan pyynnöstä alavirtaan. Oletaan lisäksi, että solmut A ja B kykenevät yhdistämään virtuaalikanavia.

#### 6.4.3.1 Ei minkäänlaista tietovirtojen yhdistelyä

Huonoimmassa tapauksessa alueen sisä-LSR:t eivät pysty yhdistämään virtoja, eikä niitä pyritä muutenkaan liittämään toisiinsa. LSR A pyytää seuraavaa etappiaan C:tä varaamaan leimat sekä K1:lle että K2:lle. Samoin tekee B. Koska C ei kykene yhdistämään virtoja, sekin pyytää kaksi eri leimaa sekä K1:lle että K2:lle. Näin D vastaanottaa neljä eri leimanvarauspyyntöä, vaikka kohteet K1 ja K2 sen kannalta kuuluvat samaan välitysekvivalenssiluokkaan. Muistettakoon, että D on reunasolmu, johon leimapolut päättyvät ja kohteet K1 ja K2 ovat MPLS-verkon ulkopuolella. Solmu D ei kuitenkaan tunne pyyntöhistoriaa, joten se varaa varmuuden vuoksi neljä eri leimaa.

Yllä kuvatussa tapauksessa kytkettyjen leimapolkujen määrä on

$$O(N^2 * D), \text{ missä}$$

N = reuna-LSR:ien määrä (nämä toimivat sekä sisäänmeno- että ulostulosolmuina)

D = ulostulo-LSR:ien näkemien kohteiden määrä

Ongelmalliseksi tilanteen tekee se, että kohteiden määrä D voi hyvin olla suurempi kuin  $O(N^2)$ .

#### 6.4.3.2 Yhdistävä ulostulosolmu

Vaikka MPLS-verkon solmut eivät kykenisikään yhdistämään virtoja, voidaan leimoja säästää, kun leimapyyntöön liitetään tieto pyynnön kulkemasta polusta. Tällöin ulostulosolmu voi varata yhteisen leiman kaikille samaa polkua tulleille

pyynnöille. Edellisen esimerkin tapauksessa A ja B välittäisivät edelleen molemmat kaksi leimanvarauspyyntöä, mutta tällä kertaa lisättynä tiedolla pyynnön lähettäjistä ja C jatkaisi pyynnöt D:lle. Kun D huomaisi, että A:lta on tullut kaksi pyyntöä, se antaisi näille yhteisen leiman. Samoin B saisi yhden yhteisen leiman.

Kun siis ulostulo-LSR yhdistää samaa polkua tulleet pyynnöt, LSP:iden määrä on  $O(N^2)$ , missä on säästöä  $O(D):n$  verran.

#### 6.4.3.3 Sisäsolmu yhdistää, ulostulosolmu ei yhdistä

Oletetaan LSR C:n pystyvän yhdistämään virtuaalikanavia. Solmu C saa jälleen A:lta ja B:ltä molemmilta kaksi leimanvarauspyyntöä, mutta yhdistämään pystyvänä se pyytää D:ltä vain yhden leiman K1:lle ja toisen K2:lle. Jos D ei tiedä, että C pystyy yhdistämään VC:itä, se varmuuden vuoksi varaa kummallekin pyynnölle oman leiman. LSP:iden määrä on nyt  $O(N * D)$ .

#### 6.4.3.4 Sisäsolmu ja ulostulosolmu yhdistävät

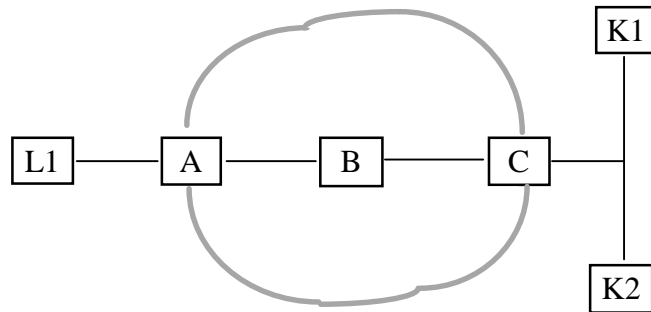
Oletetaan jälleen C:n pystyvän yhdistämään VC:itä ja oletetaan lisäksi kuten kohdassa 5.4.3.2, että pyyntöihin liitetään tieto lähettäjistä, jolloin ulostulosolmu pystyy tunnistamaan pyynnön kulkeman polun. Saatuaan A:lta ja B:ltä leimapyynnöt C pyytää jälleen yhden leiman K1:lle ja toisen K2:lle. Yhdistämiskykynsä johdosta se tällä kertaa kuitenkin kertoo olevansa itse pyynnön lähettäjä. Saatuaan C:n lähettämät pyynnöt, D varaa niille yhden yhteisen leiman, sillä pyynnöillä oli yhteinen lähettäjä. LSP:iden määrä on  $O(N)$ .

Yhdistävä ulostulosolmu säästää merkittävästi tarvittavien leimojen määrää. Paras tulos saadaan kuitenkin silloin, kun verkon kaikki solmut pystyvät yhdistämään virtuaalikanavia. [Fre97]

### 6.4.4 Voiden yhdistämistapoja

Voita yhdistettäessä koonti-LSR:llä, välittävällä LSR:llä ja ulostulo-LSR:llä on erilaiset tehtävät. Koontisolmu yhdistää eri lähteistä tulevat pakettivirrat yhdelle LSP:lle. Välittävä solmu kytkee soluja tavalliseen tapaan ja ulostulosolmu purkaa yhdistetyt polut. Yleisessä tapauksessa koontisolmuna toimii kolmostason reititin,

joka on samalla MPLS-alueen sisäänmeno-LSR. Samoin ulostulo-LSR on yleensä kolmoskerroksen reititin.



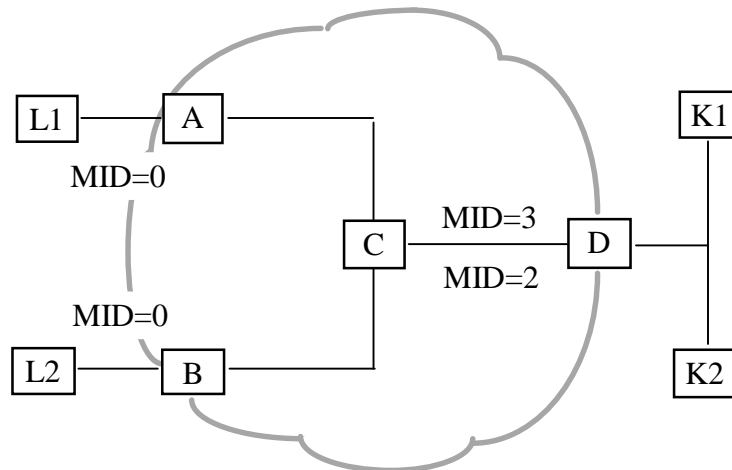
**Kuva 6.3 Koonti-, välittävä- ja ulostulo-LSR**

Kuvassa 6.3 A on koonti-LSR, B on välittävä LSR ja C ulostulo-LSR.

Vuot voidaan koota usealla tavalla. Koontisolmu voi yksinkertaisesti liittää uuteen kohteeseen K2 johtavan polun jo olemassaolevaan samaan ulostulosolmuun johtavaan virtuaalikanavaan, joka on alkujaan luotu kohteelle K1. Ulostulosolmu C:lle ei tule mitään tietoa uudesta kohteesta, joten K2:een johtavan reitin mahdollisesti muuttuessa, C ei pysty varaamaan sille uutta leimaa. Jos alavirran allokoinnissa C esittäisi leimapyynnön kohteelle K1, se ei tietäisi, että K1-liikenteen mukana tulee liikennettä K2:een ja todennäköisesti tuhoaisi saamansa K2-paketit.

Samaan OSPF-alueeseen kuuluvat LSR:t voivat luoda toisiinsa LSP-yhteydet. Linkintilatietokantojensa avulla ne pystyisivät päättämään, mihin ulostulo-LSR:iin reitit on päätettävä. Tämä menetelmä on edellistä parempi, sillä reitit päättyvät reitittämiin eivätkä ole ylikuormitettuja.

Sisääntulon koonti-LSR voi myös leimapyynnön välittäessään ryhmitellä K1:een ja K2:een johtavat polut samaan ryhmään. Topologiamuutokset johtavat kuitenkin ryhmän purkamiseen ja polkujen uudelleen luontiin koko ryhmälle, mikä kuormittaa verkon hallintaa.



**Kuva 6.4 MID yksilöi koonti-LSR:t**

Kuvassa 6.4 A ja B ovat koonti-LSR:itä, C välittävä LSR, joka ei osaa yhdistää virtuaalikanavia ja D ulostulo-LSR.

Koontitunnuksella (Merge identifier) MID voidaan yksilöidä tiettyä linkkiä käyttävät polut. MID:in merkitys on leiman tavoin paikallinen ja sen arvo vaihdetaan jokaisella linkillä. MID:iä käyttämällä ryhmyksen muodostaminen annetaan ulostulo-LSR:lle ja ryhmien ylläpito jaetaan tasaisesti kaikkien polun LSR:ien kesken. Jos MID olisi vain koonti-LSR:n tunniste, ei koonti-LSR voisi jakaa koottua liikennettä eri poluille, mikä verkon kuormituksen jaon kannalta olisi selvä puute. Kun MID yksilöi ryhmän käyttämät polut, kuormitusta voidaan tasata. MID:n merkitys on puhtaasti paikallinen, kuten leimankin ja se vaihdetaan uuteen polun jokaisessa etapissa. [Fre97]

## 6.5 Ominaisuuksia

### 6.5.1 Palvelun laatu ja PASTE

Eräs MPLS:n päätavoitteista on palvelun laadun tuominen Internetiin. Tämä on välttämätöntä uusien palveluiden kuten puheen ja videon välittämisessä.

Ehdotuksessaan PASTE, (Provider Architecture for differentiated services and traffic engineering), Li ja Rekhter hahmottelevat MPLS:lle RSVP:n avulla skaalautuvan

liikenteenhallinta-arkkitehtuurin, joka tukee monenlaisia palveluja. Internetin huomattavan koon vuoksi palvelun tarjoajien, ISP:iden ei ole mahdollista ylläpitää hienojakoisia vuokohtaisia tiloja palveluille. Vuohan määritellään tiettyjen isäntäkoneiden käyttämän tietyn sovelluksen pakettivirraksi.

Ideana on yhdistää samaan liikenneluokkaan ja samaan LSP:hen kuuluvat vuot MPLS-verkossa tai sen osassa yhdelle ‘yhdysjohdolle’ (trunk). Yksi LSP voi sisältää useita ‘yhdysjohtoja’. Liikenneluokkia ovat esimerkiksi

- valtaosan nykyliikenteestä muodostava tavallinen ‘yritetään-parasta-liikenne’, joka yleensä sietää hyvin viivettä ja kohtuullisen hyvin estoa
- verkon ohjausliikenne, joka käsittää lähinnä reititysprotokolla- ja verkon hallinta-liikenteen, jotka ovat hyvin herkkiä pakettien hylkäämiselle, mutta sietävät verraten hyvin kohtuullisen viiveen, eivätkä tarvitse suurtakaan kaistanleveyttä
- etuoikeutettu luokka vaatii sovelluksesta riippuen tietyn kaistanleveyden, minimivärinän tai ylärajan viiveelle

MPLS:n kolmen bitin mittainen palveluluokka CoS ja IPv4:n palvelutyypitavu TOS tarjoavat mahdollisuuden liikenteen luokitteluun. Näiden sovittaminen toisiinsa on luonnollisesti välttämätöntä.

#### 6.5.1.1 ‘Yhdysjohdot’

‘Yhdysväylien’ määrä on riippumaton liikenteen määrästä.

Pahimmassa tapauksessa johtoja on yksi jokaista liikenneluokkaa kohti jokaisesta verkon sisäänmenoreitittimestä jokaiselle ulostuloreitittimelle. Jos verkossa on  $N$  reititintä ja  $L$  palveluluokkaa, tarvitaan tällöin  $(N * (N - 1) * L) / 2$  yhdysjohtoa.

Saman liikenneluokan yhdysjohdot voidaan kuitenkin yhdistää toisiinsa, jos ne kohtaavat jossain solmussa ja etenevät samaa ennalta määrättyä reittiä samalle ulostuloreitittimelle. Jokaista ulostuloreititintä kohti on yksi reittipuu, jonka juuri tämä reititin on. Näiden puiden määrä verkossa on  $N * L$ .

Samaa reittiä käyttäviä yhdysjohtoja voidaan yhdistää ns. koontiyhdysjohdoiksi (aggregated trunk) myös lisäämällä leimapinon uusi leima jokaista uutta johtoa kohti. Koontijohto voidaan haluttaessa päättää, mutta huomattakoon, että purkavalla kytkimellä on oltava riittävä kytkentäkapasiteetti liikenteen ‘hajauttamiseen’. Joissain

tapauksissa voidaan yhdistää myös samaa reittiä käyttävät eri liikenneluokkaan kuuluvat yhdysjohdot, sillä yhdysjohto voidaan tulkita leimapolku-palveluluokkaksi, jolloin CoS erottaa samaa leimaa käyttävät johdot. Tällaisessa tapauksessa johtojen palvelunlaatuvaatimukset eivät selvästikään voi poiketa paljon toisistaan.

