Luento 8: Verkkokerros

22.11.2012

Tiina Niklander

Kurose&Ross
Ch4.1-4.5

Luennon sisältöä

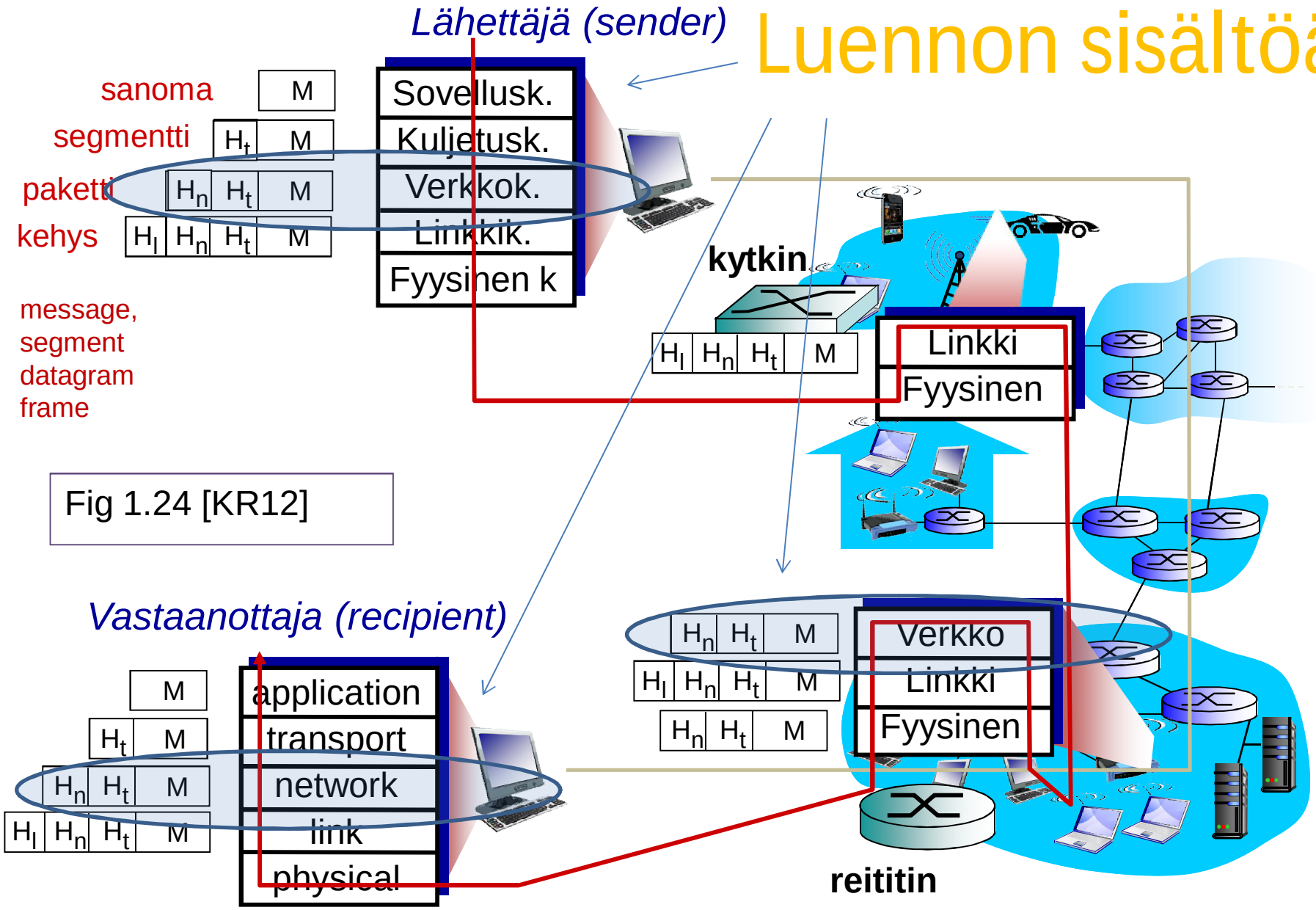


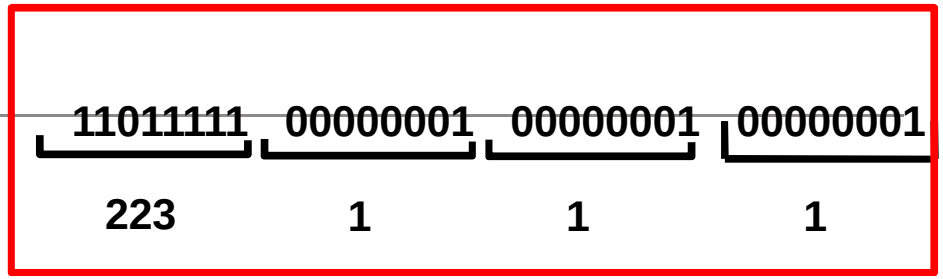
Fig 1.24 [KR12]

Verkkokerros

IP-osoitteet

IP-osoitteet (IPv4)

Fig 4.15 [KR12]



32 bittinen tunniste

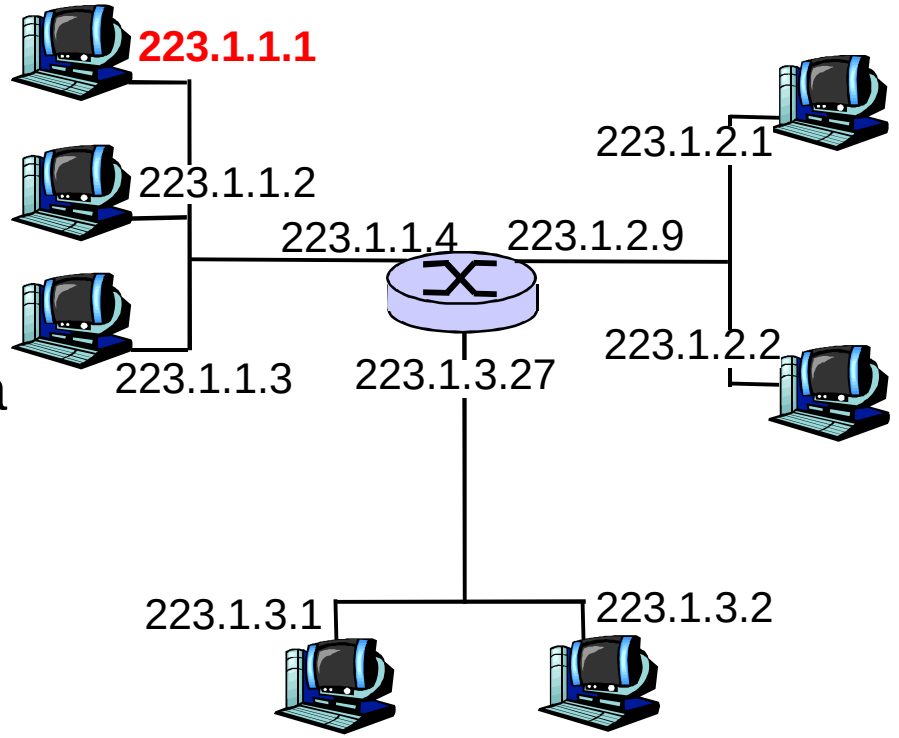
isäntäkoneille ja reitittimien linkeille

- verkkoliittymän tunniste

Reitittimellä useita liittymiä

- kullakin oma IP-osoite

Myös isäntäkone voi olla liitettynä useaan verkkoon



ICANN Internet Corporation for Assigned names and Numbers verkkonumerot palveluntarjoajille, joilta nämä edelleen aliverkoiksi