CoS on parhaan yrityksen ja QoS:n välimuoto. [PASTE]

#### 6.5.1.2 RSVP

RSVP suunniteltiin alkujaan varaamaan verkkoresursseja tiettyjen isäntäkoneiden välisille yksityisille voille kohteen määrätessä käytettävän reitin. Tämänkaltaisen käyttö ei selvästikään ole laajennettavissa suuriin verkkoihin. PASTE sen sijaan varaa kapasiteettia RSVP:llä vain vuojoukoille, joilla on yhteinen polku ja jotka jakavat yhteisesti verkon voimavaroja. Kapasiteetin varaamisen lisäksi PASTE soveltaa RSVP:tä leimakytkentätiedon taltiointiin. Tämä perustuu RSVP:hen sisäänraken-nettuun mahdollisuuteen joustavasti luoda uusia hajautettuja tietobjekteja, kuten ennalta määrätyn reitin ja leimasidonnan parametreja. Kolmas ero RSVP:n perinteiseen soveltamiseen on luopuminen määränpääpohjaisen reitityksen vaatimuksesta. Kahden isäntäkoneen välisen liikenteen sijasta voidaan käsitellä yhdysväylän aloittavaa ja lopettavaa reititintä.

RSVP:llä voidaan korvata käsisäätöön perustuva liikenteen jakaminen käyttämällä ennalta määrättyä reittiobjektia ERO:a, jolloin polun ensimmäinen reititin perustaa yhdysväylän.

RSVP:n paluuliikenteen varmistamiseksi jokaisella sinänsä yksisuuntaisella yhdysväylällä on oltava paluutunneli, joka voi olla erillinen yhdysväylä tai muu tunneli, jonka päätäreitittiminä ovat samat reitittimet kuin menoliikenteellä. Reititykseltä ei vaadita symmetrisyyttä.

RSVP:n kykyä korjata paikallisia polkuvirheitä voidaan hyödyntää myös yhdysjohtoja uudelleen muodostettaessa virhetilanteiden jäljiltä.

#### 6.5.1.3 PASTE:n merkitys ISP:ille

Nykyisessä Internetissä ei tunneta palveluntarjoajien monenkeskisiä sopimuksia, ainoastaan kahdenvälisiä sopimuksia on solmittu. Koska liikennevirrat usein kulkevat monen ISP:n verkon kautta, helpoin tapa monelle ISP:lle toteuttaa

palvelunlaatu käytännössä lienee yhdistettyjen 'johtotunneleiden' luominen muiden ISP:iden verkkojen läpi, kun ensin on sovittu asiakkaiden kanssa siitä, että nämä yhdistävät yhdysjohtonsa.

PASTE-arkkitehtuurin skaalautuvuus perustuu yhdysjohtoihin ja näiden yhdistämismahdollisuuteen. Liikennettä voidaan myös hallita johtokohtaisesti, esimerkkinä jonotusalgoritmit ja estotilanteissa pakettien pudotus.

### **6.5.2 Kytkinten suorituskykytarkastelu**

Indra Widjaja ja Anwar Elwalid ovat tutkimuksessaan [Wid97] tarkastelleet VC-koontikelpoisten ATM:ään perustuvien MPLS-kytkinten suorituskykyyn vaikuttavia tekijöitä testaamalla ja simuloimalla. He ovat keskittyneet AAL5-kehysten tarkasteluun niiden yksinkertaisuuden, tehokkuuden ja hyvien virheenkorjaustoimintojen johdosta. AAL5-kehysiä käytettäessä eri pakettien soluja ei voida lomittaa toisin kuin AAL3- ja AAL4-kehysiä käytettäessä, joiden viestin tunnisteella MID (Message identifier) voidaan yksilöidä lähettäjä. AAL3/4-ratkaisulla on kuitenkin pahoja puutteita:

- MID:n rajoitettu koko ei skaalaudu suurille käyttäjämäärille
- sen kotelointi on tehoton
- sen CRC-kyky ei vedä vertoja AAL5:n kyvylle ja
- AAL3/4:ää ei tueta niin laajalti kuin AAL5:ttä

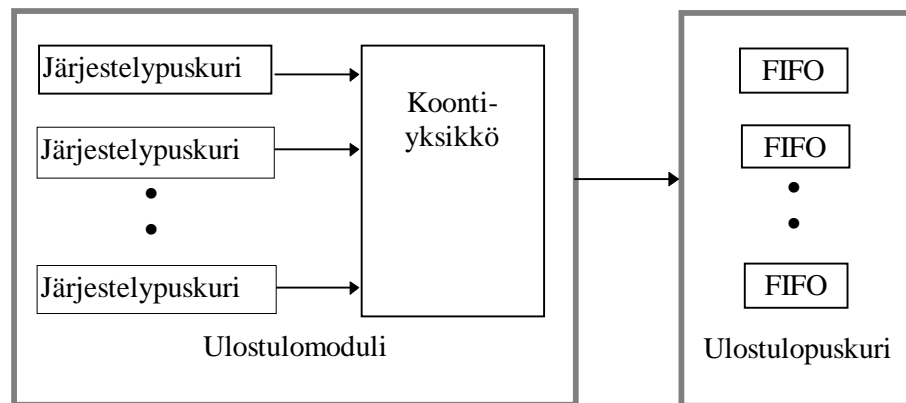
#### **6.5.2.1 VC-koontikelpoisen MPLS-ATM-kytkimen rakenne**

VC-koonti edellyttää kytkimeltä puskurointikykyä. Eri pakettien solujen lomittuminen on estettävissä vain puskuroimalla soluja kytkimessä, kunnes kaikki tietyn paketin solut on koottu, jonka jälkeen paketin solut vasta voidaan välittää peräkkäisenä virtana eteenpäin. AAL5:n paketinloppumerkillä tunnistetaan paketin päättyminen.

Puskuri voidaan sijoittaa sisäänmenoon tai ulostuloon. Sisäänmenopuskuroinnin tapauksessa kehykset on ajettava kytkimen läpi kokonaisina, mikä ei ole sen paremmin joustavaa kuin edullistakaan käytettäessä useita palvelunlaatuokkia. Sisäänmeno-puskuri kasvattaa lisäksi estoa. Kun puskurit on sijoitettu ulostuloon

kytkentä voidaan hoitaa jonottamatta solukohtaisesti, mikä on selvästi tehokkaampaa ja näin ollen luonnollinen valinta.

Widjaja ja Elwalid ovatkin tarkastelleet geneeristä ulostulopuskurilla varustettua estotonta ATM-MPLS-kytkintä, jossa VCI-tunnukset vaihdetaan ulostulossa. Kutakin porttia kohti on yksi ulostulomoduli, joka VC-koontia käytettäessä koostuu puolestaan useista järjestelypuskureista (reassembly buffer), joiden perässä on koontiyksikkö ja ulostulopuskuri. Jokaista sisäänmenevää virtuaalikanavaa kohti on yksi järjestelypuskuri. Nämä ovat luonteeltaan loogisia ja jakavat ulostulopuskurin kanssa yhteisen muistin (Kuva 6.5). Järjestelypuskuri varmistaa, etteivät tietyn paketin solut lomitu muiden solujen kanssa. Käytettäessä palvelunlaatuluokkia, on



**Kuva 6.5** Pakettitason säilytä ja välitä VC-koontikelpoinen MPLS-ATM-kytkin

samaan kohteeseen menevien virtuaalikanavien koonti syytä luonnollisesti hoitaa luokkakohtaisesti.

Jotta epäedullinen kehyskytkentä voitaisiin välttää, on ulostulopuskuri syytä koota useasta FIFO-puskurista, joita on yksi kutakin kohdeverkkoa tai kohdeverkko-palvelunlaatuokkaparia kohti.

### 6.5.2.2 VC-koonnin vaikutus kytkimen suorituskykyyn

Tutkimuksessa simuloitiin keskimäärin kymmenen solun mittaisia paketteja, jotka kooltaan ja saapumisaikansa puolesta olivat geometrisesti jakautuneita. VC-koonnissa puskkureiden tarve kasvaa, mutta se näyttää riippuvan myös käyttöasteesta. Käyttöasteen ollessa 0.3 VC-koonnin lisäpuskkuritarve oli 45 solua, mutta kun käyttöaste oli 0.9, lisätarve oli vain 30 solua, kun tavoitteena oli sama esto kuin



ilman koontia. Kytkimen kuormituksen kasvaessa koonnin tuoma lisäpuskuritarve siis pienenee. Kun korkeammalla käyttöasteella tavallinen ATM-kytkin tarvitsi 946 solun kokoisen puskurin saavuttaakseen  $10^{-5}$  suuruisen ylivuototodennäköisyyden, VC-koonti kasvatti puskurin koon vain 976 soluun. Siis vain 3 % lisäkasvu.

Järjestelypuskureiden määrän kasvu esimerkiksi kytkimen koon kasvun johdosta vaikutti yllättävän vähän puskuritarpeeseen, ja kun järjestelypuskureiden määrä ylitti arvon 32, lisäpuskuritarve oli mitätön. Syynä on puskureiden tehostunut käyttö.

Muita VC-koonnin vaikutuksia puskureiden kokoon olivat

- Kun pakettien saapumisaikavälit tulivat purskeisimmiksi, lisäpuskuritarve väheni.
- Kun simuloinnissa pakettien koko ja hajonta korvattiin todellisella otoksella Internetin runkoverkon liikenteestä, puskureiden lisätarve oli pienempi kuin alustavalla oletuspaketin koolla.
- Lisäpuskuritarve pieneni pakettien saapumisaikavälien korrelaation kasvaessa.
- Hitaasti lähtevät lähteet aikaansaiivat tavallista pehmeämpää liikennettä, mikä vähensi lisäpuskuritarvetta.

VC-koonnin aiheuttama lisäviive todettiin käytännössä useassa tapauksessa noin yhden paketin tarvitseman lisäajan suuruiseksi, vaikka teoriassa pahimmassa tapauksessa ero VC-koonnin ja erillisten virtuaalikanavien viiveiden välillä voi olla huomattava. Toisaalta on huomattava, että VC-koonnissa ATM-kytkin kokoaa paketin, mikä muuten olisi joka tapauksessa vastaanottajan tehtävä. Reilun jonotuksenkaan ei alustavasti todettu merkittävästi kasvattavan puskureiden kokoa, joskin tätä on aihetta tutkia lisää. Myös useiden VC-koontikykyisten ATM-kytkinten verkonlaajuista vaikutusta on tutkittava tarkemmin. [Wid97].

### **6.5.3 Reittien muutosten vaikutus**

Tavallisessa IP-reitityksessä solmun tai linkin vikaantuminen tai uuden solmun tulo aiheuttavat verkon solmujen kesken vilkkaan päivitysviestien vaihtokierroksen, joka vaihtelee reititysprotokollien mukaan. Hetken aikaa verkko on enemmän tai vähemmän kaotteisessa tilassa, kunnes päivityskierros saadaan loppuun ja solmuilla on jälleen yhtenäinen käsitys verkkotopologiasta. Koska MPLS perustuu reititykseen, reittimuutokset saattavat leimakytketyn verkonkin hetkeksi käymistilaan. Ayandeh ja

Fan ovat kehittäneet simulaattorin, jolla voidaan arvioida MPLS:n vaikutuksia autonomisessa IP-reititysalueessa, jossa on käytössä OSPF. Simuloinnissa oletetaan, että LSR:n eri toiminnot suoritetaan itsenäisesti eli, että ne eivät käytä yhteistä prosessoria, ja että pakettien saapuminen ja pituudet ovat Weibull-jakautuneita.

### 6.5.3.1 Vaikuttavat tekijät

Seuraavat verkon muutokset käynnistävät reitityspäivitykset, jotka puolestaan laukaisevat verkossa leimanvarausketjut

- verkkojen lisäys tai poisto
- linkin vikaantuminen
- LSR:ien tai linkkien kapasiteetin muutos
- topologiamuutokset, kuten lineaarisesta verkkotopologiaan tai päinvastoin

LSR:n rakenne vaikuttaa luonnollisesti myös verkon vakiintumisen nopeuteen.

Reittimuutosten aikaansaamat vaikutukset riippuvat mm. seuraavista tekijöistä

- protokollan luonne ja sen hallintatyylit (esimerkkeinä leimajaon paikallinen- tai ulostulohallinta)
- lyhimmän polun laskemiseen tarvittava aika, joka riippuu verkon koosta ja reitittimen keskusyksikön laskentakyvystä
- tapahtumaa koskevan tiedon etenemisnopeus, johon vaikuttavat havaitsemisnopeus, linkin siirtonopeus, keskusyksikön laskentakyky ja verkkotopologia
- reititystiedon kanssa resursseista kilpailevan tavallisen verkkoliikenteen määrä, joka vaikuttaa pikemminkin CPU:hun kuin siirtoteihin, joissa hallintaliikenne suojataan korkeammalla prioriteetilla
- BGP-reitti-ilmoitusten suuri tiheys viittaa suuren verkon sisäisen reitityksen epävakauteen

Reittimuutosten synnyttämä käymistila johtaa usein hetkellisesti epätoivottaviin ilmiöihin, kuten reittisilmukoihin, joita on käsitelty luvussa 2 ja 'mustiin aukkoihin' eli reitittimiin, jotka eivät jostain syystä ole toiminnassa.

### 6.5.3.2 Muutosparametrit

Reittimuutoksia ja niiden vaikutusta verkon vakauteen voidaan kuvata seuraavilla parametreilla

### Reititystaulun päivitysaika RTUT (Routing table update time)

Tapahtuman ja sen aiheuttaman LSR:n reititystaulupäivityksen välinen aika. Lisäy-  
luonteiset muutokset johtuvat BGP-päivityksistä. Lyhimmän polun laskenta on sen  
sijaan seurausta AS:n verkkotopologian muuttumisesta. Tämä perusparametri  
vaikuttaa kaikkiin muihin parametreihin.

### Reititystaulun suppenemisaika RTCT (Routing table convergence time)

Joskus verkkomuutos aiheuttaa usean LSR:n reititystaulupäivitykset. RTCT on  
silloin pisin näistä ajoista. Leimanjakoprotokolla LDP ei häiritse RTCT:tä, kunhan  
linkintilailmoitukset lähetetään korkeimmalla mahdollisella prioriteetilla, LDP-  
liikenne on kevyttä ja myös etuoikeutettua ja reitintarkistukset ja LDP-protokolla  
tarvitsevat selvästi vähemmän laskentaa kuin lyhimmän polun määrittäminen.