Aliverkot

HUOM painovirhe: 6ed kuva 4.16
Aliverkon tunnukset.
223.1.1.0/**24**, 223.1.2.0/**24** ja
223.1.3.0/**24** (ei 23 kuten kuvassa)

Osoitteen osat

aliverkon numero (alkuosa)

koneen numero (loppuosa)

Aliverkon koneet voivat kommunikoida ilman reititystä

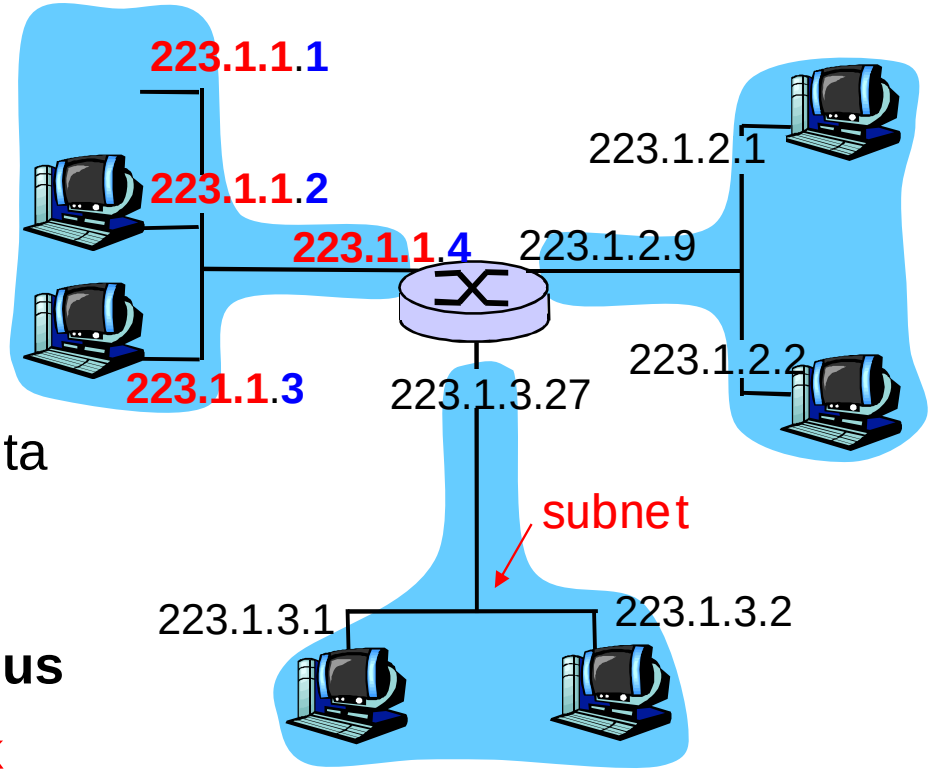
Linkkikerros osaa lähettää koneelta toiselle (esim. ethernet)

Aliverkkoa merkitään notaatiolla, jossa lopussa on verkko-osan pituus

Esim. 223.1.1.0 /24 subnet mask

Aliverkon peite

eli verkko-osoite 24 bittiä ja koneosoite 8 bittiä



network consisting of 3 subnets

Fig 4.16 [KR12]

Aliverkot

Montako aliverkkoa on tässä kuvassa?

Yleislähetysosoite

- 255.255.255.255
- Paketti kaikille aliverkon koneille.
- Mahdollisesti reitittimen kautta muillekin