### Leimavarausaika LAT (Label allocation time)

LAT on aika tapahtuman ja siihen reagoineen LSR:n tekemien uusien leimavarausten  
välillä. Parametri siis kertoo, milloin verkko muutoksen jälkeen pystyy taas  
välittämään paketteja leimapohjaisesti. LAT käsittää lyhimmän polun laskennan,  
mahdolliset paikalliset leimamuutokset ja muille LSR:lle tiedottamiseen kuluvan  
ajan. Paikallisessa leimavaraustavassa tiedotetaan vain naapureille. Jos ulostulosolmu  
ohjaa leima-sidontaa, tiedotus etenee koko leimapolun läpi.

### Leimavarauksen suppenemisaika LACT (Label allocation convergence time)

Jos verkon muutos aikaansaa monen LSR:n leimavarausermuutokset, LACT on ajoista  
pisin.

### Silmukkaintensiteetti

OSPF voi synnyttää hetkellisiä silmukoita, sillä verkon solmut oppivat muuttuneet  
linkkien tilat eri aikoina. Silmukoista saattaa seurata se, etteivät jotkut paketit löydä  
kohdettaan ja ne siis tuhoataan. Silmukat voivat myös ylikuormittaa linkkejä.

Olkoon

A silmukoita sisältävien polkujen lukumäärä

N polkujen määrä

L silmukoiden kestojen summa

LI määritellään silloin siten, että  $LI = (A * L) / (N * RTCT)$

### 6.5.3.3 Simuloinnin tulokset

Simuloinnin seurauksena saatiin seuraavat tulokset:

- Paikallisohjauksessa epävakaa vaihe on lyhyempi kuin ulostulo-ohjauksessa, mutta ulostulo-ohjaus välttää lyhytkestoiset silmukat. Sen sijaan harvinaisemmat silmukat, kuten ohjelmistovirheistä johtuvat, ovat yhtä yleisiä molemmilla tekniikoilla.
- Verkkokerrossilmukoiden lisäksi saattaa paikallisen leimavarausohjauksen tapauksessa syntyä verkkokerrossilmukoiden seurauksena myös hetkellisiä siirto-yhteyssilmukoita, sillä LSR:t voivat varata leimoja silloin, kun ne niin haluavat. L2-silmukat ovat tosin L3-silmukoita lyhytkestoisempia.
- Leimavarauksen suppenemisaika LACT on keskeinen LDP:n suunnitteluperuste.
- Reitinlaskenta on asetettava etusijalle leimavaraukseen nähden, sillä leimakanta LIB muodostetaan välityskannan FIB pohjalta. Yksittäisen reitin muutoksen tapauksessa LDP:n ajamisen aiheuttama lisäviive reittien suppenemiselle on vähäinen varattiimpa leimoja vasta- tai myötävirtaan.

[Ayan98]

## 6.6 Ennaltamäärätty reititys

Aiemmin lähdereititykseksi (source routing) kutsutun ennaltamäärätyn eli eksplisiittisen reitityksen avulla lähettäjä voi ennakolta lyödä lukkoon välittämiensä pakettien reitin. Ennalta määrätty leimakytketty polku on polku, jonka seuraavia solmuja eivät tietystä LSR:stä lähtien valitsekaan paikallisesti reitin varren solmut vaan yksi tietty solmu, joka on yleensä polun sisäänmeno- tai ulostulopiste. Tällainen LSP voidaan muodostaa etukäteen konfiguroimalla tai jonkin yksittäisen solmun laskemalla algoritmilla. Esimerkiksi ulostulosolmu voi linkintilatietokantansa antaman topologiatiedon pohjalta laskea koko itseensä päättyvän reittipuun.

MPLS:n ennalta määrättyt reitit on lyötävä lukkoon jo leimojen antovaiheessa, mutta niiden ei tarvitse koskea kaikkia paketteja, mikä tekee menetelmästä tavallisten pakettien ennalta määrättyä reititystä tehokkaamman.

Ennalta määrättyä reititystä käytetään mm. liikenteen hallintaan ja reitityspolitiikan toteuttamiseen.

### **6.6.1 Päästä-päähän reitin perustaminen**

Päästä-päähän ennalta määrätty LSP on perustettava joko sisäänmenosta ulostuloon tai päinvastoin, sillä LSP:n luontiin käytettyjen LDP-pakettien on sisällettävä ennalta määrätty reitti.

Eksplisiittisen reitin luominen reititysprotokollan avulla edellyttää joko

- linkintilaprotokollan käyttöä, jolloin kaikki solmut tuntevat koko topologian tai
- polkuvektoriprotokollan käyttöä, jolloin sisäänmenosolmu oppii koko reitin protokollan normaalin tiedonvaihdon myötä

Huomattakoon kuitenkin, etteivät linkintilaprotokollat, kuten BGP, ilmoita kaikkia halutun polun varrella olevia reitittämiä. Tämä merkitsee sitä, että on joko tyydyttävä vain osittaisiin ennalta määrättyihin polkuihin tai linkintilaprotokollia on laajennettava siten, että tieto kaikista halutun polun reitittimistä on saatavissa.

Ennalta määritelty reitti määritellään antamalla polkuun kuuluvien LSR:ien osoitteet. Monesta-yhteen LSP:ssä yksinkertainen LSR:ien lista on luonnollisesti korvattava puurakenteella.

Ennalta määrättyjä reittejä käytetään, kun liikenne halutaan ohjata muuta kautta kuin mitä se etappikohtaisella reitityksellä kulkisi. Välimuotoa, jossa vain osa polusta perustuu tähän menetelmään on syytä välttää, sillä sekalainen reititys voi olla hyvin tehotonta ja silmukoille altista. Suositeltavia vaihtoehtoja käytännössä ovatkin vain

- päästä-päähän ennalta määrätty reititys tai
- pelkkä etappikohtainen reititys

[FRAME]

### **6.6.2 Vikatilanteet**

Jos ennalta määrätyn reitin jokin solmu vikaantuu, eikä pysty enää välittämään paketteja, vioittuneen solmun yläjuoksun naapuri ei kykene välittämään vastaanottamiaan paketteja ennalta määrättyä reittiä pitkin. Turvallisin ratkaisu on tällöin se, että tämä naapuri tuhoaa vastaanottamansa paketit ja että ennalta määrätty LSP puretaan.

Eksplisiittisen LSP:n pettäessä, polun luoneelle solmulle on nopeasti välitettävä tieto tilanteesta. Ongelman hoito on sen verran tärkeä, ettei tiedon välitystä aiota jättää

reititysprotokollien vastuulle vaan MPLS:lle kehitetään oma mekanismi tähän tarkoitukseen.

### **6.6.3 Liikenteen hallinta**

Internetin palvelun tarjoajat, ISP:t hyödyntävät nykyään reitittämiä yhdistävissä runkoverkoissaan usein ATM:ää tai Frame relaytä. Syynä kytkentätekniiikan käyttöön on laitteiston edullinen hinta, erittäin hyvä suorituskyky ja liikenteen hallint ominaisuudet. Liikenteen hallinnan päätarkoitus on verkon osien tasapuolinen ja tehokas käyttö.

Pelkkä datapakettireititys ja -välitys tarjoaa alkeellisen liikenteen muokkausmahdollisuuden sovittamalla linkkien metriikat halutuille tasoille. Jonkin ylikuormitetun linkin rasitusta voidaan karkealla tasolla vähentää kasvattamalla sen metristä arvoa.

L2-verkon läpi voidaan käsin luoda myös useita PVC:itä, ja jakaa reitit näihin pysyviin virtuaalikanaviin siten, että verkko kuormittuu tasaisesti. Kahden solmun välillekin voidaan luoda useita PVC:itä. Joissakin topologioissa estetään tällä tavoin polkujen päällekkäisyys paljon tehokkaammin kuin pelkällä pakettivälityksellä. MPLS:ssäkin voidaan käsin säätämällä toteuttaa tämä piirre.

Kun pakettivirrat on kerran yhdistetty, ne voidaan erottaa vain korkeammalla verkkotasolla tutkimalla ylemmän tason leimaa tai IP-otsikkoa. Liikenteen hallinnassa onkin joissain tapauksissa syytä nimenomaisesti estää virtojen yhdistäminen, vaikka niillä olisikin yhteinen päämäärä ja ne kuuluisivat samaan välitysekvivalenssi-luokkaan. Esimerkiksi jonkin alavirran linkin kuormaa halutaan kenties jakaa useammalle polulle.

On selvää, että verkkojen kasvaessa edellä kuvatut käsinsäätelyt eivät ole käytännössä enää mahdollisia. Ennalta määrätty reititys tarjoaa kuitenkin seuraavat vaihtoehdot:

- Osittaisessa säädössä valtaosa poluista reititetään automaattisesti tai dynaamisesti, mutta vain osa käsin. Jokin LSP voidaan vaihtaa käyttämään uutta linkkiä, jos jokin sen linkeistä uhkaa ylikuormittua.

- Keskitetyssä laskennassa verkkopalvelimelle annetaan pitkän aikavälin kuormitus-tiedot, joiden pohjalta se optimoi verkonlaajuisesti polkujen käyttöasteen. Verkon-hallinnan avulla LSR:ille kerrotaan suositeltavat reitit.
- Ulostulolaskennassa ulostulosolmu optimoi polun, jota sille usealta solmulta tuleva liikenne kulkee. Ulostulosolmu kannattaa valita optimoimaan polkua, sillä se pystyy yhdistämään usean sisäänmenosolmun liikenteen, mutta sisäänmeno-solmu ei luonnollisesti voi yhdistää usealle ulostulosolmulle menevää liikennettä.

## **6.7 Sovittaminen eri siirtomuotoihin**

### **6.7.1 MPLS ATM:n päällä**

ATM:ää on pidetty runkoverkkojen tulevaisuuden tekniikkana jo jonkin aikaa. Sen merkinannon ja hallinnan raskaus on kuitenkin herättänyt kiinnostusta myös muita siirtomuotoja kohtaan. Nopeana kytkentätekniikkana se kuitenkin tulee olemaan eräs perusvaihtoehtoista lähitulevaisuuden runkoverkoissa varsinkin, jos sen raskaat hallintarutiinit korvataan kevyemmillä toiminnoilla, kuten MPLS:n operaatioilla. ATM-kytkinten käyttöä edistää myös se, että niiden toimintaa on tutkittu hyvin laajasti.

Leimakytkinreitittimet voidaan rakentaa joko kytkinominaisuuksin lisätyistä reitittimistä tai reititysprotokollatuella vahvistetuista ATM-kytkimistä. LSR:inä toimiessaan ATM-kytkimet eivät tarvitse ATM-reititystä eivätkä -osoitteistusta. Ne voivat 'laivat yössä'-moodissa hoitaa rinnan kahta roolia, alkuperäistä ATM-kytkentää ja leimakytkentää.

MPLS-arkkitehtuuri sallii yleensä hyvin joustavan LSR-toteutuksen. Kun LSR muokataan ATM-kytkimestä, on noudatettava jo olemassa olevan laitteiston sekä mm. soluformaatin asettamia rajoituksia. Seuraavat erityispiirteet on otettava huomioon

- ATM-LSR:n leimat kuljetetaan VCI- ja/tai VPI-kentissä, jotka määräävät leiman koon ja sijainnin paketissa. Useamman kuin yhden leiman kuljetus näissä kentissä on myös mahdollista.
- Nykyinen ATM-tekniikka ei yleensä tue monesta-yhteen eikä monesta-moneen yhteyksiä, joten VC-koonti on nykyisellä laitteistolla harvoin mahdollista.

- Reitittimien IP-otsikoille laskeman elinaikalaskurin käyttö ei ole mahdollista.

Tukeakseen leimakytkentää ATM-kytkimeen on tehtävä seuraavat muutokset

- Sen on toteutettava leimakytkennän hallintaosa, joka käsittää lähinnä leiman varaus- ja ylläpitotoiminnot.
- Koska hallintaosa käyttää reititystietoja, on ATM-LSR:n osallistuttava yhtenä solmuna reititysprotokollien tiedonvaihtoon.
- Joissain tapauksissa LSR:t jakavat leimatietoja muiden kuin MPLS:n omien protokollien avulla. Tällöin ATM-LSR:ien on osallistuttava näiden protokollien toimintaan.
- Leimoja kytkevä ATM-kytkin ei tarvitse standardien mukaisia ATM-hallintaosia, kuten UNI:a tai PNNI:tä. Tarvittaessa se voi kuitenkin käsitellä ATM:n ohjaus- ja hallintasoluja.

#### 6.7.1.1 VPI/VCI-arvojen käyttö

ATM-LSR:t voidaan yhdistää virtuaaliväylillä yli tavallisen ATM-verkon. Näissä tapauksissa leima sijoitetaan VCI-kenttään.

Kahden ATM-LSR:n välillä on oltava LDP-yhteys. Oletusarvona käytetään arvoja VPI 0 ja VCI 32. Jos ATM-LSR:ien välillä vallitsee yhteys VPI x, käytetään tätä arvoa myös oletusarvona. Lisäksi VPI- ja VCI-arvot 0 - 32 varataan muuhun kuin leima-käyttöön. VPI- ja VCI-arvot ovat aina suuntakohtaisia. Käytettävissä olevista VPI/VCI-arvoista tiedotetaan aina LDP:llä. VCI-arvojoukko voi vaihdella VP-kohtaisesti.

#### 6.7.1.2 Leiman varaus ja ylläpito

ATM-LSR:t varaavat leimat pyynnöstä alavirtaan. Se, miten tämä tehdään riippuu siitä kykenevätkö LSR:t yhdistämään virtuaalikanavia.

#### Reuna-LSR

Reuna-LSR:t eivät ole ATM-LSR:iä. Kun reuna-LSR havaitsee reittejä muodostaessaan, että jollakin reitillä sen seuraava etappi on ATM-LSR, se lähettää tälle LDP:n yhteyspyyntöviestin, jonka etappilaskurin arvoksi on asetettu 1. Saatuaan leimasidos-



vastauksen, reuna-LSR asettaa sen leimakantaansa ulostuloleimukseen puheena olevalle reitille. Jos leimasidosvastaus sisältää ATM-LSR-verkon 'läpimittaa' kuvaavan etappilaskurin arvon, reuna-LSR voi asennuksesta riippuen joko

- vähentää tällä arvolla välittämiensä pakettien elinaikalaskuria tai
- vähentää 1:llä välittämiensä pakettien elinaikalaskuria

Kun verkon ulostulon reuna-LSR ottaa vastaan leimapyynnön se puolestaan varaa leiman, liittää sen leimatietokantansa sisäänmenoleimaksi ja ilmoittaa tiedon yläjuoksun LSR:lleen.

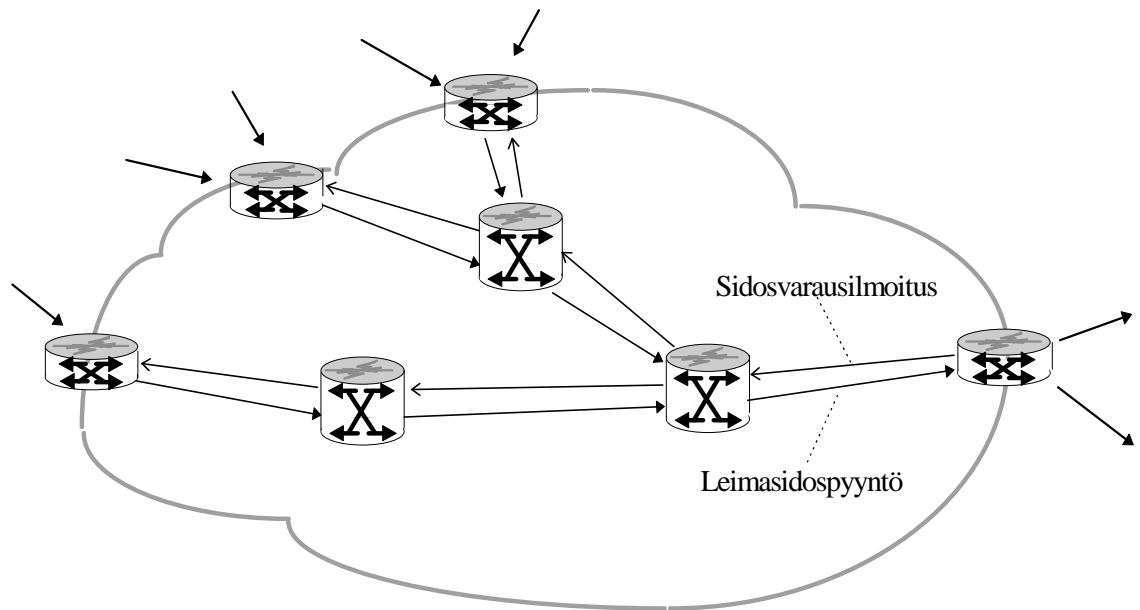
Jos reitin kulku muuttuu, on reuna-LSR:n ilmoitettava entiselle seuraavalle etapille, että leimasidos on käynyt tarpeettomaksi.

### Tavalliset ATM-kytkimet

Tavallinen ATM-LSR - joka ei pysty yhdistämään virtuaalikanavia - toimii seuraavalla tavalla vastaanotettuaan LDP:n välityksellä leimasidosviestipyynnön (Kuva 6.6)

- se varaa leiman, luo uuden jäsenen leimatietokantaansa ja asettaa uuden leiman käsiteltävän reitin sisäänmenoleimaksi
- pyytää omaa seuraavaa etappiaan varaamaan leiman tälle reitille
- vastaa leimapyynnön antaneelle yläjuoksun naapurilleen kertoen varaamansa leiman arvon

LSR voi odottaa alavirran naapurinsa vastauksen saapumista ennen kuin se vastaa yläjuoksun naapurilleen tai vastata ennen kuin on itse saanut vastauksen. Edellistä tapaa kutsutaan konservatiiviseksi ja jälkimmäistä optimistiseksi. Koska kummallakin menettelyllä on hyvät ja huonot puolensa, toteutustapa on tässä kohdassa vapaa.



**Kuva 6.6 Leimasidospyynnöt ATM-verkossa**

Jos ATM-LSR vastaanottaa tietyltä yläjuoksun naapurilta useita leimapyyntöjä yhdelle ja samalle reitille, sen on varattava mahdollisuuksiensa mukaan uusi leima jokaista uutta pyyntöä kohti ja lähetettävä eteenpäin alavirtaan uusi pyyntö jokaista vastaanottamaansa leimapyyntöä kohti.

Kun ATM-LSR saa tiedon reitinmuutoksesta, joka muuttaa sen tietyn reitin seuraavan etapin, tämän LSR:n on kerrottava entiselle seuraavalle etapilleen, että vanha leimasidos ei ole enää tarpeellinen, jolloin entisenä etappina toiminut LSR voi purkaa leimasidoksen ja vapauttaa leiman. Jos LSR purkaa sidoksen, sen on tiedotettava tästä kyseisen reitin seuraavalle etapille. Jos LSR ei pura tarpeettomaksi käyntyä leimasidosta, se voi ottaa sen uudelleen käyttöön vain, jos se saa samaan reittiin kohdistuvan uuden sidospyyntö, jonka etappilaskuri on sama kuin aiempi oli.

Kun ATM-LSR vastaanottaa alavirran naapuriltaan leimasidoksen, se on saattanut jo välittää puheena olevan reitin vastaavan leimapyynnön yläjuoksulle esimerkiksi siksi, että se on toiminut optimistisesti. Tällöin sen on kasvatettava vastaanottamaansa etappilaskuria yhdellä ja lähetettävä tieto ylävirtaan. Etappilaskurin uusi arvo etenee

näin ketjussa vastavirtaan. Jos jokin LSR huomaa etappilaskurin saavuttaneen sallitun maksimiarvon, sen on purettava sidos ylempään naapuriinsa.

Jos leimasidospyyntöketju katkeaa jossain kohdassa eli johonkin pyyntöön ei saada myönteistä vastausta, vajaa ketju luonnollisesti puretaan. LDP-istunnon katkeaminen kahden LSR:n välillä johtaa myös kaikkien näiden solmujen välisten leimasidosten purkamiseen.

ATM-LSR:ien tulisi leimapyyntöjä hyväksyessään noudattaa etäisyysvektori-protokollien käyttämää 'horisontin jako'-periaatetta, joka tähän sovellettuna merkitsee sitä, ettei alajuoksun seuraavalta etapilta saatuja leimapyyntöjä hyväksytä. Leimapyynnöthän lähetetään ATM-verkossa vain myötävirtaan.

Kun VC-koontia ei tueta, voidaan optimistisella sidoshyväksynnällä päätyä silmukapolkuihin, jotka poistuvat vasta etappilaskurin kasvettua maksimiarvoonsa.

#### VC-koontikelpoiset ATM-kytkimet

VC-koontikelpoisuus ei aiheuta useitakaan muutoksia edellä käsiteltyyn toimintaan. Oleellisin ero on siinä, että virtuaalikanavia yhdistämään kykenevä LSR tarvitsee reittiä kohden vain yhden ulostuloleiman, vaikka reittiin kohdistuvia pyyntöjä olisi tullut useampiakin. Pyydettyään alajuoksun naapuriltaan kerran leimasidoksen tietylle reitille, koontikelpoisen LSR:n ei tarvitse toistaa sitä. Useiden pyyntöjen tapauksessa LSR luonnollisesti luo aina uuden jäsenen leimatietokantaansa liittämällä uuden sisäänmenoleiman ensimmäisen pyynnön yhteydessä luotuun ulostuloleimaan ja ilmoittaa leimasidoksesta sitä pyytäneelle yläjuoksun naapurille.

Reitin muuttuessa VC:itä yhdistämään pystyvän ATM-LSR:n ei tarvitse ilmoittaa ylävirran solmuille mitään, jos uuden reitin etappilaskuri on sama kuin vanhan reitin. Muussa tapauksessa tieto uudesta laskurin arvosta etenee vastavirtaan reuna-reitittimelle asti.

VC-koontikelpoisten ATM-LSR:ien tapauksessa konservatiivisuus sidosten luomisessa on edullisempaa kuin aiemmassa tapauksessa, sillä

- optimistisella tavalla saattaa syntyä silmukoita, jotka poistuvat vasta reittimuutosten yhteydessä
- kun VC:iden yhdistäminen on mahdollista, sidos voidaan usein liittää heti valmiiseen polkuun tarvitsematta odottaa alavirran solmujen vastausten

etenemistä ulostulo-reunasolmulta vastavirtaan läpi koko ATM-LSR-verkon.

Konservatiivinen käytäntö takaa, ettei pysyviä silmukoita synny. Lyhytaikaisten silmukoiden syntyä voidaan puolestaan vaikeuttaa diffuusioalgoritmien käytöllä.

### 6.7.1.3 Kotelointi

Normaalisti kaikki paketit koteloidaan leimalla varustettuna ennen kuin ne välitetään. Leimakoteloitu paketti sijoitetaan suoraan AAL5-kehykseen. ATM-verkossa leimapinon ylittä leimaa ei huomioida, sillä leima luetaan VCI- ja/tai VPI-kentistä. Reunareitittimet sen sijaan voivat hyödyntää pinon päällimmäisen leimatietueen aikalaskuri- tai palveluluokkakenttiä.

Jos verkossa käytetään vain yksitasoista leimapinoa, IP-paketit voidaan sijoittaa suoraan RFC 1483:n mukaisesti 'nollakoteloituina' AAL5-kehyksiin. Tällöin kuitenkin kaikkien verkon LSR:ien on noudatettava tätä käytäntöä, jotta välttyttäisiin verkon sisällä koonnilta ja uudelleen koteloinnilta.

ATM-LSR:ien ensimmäinen LDP-yhteys käyttää RFC 1483:ssa kuvattua LLC/SNAP-kotelointia. Tätä samaa VCI:tä ja edellä mainittua kotelointia voidaan käyttää myös reititustiedon vaihtoon.

LDP:n avulla voidaan varata lisävirtuaaliväyliä tai -kanavia hallintatiedon ja leimaamattomien pakettien välitykseen. Nämä yhteydet voivat perustua joko RFC 1483:n kappaleen 4.1 LLC/SNAP- tai kappaleen 5.1 nollakotelointiin. [DavATM97]

### 6.7.2 Laajennettavuus ATM:n päällä

MPLS:n laajennettavuus isoihin verkkoihin on hyvin keskeinen tavoite. Se riippuu mm. käytettävästä laitteistosta ja kuljetettavasta liikenteestä. Zheng Wang ja Grenville Armitage ovat tarkastelleet kysymystä [Wang97].

Kun käytössä ei ole VC-koontikykyisiä ATM-kytkimiä, N-reunasolmun verkon lähtö/kohde-parien yhdistäminen vaatii  $O(N^2)$  leimaa. Pahimmassa tapauksessa yhden linkin yksisuuntainen leimatarve N-kohteen verkossa on

$(N^2)/4$ , kun N on parillinen ja

$(N^2 - 1)/4$ , kun N on pariton

Näin saadaan hyvin konservatiivinen arvio laajennettavuudelle. Tällainen ääritapaus on kuitenkin hyvin harvinainen ja esiintyy vain, kun

- N-reunasolmun verkko koostuu kahdesta osaverkosta, joita yhdistää yksi ainoa linkki
- Kaikki yhden osan kohteet ovat samanaikaisesti yhteydessä kaikkiin toisen osan kohteisiin

Pahin mahdollinen tapaus koskee vain osaverkkojen ainoaa yhdyslinkkiä ja on siis hyvin epätodennäköinen tapaus.

Jos käytössä olevan leiman pituus on M-bittiiä, voidaan toisaalta täysin kytkeä itseensä verkko, jonka jäsenten määrän yläraja on  $2^{(0.5*M + 1)}$ . (Edellä oletetaan M ja N parillisiksi). Kun tätä sovelletaan ATM:n 28 bitin VPI/VCI-leima-avaruuteen, saadaan yhdistettävien verkon jäsenten määräksi 32'000 ja yhden linkin voidaan ylärajaksi 256'000'000. Luvut ovat selvästi teoreettisia, eikä niihin käytännössä päästä hyvin pitkään aikaan.

#### 6.7.2.1 Osaverkon koko

Jos yhdistettävien jäsenten ajatellaan olevan jonkin MPLS-alueen reunaleimareitittimiä, määrä 32'000 vaikuttaa riittävältä useimpiin nykyhetken verkkoihin. Hyvin konservatiivinen yläraja on laskettu kahtia jaettavasta verkosta, jonka puoliskoja yhdistää yksi ainoa linkki, mikä on nykyään hyvin harvinaista. Tästä syystä teoreettinen yläraja on ilmeisesti useita kertoja edellä mainittua ylärajaa suurempi ja MPLS:n laajennettavuudelle näyttäisi olevan entistä vähemmän esteitä.

Edellä on tarkasteltu vain reititystapausta, jossa verkko tekee parhaansa (best effort). Kun liikennetyyppeihin lisätään monilähetys, RSVP ja ennalta määrätyt reitit, leimoja tarvitaan enemmän. Kun leimapolkuja perustetaan lisäksi liikenneluokille, kuten pientä viivettä, nopeaa läpimenoa tai korkeaa luotettavuutta vaativalle liikenteelle, laskee pahimman tapauksen yläraja tekijällä  $K * N$ , missä K on liikenneluokkien ja N päätepisteiden määrä. Tämä rajoittaa laajennettavuutta niin paljon, että todennäköinen menettely muulle kuin yritetään-parasta-liikenteelle on leimakytkettyjen polkujen perustaminen vain tarvittaessa. Päädytään siis vuopohjaisuuteen.