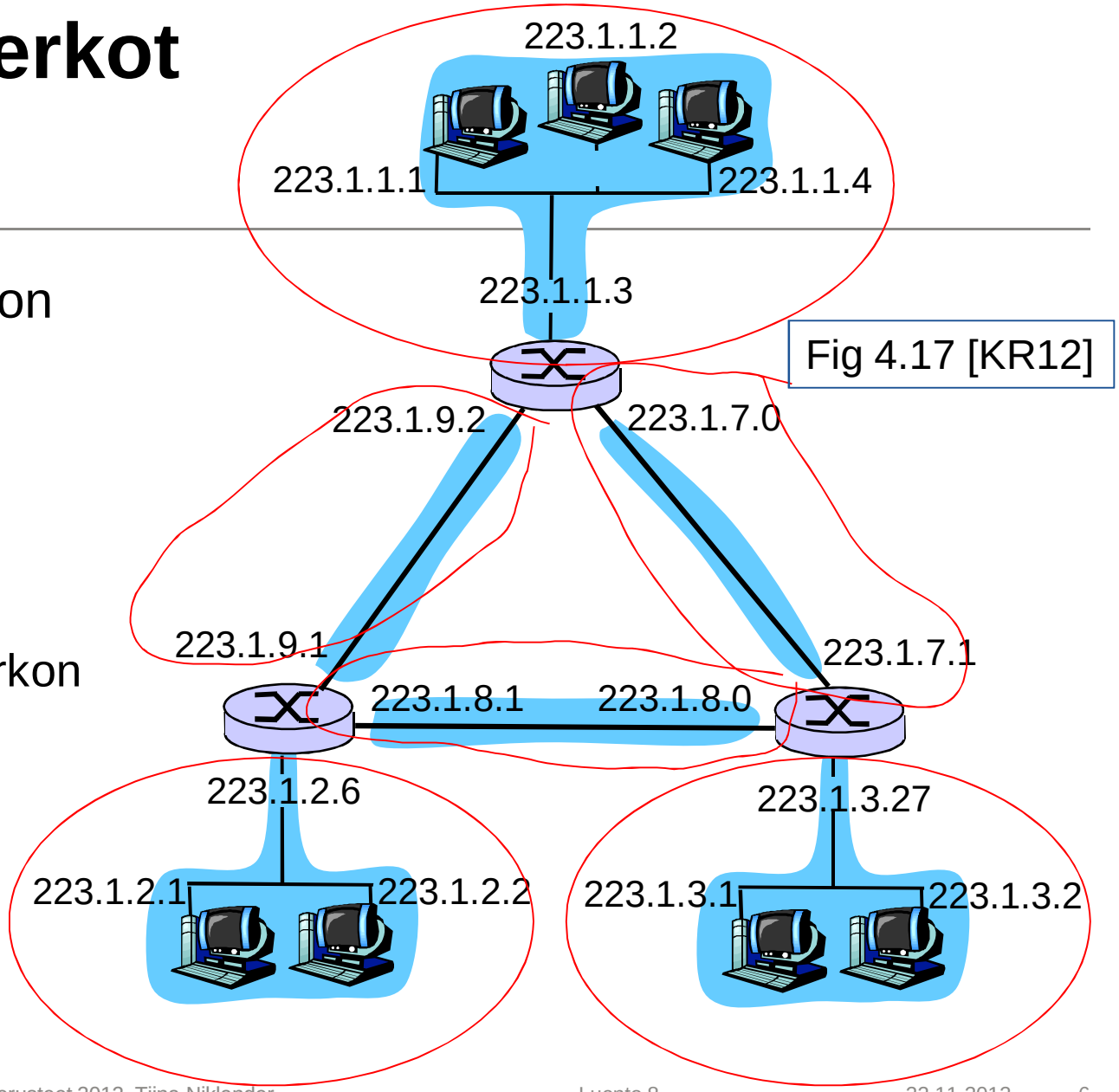


Fig 4.17 [KR12]

Aliverkkojen osoitteet:

- Vanha luokallinen osoite: A-luokka 8 b, B-luokka 16 b, C-luokka 24 b
  - Esim. FUNET 128.214.0.0/16 (HY:llä näitä)
  - Edellä esiteltyä subnet maskia käytetään vain osoiteluokan sisällä
- Ongelma: Internet kasvoi 1993 lähtien eksponentiaalisesti ja reititystaulut räjähtivät
  - C-luokat ovat suosittuja ja niitä on paljon
  - Tarvittiin ratkaisu, joka aggregoi reititystietoa paremmin kuin A,B,C jako -> CIDR
- Kaikki IPv4 osoitteet on nyt jaettu!