Käytännön toteutukset ovat kaukana VPI/VCI-avaruuden teoreettisista VPI- ja VCI-kenttien pituuksista. Reuna-LSR:ien tämän hetken verkkokortit pystyvät käsittelemään vain muutama tuhatta yhtäaikaista SAR-tapausta ja hallitsemaan vain saman määrän reunasolmusta alkavia ja päättyviä leimapolkuja. Käytännössä reuna-LSR:ien määrä on kuitenkin pienempi kuin näiden tukemien SAR:ien määrä.

### 6.7.2.2 Leimapolkujen luonti pyynnöstä

Leimakytkettyjen polkujen luonti etukäteen alueen topologiatiedon pohjalta ei aina ole mielekäästä. Polkujen luonti pyynnöstä on järkevää siksi, että

- useille liikennetyypeille kuten monilähetykselle ja QoS-pohjaisille ennalta määrätuille reiteille, polkujen luonti etukäteen ei ole mahdollista
- pyynnöstä luonnissa voidaan paremmin ottaa huomioon liikennevirran paikallinen luonne, mikä parantaa laajennettavuutta

Pyynnöstä leimapolkuja luotaessa laajennettavuus riippuu yhtäaikaisten voiden lukumäärästä yhdellä linkillä. Todennäköisyys, että yhtäaikaista voita olisi 256'000'000 on lähes olematon, kun pidetään mielessä, että reunaleimareititimet pystyvät pitämään vain tuhansia leimakytkettyjä yhteyksiä muihin solmuihin.

### 6.7.2.3 Virtuaalileima-avaruus

Vaikka yllä kaavailtu pahin tapaus, runkoverkon yksi osaverkkoja yhdistävä linkki ylikuormittuisi, on edullisempaa etsiä tähän paikallinen ratkaisu, kuin sellainen, joka koskee kaikkia verkon LSR:iä.

Yksinkertainen ratkaisu on käyttää virtuaalileima-avaruutta. Verkon pullonkaulakohdissa voidaan yksi fyysinen yhteys kahden LSR:n välillä korvata useammalla samansuuntaisella yhteydellä. Jaetaan L pienempää fyysistä yhteyttä L:lle portille, jolloin käytössä oleva leima-avaruus kasvaa L-kertaiseksi. [Wang97]

Edellä esitetyn harvinaisen pahimman tapauksen käyttö yläraja-arviona herättää kysymyksen, eikö ole aiheellisempaa korjata tällaisen verkon puutteet kasvattamalla verkon puoliskojen välisiä fyysisiä yhteyksiä, sen sijaan, että standardi taivutetaan toimimaan myös näin erikoisissa oloissa.

### 6.7.3 MPLS Frame Relayn yli

Niinkuin ATM-kytkimet myös Frame relay-kytkimet voidaan muokata leimakytkinreitittimiksi. Tällöin niihin lisätään reititysprotokollatuki, jota MPLS käyttää pakettien välityksessä. FR-LSR:illä eli Frame relay-leimakytkinreitittimillä on tiettyjä standardeista, kuten Q.922, kehyksen muodosta ja käytössä olevista laitteistoista johtuvia erityispiirteitä:

- leima sijoitetaan Frame relayn siirtoyhteyskerroskehyksen otsikon tunniste-kenttään DLCI, jonka pituuden oletusarvo on 10 bittiä, mutta joka voi olla myös 17 tai 23 bitin pituinen (Kuvat 6.7 ja 6.8)
- Frame relay ei reitittimistä poiketen yleensä tunne elinaikalaskuria
- jokainen solmu osallistuu estonhallintaan, missä käytetään yhteyden solmimisen yhteydessä välitetyjä parametreja
- tavallisissa Frame relay-kytkimissä saattaa olla mahdollista yhdistää useita sisään-tulevia DLCI:itä yhdeksi ulosmeneväksi DLCI:ksi, mutta monesta-moneen-yhteyksiä ei yleensä tueta

#### 6.7.3.1 Leimakotelointi

Frame relayssä leima sijoitetaan kahden tai neljän oktetin pituiseen DLCI-kenttään.

DLCI			0	0
DLCI	0	0	0	1

**Kuva 6.7 Q.922:n mukaisen 10-bittisen DLCI:n koodaus**

DLCI			0	0
DLCI	0	0	0	0
DLCI				0
DLCI			0	1

### Kuva 6.8 Q.922:n mukaisen 23-bittisen DLCI:n koodaus

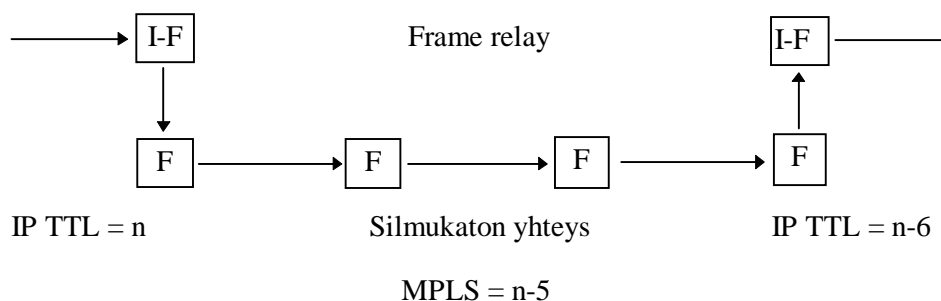
#### 6.7.3.2 Leimakytkentä

Kahden toisiinsa yhteydessä olevan FR-LSR:n välille on luotava yksi kaksisuuntainen virtuaalikanava LDP:tä varten. Varsinaisia paketinvälitys-DLCI-avaruuksia voidaan yhteyden kummallakin suunnalla käsitellä erillisinä, kun virtuaalikanavat ovat vuorosuuntaisia, jolloin kummallakin suunnalla on oma DLCI. Kanavia yhdistettäessä on käytettävä vuorosuuntaisia yhteyksiä.

#### 6.7.3.3 Silmukoiden torjunta

MPLS käyttää elinaikalaskuria TTL sekä silmukoiden poistoon, että paketin keston rajaamiseen.

Kun leimakytketty polku koostuu peräkkäisistä saman tason FR-LSR:istä, sisäsolmut eivät paketteja välittäessään vähennä TTL:n arvoa aivan kuten ATM-LSR:stä koostuvan polun sisäsolmutkaan eivät vähennä. Tällaista segmenttiä sanotaan 'elinaikalaskurittomaksi segmentiksi'. Yksipistelähetyksessä ensimmäiselle eli sisäänmenosolmulle on kerrottava tällaisen segmentin polun pituus eli etappien lukumäärä, jotta se voi heti polun alussa vähentää TTL:n arvosta polun pituuden (Kuva 6.9). Jos polun pituus on vastaanotettua TTL:n arvoa pienempi, palautetaan virheilmoitus. Monipistelähetyksessä sen sijaan polun ulostulosolmu vähentää TTL:n arvosta polun pituuden.



**Kuva 6.9 Yhtenäisen Frame relay-segmentin elinaikalaskurin vähennys**



## **6.8 MPLS:n arviointi**

Leima- tai topologiapohjaisen kytkennän testituloksen on toistaiseksi julkaissut vain TERENA (katso 5.2.6). Lippukytkennän beta-version testin perusteella leimakytkentä arvioitiin käyttökelpoiseksi ja lupaavaksi tekniikaksi, jolla pystytään luomaan laajoja palvelunlaatupohjaisia verkkoja.

### **6.8.1 Leimatiedon välitys**

Leimatiedon välittäminen sekä omalla LDP-protokollalla että muiden, kuten reititysprotokollien avulla ei ole ongelmattonta. Ratkaisu on tavallaan joustava, mutta kahden rinnakkaisen järjestelmän koordinointi on aina lisärasite. Selvä työnjako näiden kahden tekniikan kesken on tehtävä. ATM:n virtuaaliväylä- ja virtuaalikanavatunnuksia käytettäessä on päätetty nojautua LDP:hen. MPLS-työryhmässä osa suunnittelijoista haluaisi turvautua pelkkään LDP:hen, kun taas toiset ovat valmiita käyttämään leimatiedon siirrossa myös olemassaolevia reititysprotokollia, joilta joka tapauksessa saadaan tieto verkon topologiasta. Todennäköisesti MPLS-standardi tulee sallimaan vaihtoehtoisia toteutustapoja. Leimatietoa tultaneen välittämään alueiden sisällä LDP:llä sekä RSVP:llä ja alueiden välillä BGP:llä ja RSVP:llä, ehkä toteutuksesta riippuen.

Toinen kiistakysymys MPLS:n kehittäjien keskuudessa koskee voimavarojen varausta. RSVP:n kannattajat haluavat hyödyntää tähän tarkoitukseen varta vasten suunniteltua protokollaa. Vastustajat epäilevät RSVP:n laajennettavuutta ja monimutkaisuutta. Riittääkö se, että leimanjako- ja IP-protokolla tekevät parhaansa? Hieman analoginen on käyty keskustelu silmukan torjunnan tarpeellisuudesta. MPLS:ään tulee varmasti silmukoiden esto- ja poistomekanismeja, mutta harvinaisempien silmukoiden torjunta saattaa kuormittaa verkkoa enemmän, kuin tällainen lyhytaikainen silmukka sitä häiritsee.

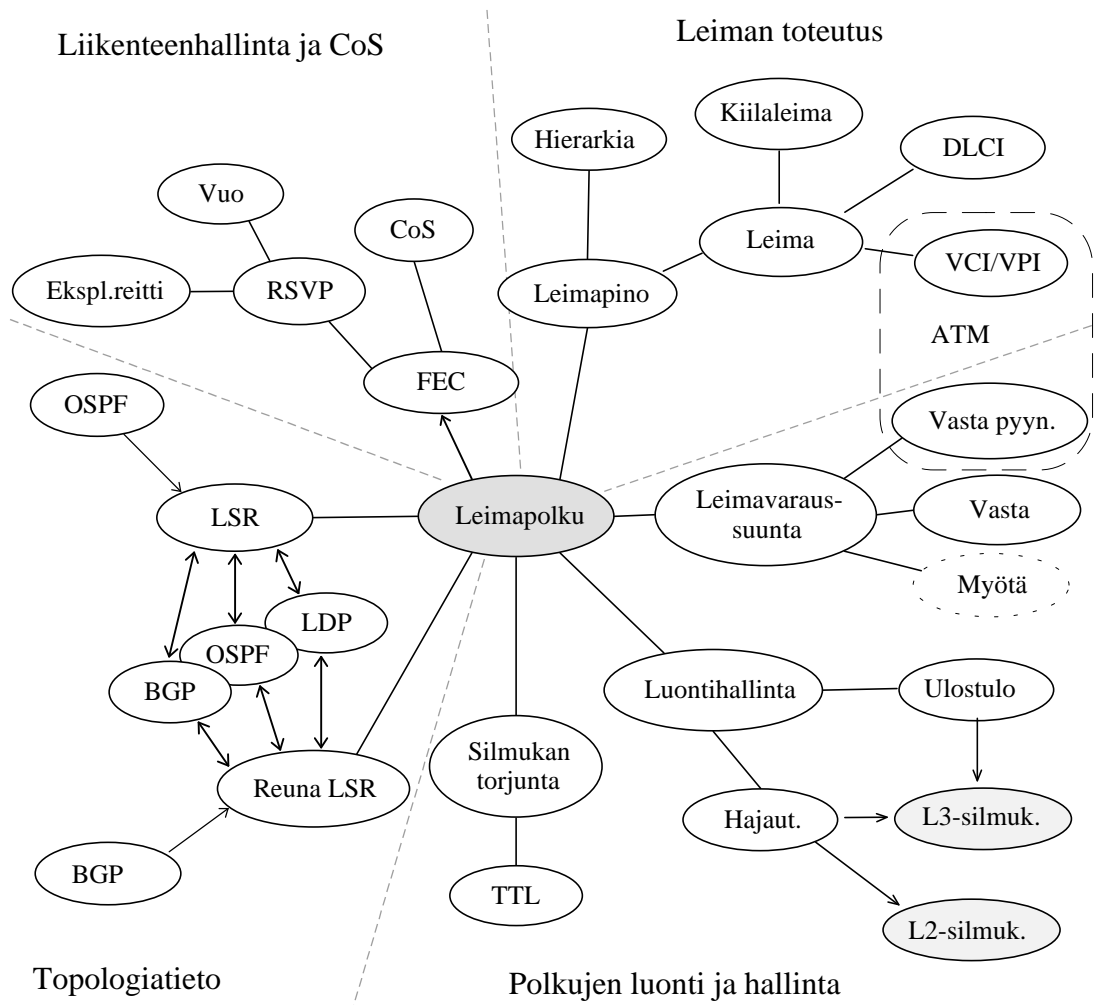
### **6.8.2 Kaikenkattavuus**

Eräs uhka MPLS:n kehitystyössä on sen pyrkimys kaikenkattavuuteen, vaikka tämä voi olla vahvuuskin. On kuitenkin muistettava, että kehitystyön lähtökohtana oli yksinkertaistaa pakettien välitystä hyödyntämällä nykyaikaista nopeaa kytkentätekniikkaa ja yksinkertaistamisen kautta myös välittää paketteja nopeammin ja

edullisemmin. Esimerkiksi nykyaikaiset reitittimet ovat kalliita, Gigabit-reitittimistä puhumattakaan.

Kaikenkattavuus tähtää MPLS:n sovittamiseen kytkentä- ja verkkoprotokollista riippumattomaksi huomispäivän verkkojen yleistekniikaksi, joka ei olisi riippuvainen sen paremmin ATM:stä, Frame relaysta kuin TCP/IP:stäkään.

Internetin on pian kyettävä yhdistämään monenlaiset paikallis- ja lähiverkot yli erilaisten siirtotekniikoiden tullakseen todelliseksi maailmanverkoksi. Tähän MPLS tarjoaa varteenotettavan vaihtoehdon. Ensimmäisiä uusia kohteita, joihin MPLS ottaa kantaa tulee olemaan virtuaalinen yritysverkko VPN, jonka avulla käyttäjät voivat jatkaa yksityiset verkkonsa turvallisesti julkisten verkkojen yli.