CIDR: Classless InterDomain Routing

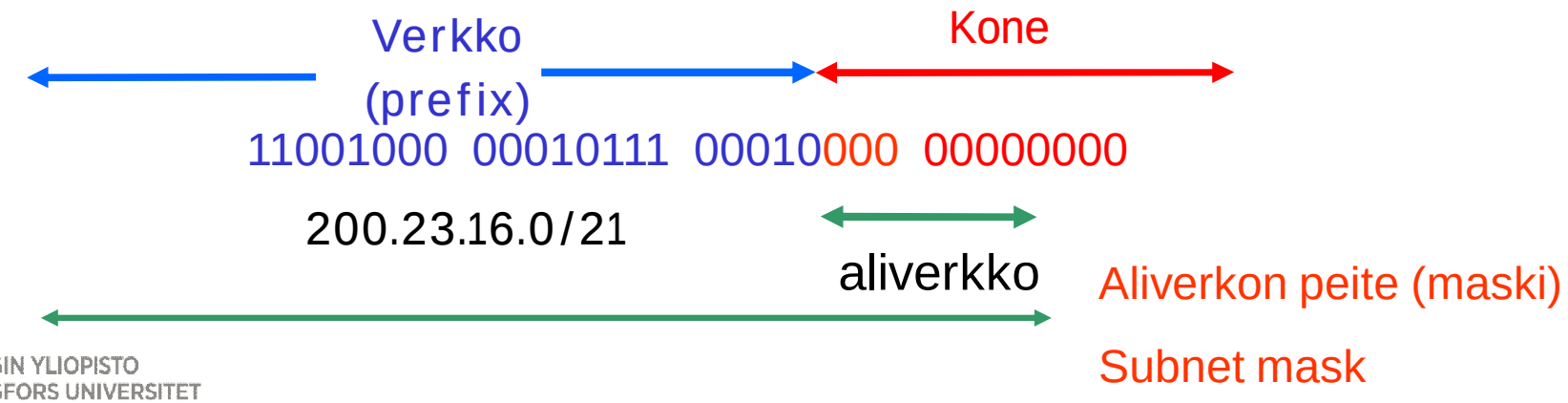
Verkko-osa voi olla minkä tahansa kokoinen

Formaatti: a.b.c.d/x

- x ilmoittaa verkko-osan bittien lukumäärän (prefix)

Esim. Organisaatio, jolla 2000 konetta varaa 2048 = 2^11 konenumeroa, jolloin verkko-osaa varten jää 21 bittiä

Yritys voi vielä itse jakaa viimeiset 11 bittiä aliverkko-osoitteeksi ja koneosoitteeksi. Tämä jako ei näy ulkopuolelle. (subnet mask)