## **Kuva 6.10 Leimakytkennän käsitelmä**

### **6.8.3 Välityksen nopeutus**

Yksi keskeisistä MPLS:n tavoitteista on paketinvälityksen nopeuttaminen. Kylmän sodan päiviltä juontuva toimintavarmuuden pitäminen Internetin pääsuunnitteluperiaatteena siten, että solmujen tuhoutuminen tai vikaantuminen ei estäisi pakettien perilletuloa ja jokainen paketti on täysin itsenäinen reitityskohde, on liian raskas tämän päivän ja tulevaisuuden suurille liikennevirroille. Paketinvälityksen yksinkertaistaminen tulee eittämättä myös nopeuttamaan välitystä - ainakin jonkin verran. Jotkut suunnittelijat ovat arvelleet, että ohjelmistotason leimakytkentä nopeuttaisi pakettien välitystä vain muutamia kymmeniä prosentteja. Kun yksinkertaistetun leimavälityksen toimintoja toteutetaan laiteetasolla, välitys tehostunee entisestään.

### **6.8.4 Laajennettavuus**

Leimakytkentä on mainittu hyvin laajentuvaksi tekniikaksi eli se sopisi suuriinkin runkoverkkoihin. Laskelmissa on usein käytetty ATM-kytkimien teoreettista VP/VC-osoiteavaruutta osoittamaan, kuinka paljon leimakytkettyjä polkuja pystytään luomaan. On tärkeää huomata, että nykyiset ATM-kytkimet pystyvät ylläpitämään vain murto-osaa siitä virtuaaliyhteyksien määrästä, jonka osoiteavaruus teoriassa tekisi mahdolliseksi. Uusimmat kytkimet yltyvät muutamaan kymmeneen tuhanteen, vanhemmat vain tuhansiin yhteyksiin.

Linkin nopeus asettaa toisen ylärajan virtuaaliyhteyksien määrälle. Linkin kaistanleveyden ollessa 155 Mbps, 10'000 polkua saisivat tasan jaettuna kukin vain 15,5 kbps osuuden, mikä ei runkoyhteyksissä ole paljon.

Laajennettavuuden suhteen MPLS ei häviä millekään käytössä olevalle välitysmenetelmälle. Sen leiman käyttö on säästeliästä ja polkujen yhdistämiseen on kiinnitetty huomiota. Tämän päivän kytkimet eivät nykyisillä korteilla vain pysty käsittelemään useampia yhteyksiä. MPLS-arkkitehtuuri sinänsä on hyvin laajentuva.

### **6.8.5 Ennalta määrätty reitit**

Verkko-operaattorit tuntuvat pitävän tärkeänä MPLS:n mukanaan tuomaa parempaa liikenteen hallintaa. Ennaltamäärätyt reitit tarjoavatkin hyvän tavan jakaa liikennekuormitusta tasaisemmin ja varmemmin verkon eri osa-alueille. Nykyiset reititys-

protokollat eivät toistaiseksi pysty tähän. Vaikka viimeaikaisten tutkimustulosten mukaan noin kaksi kolmasosaa Internetin reiteistä on vakaita (ne ovat voimassa päiviä tai viikkoja), lyhytaikaisia ja oskilloivia (fluctuating) reittejäkin esiintyy - ilmeisesti tarpeettoman usein. Tällaiseen ongelmaan MPLS:n ennalta määrätyt reitit tuovat nopean avun. Valintareititys (policy routing) on niiden toinen tärkeä sovellusalue.

### **6.8.6 Topologian vakaus**

Topologiapohjaisen leimakytkennän tehokkuus perustuu pitkälti verkkotopologian vakauteen. Kytkeä on tehokasta silloin, kun sitä ei tarvitse usein muuttaa. Jos reititstopologia muuttuu, siitä seuraava kuohuntavaihe heijastuu luonnollisesti myös leimapolkuverkkoon. Vasta kun reititys on vakiintunut voidaan leimapolkuihin tehdä tarvittavat muutokset. Ylimenovaiheessa leimakytkimet toimivat reitittimien tavoin. Jos ne eivät tiedä, minne vastaanotettu paketti on lähetettävä (esimerkiksi polun purun takia), ne tuhoavat paketin. Ylemmät protokollakerrokset, kuten TCP, lähettävät tuhotun paketin myöhemmin uudestaan.

Internetissä ajoittain, tosin paikallisesti esiintyvä ongelma 'lepattavat reitit' (route flapping), jossa reititin vaihtaa tiettyyn kohteeseen johtavaa reittiä jatkuvasti ja lyhyin väliajoin, on erityisen haitallista kytkettyjen polkujen kannalta. Polkujen jatkuva nopea muuttaminen johtaa tarpeettomiin kytkettyjen polkujen purkuihin ja uudelleen rakentamisiin ja syö näin merkittävästi verkon välityskykyä. Labovitzin ja kumppaneiden tutkimuksessa havaittu ongelma [Lab97] johtune onneksi kuitenkin lähinnä erään valmistajan tietyn reititinmallin ohjelmavirheestä, jota jo ollaan korjaamassa.

### **6.8.7 Palvelun laatu**

MPLS ratkaisee myös uusien multimedia- ja puhesovellusten palvelunlaatatutteen - ainakin osittain. ATM:n hyvin hienojakoiseen - ja siksi raskaaseen - palveluluokkien ja liikenneparametrien moninaisuuteen ei edes pyritä. Internetin perinteiden mukaisesti ratkaisu on käytännönläheinen ja yksinkertainen. Monia palveluluokkia ei välttämättä tarvita, aluksi kaksikin saattaa riittää: nimittäin kalliimman käyttömaksun etuoikeutettu luokka ja tavallinen yritetään-parasta-luokka. Tässä ollaan perimmäisten kysymysten äärellä. Silloin kun resurssit - tässä tapauksessa kaistanleveys ja

runkosolmujen välityskyky - ovat vähissä, liikenteen hallinta nousee arvossaan. Kun verkon kapasiteetti on suuri, liikenne sujuu muutenkin.

### **6.8.8 Muita näkökohtia**

Jotkut ovat epäilleet, että 70 % reititinmarkkinoista hallitseva Cisco haluaisi jarruttaa IP-kytkennän standardointia IETF:n MPLS-työryhmässä. Se joutuisi kilpailemaan lukuisten haastajien kanssa uudella monikerrosreititystekniikalla, jonka tarkoitus on osin korvata puhdas reititys. Näin ollen Cison hyvin hallitsema ja erittäin tuottoisa reitittimien valmistus olisi uhattuna. Tekniikan kehitys tarjoaa kuitenkin lukuisia esimerkkejä entisistä markkinajohtajista, jotka eivät ole hyväksyneet kehityksen suuntaa, vaan ovat kaivautuneet tiukasti puolustusasemiin - ja yleensä menettäneet pelin.

## 7. Simulointi

Tässä luvussa kommentoidaan ensin lyhyesti tutkimusta [Wang97], jonka jälkeen tarkastellaan laajennettavuuteen vaikuttavia tekijöitä. Lopuksi hahmotellaan yksinkertainen karkea malli, jonka avulla voidaan arvioida verkon laajennettavuutta.

### 7.1 Tavallisista ATM-LSR:istä koostuvan verkon laajennettavuus

Tutkimuksessaan Wang ja Armitage [Wang97] ovat esittäneet hyvin konservatiivisen yläraja-arvion sellaisen ATM-LSR-verkon skaalautuvuudelle, jonka solmut eivät pysty yhdistämään sisääntulevia virtuaalikanavia (Kappale 6.7.2). Heidän esittämänsä pahin tapaus herättää kysymyksen, mitä näin epärealistinen tai ainakin oudosti suunniteltu esimerkkiverkko kertoo MPLS-arkkitehtuurin laajennettavuudesta. Sen sijaan, että MPLS-arkkitehtuuri muokattaisiin tällaisessakin verkossa toimivaksi, eikö ole mielekkäämpää lisätä esimerkin verkon puoliskoja yhdistäviä linkkejä, jolloin skaalautuvuus paranee luonnollista tietä? MPLS:n laajennettavuushan perustuu nimenomaan siihen, että verkon sisäsolmuihin asennetaan reititysprotokollatuki, jolloin ne ovat reunasolmujen reititysnaapureita ja tällä tavoin vältetään suurissa verkoissa skaalautuvuuden kannalta hankala kaikkien reunareitittimien yhdistäminen toisiinsa.

Usein mainitaan, että N-kohteen verkon lähtö/kohdeparien yhdistämiseen tarvitaan  $O(N^2)$  leimaa. Jos verkon sisäsolmujen määrä on vähääkään riittävä ja ne on sijoitettu tasaisesti eri osiin, ei minkään solmun kautta kulje kuin pieni osa näistä poluista. Muistettakoon myös, että normaalisti leimat ovat paikallisia eli vain solmukohtaisia. Tässä luvussa pyritään löytämään realistisempi arvio skaalautuvuudelle.

### 7.2 VC-koontikelpoisen ATM-LSR-verkon laajennettavuus

Jotta virtuaalikanavien yhdistäminen olisi tehokasta, on yhdistettyjen kanavien tarpeetonta purkamista vältettävä, sillä tällöin joudutaan 'nousemaan verkkotasolle', mikä hidastaa pakettien välitystä. Kun yhdistetään vain samaan ulostuloreunasolmuun johtavia polkuja, ei yhdistämistä tarvitse purkaa verkon sisällä.

Verkon skaalautuvuuteen vaikuttavat seuraavat parametrit:

- sisäsolmujen ja reunasolmujen suhde

- verkon koko eli solmujen määrä, mikä vaikuttaa polkujen pituuteen
- välitysekvivalenssiluokkien määrä
- muut hienojakoisuutta lisäävät tekijät
- ATM-LSR:n ulkoisen puskurin koko eli kuinka monta virtuaalikanavaa yksi solmu kykenee yhdistämään
- linkkien välityskyky, mikä rajoittaa perustettavien pysyvien virtuaalikanavien/leimapolkujen määrää
- liikenteen tasaisuuden vaikutus

Yllä mainituista parametreista solmukohtaista virtuaalikanavien koontikapasiteetin tarvetta vähentävät

- sisäsolmujen runsaus reunasolmuihin nähden
- sisäsolmujen ja niiden välisten yhteyksien tasainen jakautuminen verkossa
- tehokkaat linkit, joille mahtuu lukuisia leimapolkuja
- liikenteen tasainen jakautuminen

Virtuaalikanavien koontikapasiteetin tarvetta puolestaan lisäävät

- välitysekvivalenssiluokkien määrä
- sisäsolmujen vähäinen määrä reunasolmuihin nähden
- reitityspolitiikan käyttö, jolloin mahdollisten reittien joukosta käyttökelpoisiksi hyväksytään vain osa
- muut hienojakoisuutta lisäävät tekijät

Huomattakoon kuitenkin, että kun leimoille ja FEC:ille on varattu omat kentät, ekvivalenssiluokkien käyttö ei itse asiassa vaikuta laajennettavuuteen, ainakaan 32-bitin kiilaleimaa käytettäessä.

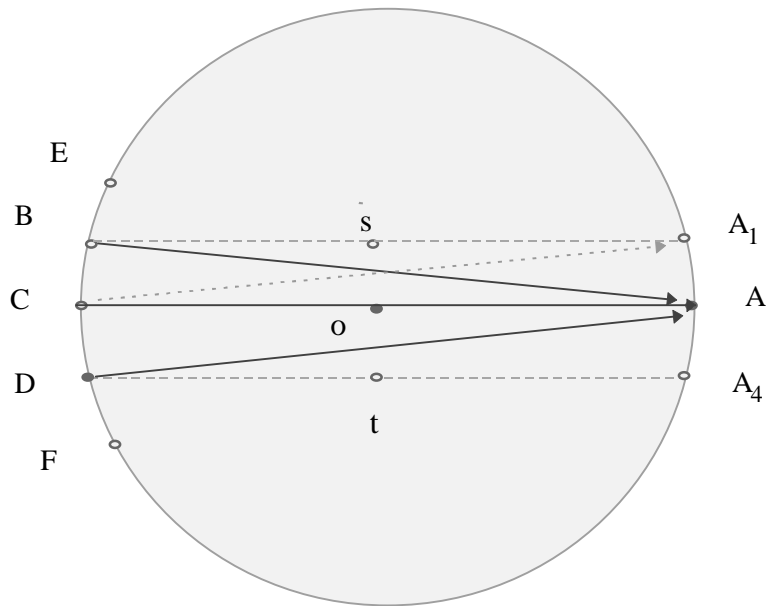
### **7.3 Laajennettavuus**

Jos liikennettä ei hajauteta, verkon keskellä olevien solmujen kautta kulkee suurin osa poluista, joten keskiosan solmujen leimakuormitus on suurin ja niiden vaikutus laajennettavuuteen on keskeinen. Seuraavassa esitetään yksinkertainen arvio keski-solmun kautta kulkevien polkujen määrälle. Arvio keskisolmun tarvitsemista leimoista on konservatiivinen arvio kaikkien muiden solmujen leimatarpeelle.

### 7.3.1 Säännöllinen perustapaus

Tarkastellaan yksinkertaisuuden vuoksi yhteen ulostulosolmuun päättyvän puun avulla ympyrän muotoista verkkoa, jonka solmut ovat tasaisesti jakautuneita siten, että ne muodostavat ruudukon. Merkitään ruudukon sivun silmujen määrää  $I$ :llä ja kutsutaan sitä tiheysparametriksi. Ajatellaan, että solmut on yhdistetty toisiinsa ruudukon avulla. Se, ettei solmuja ole mallissa yhdistetty viistottaisiin lähisolmuihin, ei vaikuta tämän tarkastelun tulokseen, polkujen pituuteen sen sijaan kyllä.

Olkoon verkko sijoitettu siten, että sen keskipisteessä on solmu. Sijaitkoot reuna-solmut verkon ja ympyrän leikkauspisteissä ja olkoon niiden määrä  $N$ . Tämä säännöllinen verkko vastaa karkeasti kaikkia todellisia verkkoja, jotka ovat likimain homeomorfisia sen kanssa eli säilyttävät topologian.



**Kuva 7.1 Ympyräverkon keskussolmun läpäisevät LSP:t**

Tarkastellaan kolmen vierekkäisen sisäänmenosolmun B, C ja D lyhimpiä polkuja ulostulosolmulle A, joka on ympyrän kehällä C:tä vastapäätä. Polku CA kulkee selvästi keskipisteen o kautta. Yhdysjanat BA ja DA kulkevat o:n ja sen naapurisolmujen s ja t keskivälistä, joten voidaan arvioida, että puolet poluista BA ja DA eli toinen kulkee o:n kautta. Muiden reunasolmujen, kuten E:n ja F:n A:han päättyvät polut eivät selvästikään kulje o:n kautta. Näin ollen keskipisteen kautta kulkee kaksi



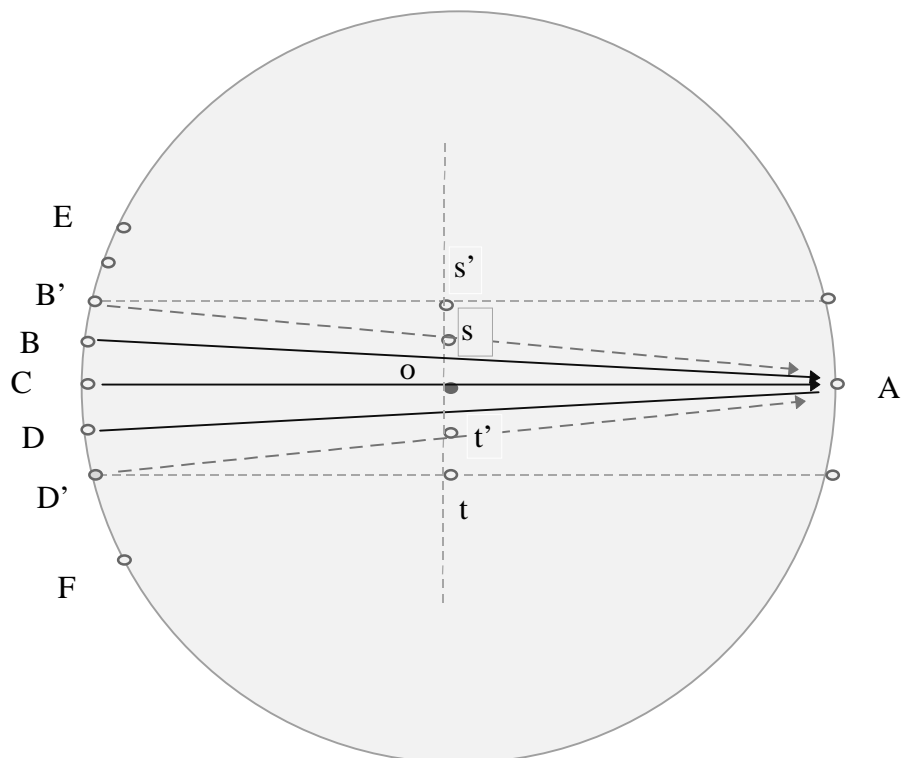
LSP:tä jokaista ulostulosolmua kohti. Merkitään yksisuuntaista leimatarvetta  $L$  :llä, jolloin  $N$ -kohteen verkossa

$$L = 2 * N$$

### 7.3.2 Yleistys

Reunasolmujen määrän suhde sisäsolmujen määrään vaikuttaa myös laajennettavuuteen. Asetetaan tätä suhdetta vastaamaan  $I$ :stä riippuva funktio  $K(I)$  siten, että ylläolevassa tapauksessa, jossa reunasolmujen tiheys on sama kuin akselilla olevien sisäsolmujen tiheys,  $K(I) = I$ . Jos sisäsolmuverkkoa harvennetaan funktiolla  $K(I)$  esimerkiksi siten, että  $K(I) = I / 2$ , keskisolmun lähimmät pystyakselilla olevat solmut  $s$  ja  $t$  korvataan solmuilla  $s'$  ja  $t'$ . Silloin molemmat poluista  $BA$  ja  $DA$  reititetään keskisolmun  $o$  kautta ulostulosolmulle  $A$  (aluksi vain puolet eli toinen). Kahdesta uudesta leimapolkusta  $B'A$  ja  $D'A$  jälleen vain toinen ohjataan  $o$ :n kautta, sillä nämä polut kulkevat  $os'$ :n ja  $ot'$ :n keskivälistä. A:han tulee sisäverkon harvennuksen jälkeen  $o$ :n kautta siis 4 polkua. Sisäverkon harvennuksen jälkeen funktiolla  $K$ , edellä mainittu laajennettavuusarvio saadaan muotoon

$$L = \frac{2 * I * N}{K(I)} \quad (7.1)$$



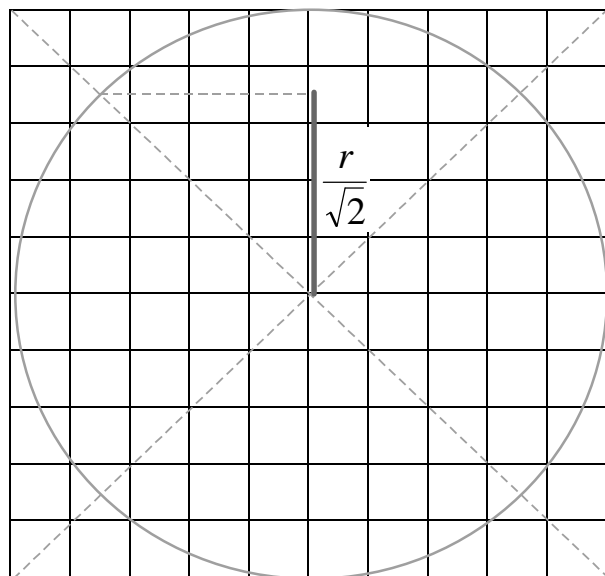
**Kuva 7.2 Sisäsolmujen harvennus lisää LSP:itä o:n kautta**

Kun sisäsolmuverkkoa harvennetaan funktiolla  $K$ , leimatarve kasvaa  $I / K(I)$ -kertaiseksi ja sisäsolmujen kokonaismäärä pienenee  $K(I)^2$ -kertaisesti.

Tarkastellaan verkkoja, jotka voidaan kuvata topologisella homeomorfismilla yllä tarkasteltuun neliömäiseen ristikkosolmuksoon. Olkoon solmujen määrä  $I^2$ , missä  $I$  on pysty- ja vaakajanojen määrä. Koska neliön sisään piirretyn ympyrän pinta-ala on neliön ala kerrottuna luvulla  $\pi/4$ , jää ympyrän pinta-alasta neliön sisään  $\pi/4 * I^2$ . Solmuista sisään jää tätä pienempi osuus, sillä reunimmaisetsolmut eivät koskaan kuulu ympyrän sisään. Käytetään tätä arviota yksinkertaisuuden vuoksi myös sisäsolmuille, mikä lisää hieman arvioinnin konservatiivisuutta. Merkitään tätä sisäsolmujen määrää  $S$ :llä eli

$$S = \pi/4 * I^2$$

Tällöin  $I = \sqrt{(4 / \pi) * S} \approx 1,13 * \sqrt{S}$



**Kuva 7.3 Sisä- ja reunasolmutarkastelu ruudukon ja ympyrän avulla**

Kun neliön sivun pituus on  $I$ , on vastaavan ympyrän säde  $r = I / 2$ . Valitaan ympyrän kaarella olevat reunasolmut seuraavasti: jaetaan ympyrä neliön halkaisijoilla neljään

osaan. Valitaan ympyrän kehän itäisen ja läntisen sektorin reunasolmut ruudukon vaakaviivojen ja kehän leikkauspisteistä ja vastaavasti pohjoisen ja eteläisen sektorin reunasolmut pystyviivojen ja kehän leikkauspisteistä. Tällöin havaitaan, että sekä pysty- että vaakaviivoista noin  $1/\sqrt{2} * I$  leikkaa vastaavat kehän kaaret (Kuva 7.3). Täten ruudukon reunasolmujen määrä  $N$  verkon tiheyden parametrin  $I$  avulla lausuttuna on

$$N = 4 * 1/\sqrt{2} * I = 2\sqrt{2} * I \quad (7.2)$$

ja vastaavasti

$$L = 2 * 2\sqrt{2} * I = 4\sqrt{2} * I \approx 5,7 * I$$

Reunasolmujen suhde sisäsolmuihin on tällöin

$$N/S = (2\sqrt{2} * I) / (\pi/4 * I^2) = 8\sqrt{2} / (\pi * I) \approx 3,6 / I \quad (7.3)$$

Yllä reuna- ja sisäsolmujen tiheys on sama. Huomattakoon, että reunasolmujen suhde sisäsolmuihin riippuu verkon koosta. Käytännössä se riippuu myös reuna/sisäsolmujen välityskykyeroista eli tehokkaampia leimakytkimiä tarvitaan verkon sisällä vähemmän. Koska tehoero ei muuta leimatarvetta, sitä ei tässä huomioida. Solmujen suhde on lisäksi kääntäen verrannollinen verkon kokoon, jos sitä ei muuteta funktiolla  $K$ .

Verkon sisäsolmujen lukumäärä ei käytännössä voi kasvaa toisessa potenssissa verkon reunasolmujen lisääntymiseen nähden, sillä suurissa verkoissa se johtaisi huikeisiin määriin sisäsolmuja. Solmujen suhdetta on näin ollen korjattava suurissa verkoissa pienentämällä  $I$ :tä korjausfunktiolla  $K$ . Sopiva funktio voisi olla esimerkiksi  $K(I) = I^{3/4}$ , jolloin suhde ei muuttuisi verkon kasvun myötä niin voimakkaasti tai  $K(I) = \sqrt{I}$ , jolloin suhde ei muuttuisi ollenkaan verkon kasvaessa, vaan säilyisi arvona 3,6 (7.3). Kun  $I$  pienenee  $K(I)$ :hin, niin sisäsolmujen määrä pienenee  $\pi/4 * K(I)^2$ :een. Nämä  $K$  funktiot pienentäisivät sisäsolmujen määrän siis  $\pi/4 * I^{3/2}$ :een ja  $\pi/4 * I$ :hin.

Sovelletaan korjattua leimatarvekaavaa 7.1 edellä mainituille funktioille:

$$L = \frac{2 * I * N}{K(I)} = 2 * I^{1/4} * N, \quad \text{kun } K(I) = I^{3/4}$$

$$L = \frac{2 * I * N}{K(I)} = 2 * \sqrt{I} * N, \quad \text{kun } K(I) = \sqrt{I}$$

Kaavan 7.2 nojalla saadaan  $I$   $N$ :n avulla  $I = N / 2\sqrt{2}$ . Lausutaan leimatarve  $N$ :n avulla.

$$L = 2 * (N / (2\sqrt{2}))^{1/4} * N = 2^{5/8} * N^{5/4}, \quad \text{kun } K(I) = I^{3/4} \quad (7.5)$$

$$L = 2 * \sqrt{N / 2\sqrt{2}} * N = 2^{1/4} * N^{3/2}, \quad \text{kun } K(I) = \sqrt{I} \quad (7.6)$$

Jos siis verkon kasvaessa reunasolmujen ja sisäsolmujen suhde ei muutu (jälkimmäinen tapaus), leimatarpeelle saadaan konservatiivinen arvio, joka on selvästi Wang-Armitagen pahimpaan tapaukseen perustuvaa arviota  $N^2 / 4$  pienempi ja tarjoaisi siihen nähden  $O(\sqrt{N})$ -kertaisen laajennettavuuden. Jos reunasolmujen määrän kasvaessa sisäsolmuja lisätään suhteessa enemmän, leimakytkennän laajennattavuus paranee vielä tästäkin (7.5).

Kun reunasolmujen määrä on annettu ja korjausfunktio  $K$  valittu, voidaan sisäsolmujen määrä laskea. Edellisissä tapauksissa sisäsolmujen määrät  $S = \pi/4 * I^2$  reunasolmujen määrällä ilmaistuina saadaan seuraavasti

$$K(I) = I^{3/4}: \quad S = \pi/4 * (I^{3/4})^2 \Rightarrow S = \pi/4 * (N / 2\sqrt{2})^{3/2} = \pi/4 * N^{3/2} / 2\sqrt{2} \quad (7.7)$$

$$K(I) = \sqrt{I}: \quad S = \pi/4 * (\sqrt{I})^2 \Rightarrow S = \pi/4 * N / 2\sqrt{2} \quad (7.8)$$

### 7.3.3 Esimerkki

Sovelletaan saatua arviota 1000 reunasolmun suuruiseen verkkoon, jolla on seuraavat ominaisuudet

- reuna-/sisäsolmusuhde ei muutu verkon kasvaessa eli  $K(I) = \sqrt{I}$
- sisäsolmut eivät kykene yhdistämään virtuaalikanavia
- kaikki solmut ovat suhteellisen tasaisesti jakautuneet

Tällöin arviota voidaan käyttää. Leimatarve on  $2^{1/4} * 1000^{3/2} \approx 37600$ , mikä teoriassa vie VC-avaruudesta hyvin pienen osan. Luvun 6.4 tarkastelun mukaan käytännössä kuitenkin vain uusimmat kytkimet kykenisivät hallitsemaan näin monta yhteyttä. Jos sisäsolmuja lisätään niin, että  $K = I^{3/4}$ , saadaan arvioksi  $2^{5/8} * 1000^{4/3} \approx 15400$ , mikä

osoittaa selvästi, miten sisäsolmujen lisääminen vähentää leimatarvetta ja parantaa sitä kautta laajennettavuutta.

Sisäsolmuja tarvitaan noin

$$S = \pi/4 * N^{3/2} / 2\sqrt{2} = 1097, \text{ kun } K(I) = I^{3/2}$$

$$S = \pi/4 * N / 2\sqrt{2} = 278, \quad \text{kun } K(I) = \sqrt{I}$$

### 7.3.4 Yhteenveto

Leimatarvearviokaavassa on kaksi muuttujaa: reunasolmujen määrä sekä reuna- ja sisäsolmujen suhteen korjausfunktio. Tuloksena saadaan arvio leimatarpeelle. Sisäverkon tiheysparametri saadaan aluksi laskettua reunasolmujen määrästä. Korjausfunktioilla kokeilemalla voidaan esitetyillä kaavoilla optimoida sisäsolmujen määrän, että käytettävissä oleva leima-avaruus riittää. Vakiofunktioden käyttö korjausfunktioina johtaa suurissa verkoissa sisäsolmujen lukumäärän räjähdysmäiseen kasvuun, joten käyttökelpoisia ovat vain sisäsolmujen määrän kasvua rajaavat verkon tiheysparametrin riippuvat funktiot.

Yllä oleva tarkastelu osoittaa MPLS:n jo sellaisenaan hyvin laajentuvaksi. Jos kaikki solmut pystyvät yhdistämään polkuja

$$\text{yksisuuntainen leimatarve} = N$$

Arvio pätee silloin, kun jokaisen reunasolmuparin yhdistää vain yksi, lyhin polku. Vaihtoehtoiset polut kasvattavat luonnollisesti leimatarvetta.

Edellä olevassa on tarkasteltu verkkoa, jonka solmut ovat tasaisesti jakautuneita, mikä puolestaan on taloudellista leimatarpeen kannalta. Jos solmut jakautuvat verkossa epätasaisesti, laajennettavuutta voi rajoittaa esimerkiksi keskussolmujen kautta kulkeva suhteettoman suuri polkujen määrä. Tämä on kuitenkin mielestäni verkon suunnittelun ongelma, ei MPLS:n.

## Yhteenveto

Gigabit-reitittimet ovat tervetulleita, mutta ne eivät puutu Internetin pakettivälityksen oleelliseen puutteeseen. Tietyn vuon jokaisen paketin otsikko tutkitaan niin kuin kyseessä olisi aivan uusi paketti hyödyntämättä tiedon toistuvuutta vuon pakettien otsikoissa. Jotta Internet ei tukehtuisi nopeasti kasvavaan liikenteeseen, on paketti-kohtaiselle välitykselle haettava tehokkaampia vaihtoehtoja. Tietyissä erikoistilanteissa pakettivälitys tulee säilyttämään käyttökelpoisuutensa, mutta runkoverkoissa on paineita korvata se virtaviivaisemmalla tiedonvälityksellä. Uudet nopeat kytkimet pystyvät paremmin vastaamaan kasvavien liikennekuormien haasteeseen. Monikerrosreititys, toiselta nimeltään IP-kytkentä tarjoaa lupaavalta vaikuttavan tekniikan, jolla reitityksen joustavuus ja laajennettavuus suuriin verkkoihin voidaan yhdistää kytkennän nopeuteen ja yksinkertaisuuteen. Internetin pakettivälityksen korvaaminen kytkennällä merkitsee varsin syvällistä teknistä muutosta.

Uusi tekniikka tuo mukanaan myös operaattoreiden kaipaamat paremmat liikenteen-hallintamahdollisuudet ja palvelun laadun, joskin ilmeisesti yksinkertaisen.

Leimapohjaista MPLS-standardia kehittää laaja laitevalmistajien rintama. Avoin keskustelu tuo esille näkemyserot. Ajoittain kiivaastakin väittelystä huolimatta näyttää suunnittelijoiden kesken vallitsevan vakaa pyrkimys saattaa standardointityö ainakin keskeisiltä osin päätökseen vuoden 1998 loppuun mennessä. Vaihtoehtoisia toteutuksia sallittaneen joissakin teknisissä kysymyksissä. Näillä näkymin jotkin laajennukset, kuten virtuaaliset yksityisverkot, jätetään jatkokehittelyn piiriin.

Tämän työn neljännessä luvussa kuvattiin vaihtoehtoiset ATM:n ja IP:n yhdistämistekniikat. Luvussa viisi esiteltiin ja verrattiin eri valmistajien leimapohjaisia tekniikoita. Näiden vertailutaulukko on liitteenä. Kuudennessa luvussa paneuduttiin MPLS:n esittelyyn ja erittelyyn keskittyen erityisesti leimakytkennän laajennettavuusominaisuuksiin kirjallisuuden valossa. Leimakytkennän ominaisuudet vedimme yhteen kuvassa 6.10. Kuva auttaa jäsentämään myös uusia ehdotuksia, joilla leimakytkentää kehitetään eteenpäin. Luvussa seitsemän arvioitiin leimakytkennän laajennettavuutta oman mallin perusteella. Malli auttaa arvioimaan sisäsolmujen leimatarvetta, kun reunasolmujen määrä on annettu, sisäsolmujen suhde reunasolmuihin haluttu ja reunaehtona on käytettävissä oleva leimamäärä.

## Lähdeluettelo

### Kirjat

[Chen95] T.M. Chen ja S.S. Liu: "ATM switching systems", Artech House Inc. 1995

[Grun97] Grundström ja Mickos: "ATM-tekniikka ja monipalveluverkot", Suomen Atk-kustannus Oy, 1997

[Huit95] Christian Huitema: "Routing in the Internet", Prentice Hall Inc., 1995

### Muut dokumentit

[FreMPOA] Fredette A., et al., "An Introduction to Multiprotocol over ATM (MPOA)", SPIE Vol. 3233, 11/97

[Lab97] Labovitz C., et al. "Internet routing instability", Proceedings of the ACM SIGCOMM, 1997

[Ilv96] Mika Ilvesmäki: "ATM-tekniikan käyttö Internet-liikenteen välityksessä", DI-työ TKK, 1996

[Luc97] Luciani J., et al., "The Next hop resolution protocol", J. Luciani, SPIE Vol. 3233, 11/97

[Pax97] Paxson V., "End-to-end routing behaviour in the Internet", IEEE/ACM Transactions on networking 5(5)

[RFC1483] Heinänen J., "Multiprotocol Encapsulation over ATM Adaptation Layer 5", RFC1483, 7/93.

[RFC1812] ed. Baker F., "Requirements for IPv4 version routers", RFC 1812, 6/95

[Uze] Uze J-M., et Ferrari T., "Label based switching: Architecture and performance in an ATM Wide area network", <http://www.dante.net/ten-34/D14.2/2.html>, 12/5/98

[Wor97] Worster T. et Doria A. "Levels of aggregation in flow switching networks", Proceedings of the Electronics Industries Forum, Boston, 5/97

### Cascade

[Navi] Ahmed H., et al., "IP switching for scalable IP services", Proceedings of the IEEE, Vol. 85, No. 12, 12/97

### Cisco

[Alles95] Alles A., "ATM Internetworking", Cisco Systems, Inc. 1995.

[Tag] Rekhter Y., et al., "Tag switching architecture overview", I-D: <draft-rekhter-tagswitch-arch-01.txt>, 2/97

[Tag2] Rekhter Y., et al., "Tag switching architecture overview", Proceedings of the IEEE, Vol. 85, No. 12, 12/97

[TagATM] Davie B., et al., "Use of tag switching with ATM", Cisco's I-D: <draft-davie-tag-switching-ATM-01.txt>, 1/97

[TagCoS] "Tag switching support for classes of service", Cisco's I-D: <draft-lin-tags-cos-00.txt>, 12/96

[TagSca] "Scaling the Internet with tag switching", White paper 16.9.96

## **IBM**

[ARIS] Woundy C., et al., “ARIS: Aggregate route-based IP switching”, I-D: <draft-woundy-aris-ipswitching-00.txt>, 11/96

## **Ipsilon**

[Lin97] Lin, McKeown “A Simulation study of IP switching”, Technical report CSL-TR-97-720, Stanford University, USA, 4/97

[New96] Newman, Minshall, Lyon, “IP switching: ATM under IP”, Ipsilon Networks Inc., 96

## **MPLS**

[ARCH] Rosen E., et al., “Multiprotocol label switching architecture”, I-D: <draft-ietf-mpls-arch-01.txt>, 3/98

[Ayan98] Ayandeh S., Fan Y., “MPLS routing dynamics”, <draft-ayandeh-mpls-dynamics-00.txt>, 3/98

[Con97] Conta A. et al., “Use of Label switching on Frame relay networks”, I-D: <draft-ietf-mpls-fr-00.txt>, 12/97

[Dav97] Davie B., et al., “Explicit route support in MPLS”, I-D: <draft-davie-mpls-explicit-routes-00.txt>, 11/97

[DavATM97] Davie B., et al., “Use of Label switching with ATM”, I-D: <draft-davie-mpls-atm-00.txt>, 11/97

[FRAME] Callon R., et al., “A framework for multiprotocol label switching”, I-D: <draft-ietf-mpls-framework-02.txt>, 11/97

[Fre97] Fredette A., et al., “Stream aggregation”, I-D: <draft-fredette-mpls-aggregation-00.txt>, 11/97

[LDP] Andersson L., et al., “Label distribution protocol”, I-D: <draft-mpls-ldp-00.txt>, 3/98

[Ohb97] Ohba T., et al., “Comparison of Tag switching and Cell switch router”, I-D: <draft-ohba-tagsw-vs-csr-00.txt>, 4/97

[PASTE] Li T., Rekhter Y., “Provider architecture for differentiated services and traffic engineering”, I-D: <draft-li-paste-00.txt>, 1/98

[STACK] Rosen E., et al., “MPLS Label stack encoding”, I-D: <draft-ietf-mpls-label-encaps-01.txt>, 2/98

[Vaan98] Vaananen P. et Ravikanth R., “Framework for traffic management in MPLS networks”, I-D: <draft-vaananen-MPLS-TM-framework-00.txt>, 3/98

[Wang97] Wang Z., et al., “Scalability issues in Label switching over ATM”, I-D: <draft-wang-mpls-scaling-atm-00.txt>, 7/97

[Wid97] Widjaja I., et al., “Performance issues in VC-merge capable MPLS switches”, I-D: <draft-widjaja-mpls-vc-merge-00.txt>, 7/97



## Liite: Valmistajakohtaisten tekniikoiden vertailu

Taulukko kuvaa tilanteen, josta IP-kytkentäratkaisuja on lähdetty kehittämään. MPLS-standardin valmistumisen myötä valmistajakohtaiset ratkaisut lähestyvät toisiaan.

	<b>Lippukytkentä</b> (Cisco)	<b>ARIS</b> (IBM)	<b>IP-luotsi</b> (Cascade)	<b>Vuokytkentä</b> (Ipsilon)
<b>Siirtoyhteyskerros</b>	ATM, FR, ethernet, jne	ATM, FR, jne.	ATM, FR, ethernet, jne	ATM
<b>Verkkokerros</b>	IPv4, XNS, apple jne. (Cisco IOS)	IPv4, IPv6, jne	IPv4	IPv4, IPv6
<b>L2- &amp; L3-tasojen välissä</b>	pieni kiilalippu-otsake	(puuttuu)	(puuttuu)	(puuttuu)
<b>Kytkentähierarkia</b>	lippupinon avulla, myös VPI+VCI	(puuttuu)	OSPF-aluejako	(puuttuu)
<b>VP/VC-koonti</b>	Myös VC-koonti, jos LSR pystyy	VP-koonti	VP-koonti	(ei tarvetta)
<b>Leimasidosprotokolla(t)</b>				
<b>Oma protokolla</b>	TDP (TCP-kuljetus)	ARIS-protokolla (IP 104)	(ei tarvita)	IFMP
<b>Muut protokollat</b>	BGP, PIM, RSVP		OSPF, PNNI	(ei tarvita)
<b>Tila</b>	Hard-state	Soft-tate (&Hard-state)	Hard-state	Soft-state
<b>Luontisuunta, vasta-myötä</b>	Pääasiassa vasta, myös myötä	vastavirtaan	vastavirtaan	vastavirtaan
<b>Leimavaraushallinta</b>	Paikallinen	Ulostulosolmu	Ulostulosolmu	Paikallinen (VC)
<b>Kuvausmenetelmä</b>				
<b>Yritetään parasta-liikenne</b>	<b>Topologia</b> kohde-etuliite reititystaulujäsen reitityshierarkia	<b>Topologia</b> ulostulo ID ulostulojuurinen puu	<b>Topologia</b> ulostulo ID ulostulojuurinen puu: MPT	<b>Vuo</b> vuoluokittelija osoite/sovellus
<b>Vuo-optio</b>	On		On	(Vain vuo)
<b>Silmukat</b>	Löytää: etappilaskuri	Estää: etappitunnusjono ISR-polkutunnus	Estää: aika- ja etappilaskuri	Ei synny
<b>QoS-tuki-peruste</b>	<b>Varaus</b> Välitysekvivalens -siluokan mukaan, reitityshierarkia	Tulee myöhemmin	<b>Monipolkupuu</b> Myös vuokoht.	<b>Vuoluokittelu</b> kytketään/ei kytketä
<b>Leima-alue</b>	AS tai osa	AS tai osa	AS-riippumaton	
<b>Valintareititys</b>	On	On		Ei
<b>Eksplis. reitit</b>	On	On	Jok. leimapolku	-
<b>Terminologia</b>				
	Tag Switch	Integrated Switch Router	IP Navigator	IP Switch
<b>Reitittimet</b>	Lippukytkin Lippureunareititin	Yhdistetty kytkinreititin	Cascade-kytkin	

Taulukko on kehitetty Noritoshi Demizun alustavasta vertailusta.