Koneen IP-osoite

Palveluntarjoaja saa verkkonumeronsa ICANN:lta isona lohkona

voi jakaa saamansa osoiteavaruuden (osoitelohkon) edelleen aliverkkoihin

esim. Kukin organisaatio saa aliverkon, jossa on numerot 512 koneelle

2**12 = 4096 = 8 * 512

20 kpl | 12 kpl

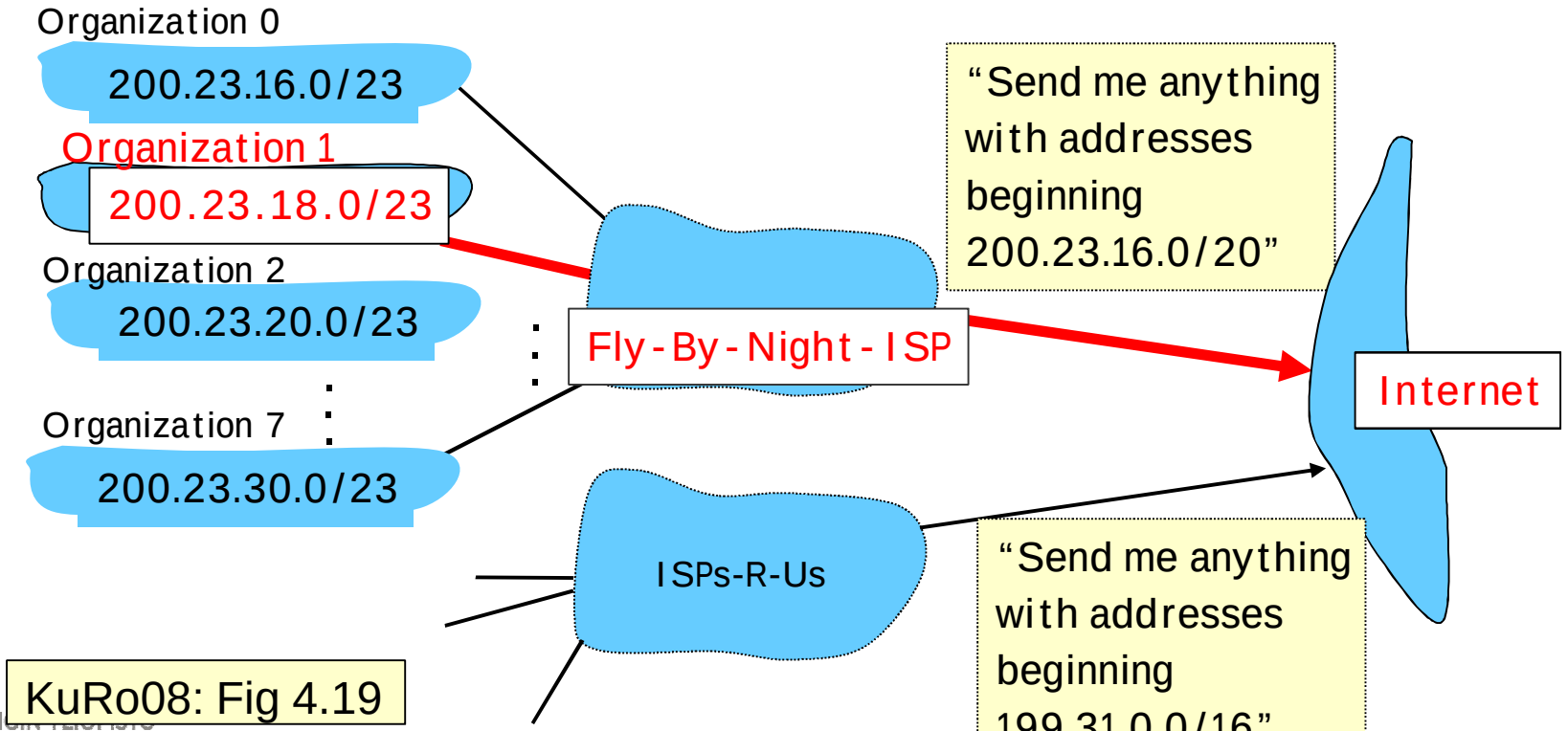
ISP's block	11001000 00010111 0001**0000**	00000000	200.23.16.0/20
Organization 0	11001000 00010111 0001000**0**	00000000	200.23.16.0/23
Organization 1	11001000 00010111 0001001**0**	00000000	200.23.18.0/23
Organization 2	11001000 00010111 0001010**0**	00000000	200.23.20.0/23
...	.....	....	....
Organization 7	11001000 00010111 0001111**0**	00000000	200.23.30.0/23

Hierarkkinen osoite

Fig 4.18 [KR12]

CIDR luo reititystä helpottavan hierarkian

Aggregointi (yhdistäminen): yhteinen alkuosa => samaan suuntaan



KuRo08: Fig 4.19

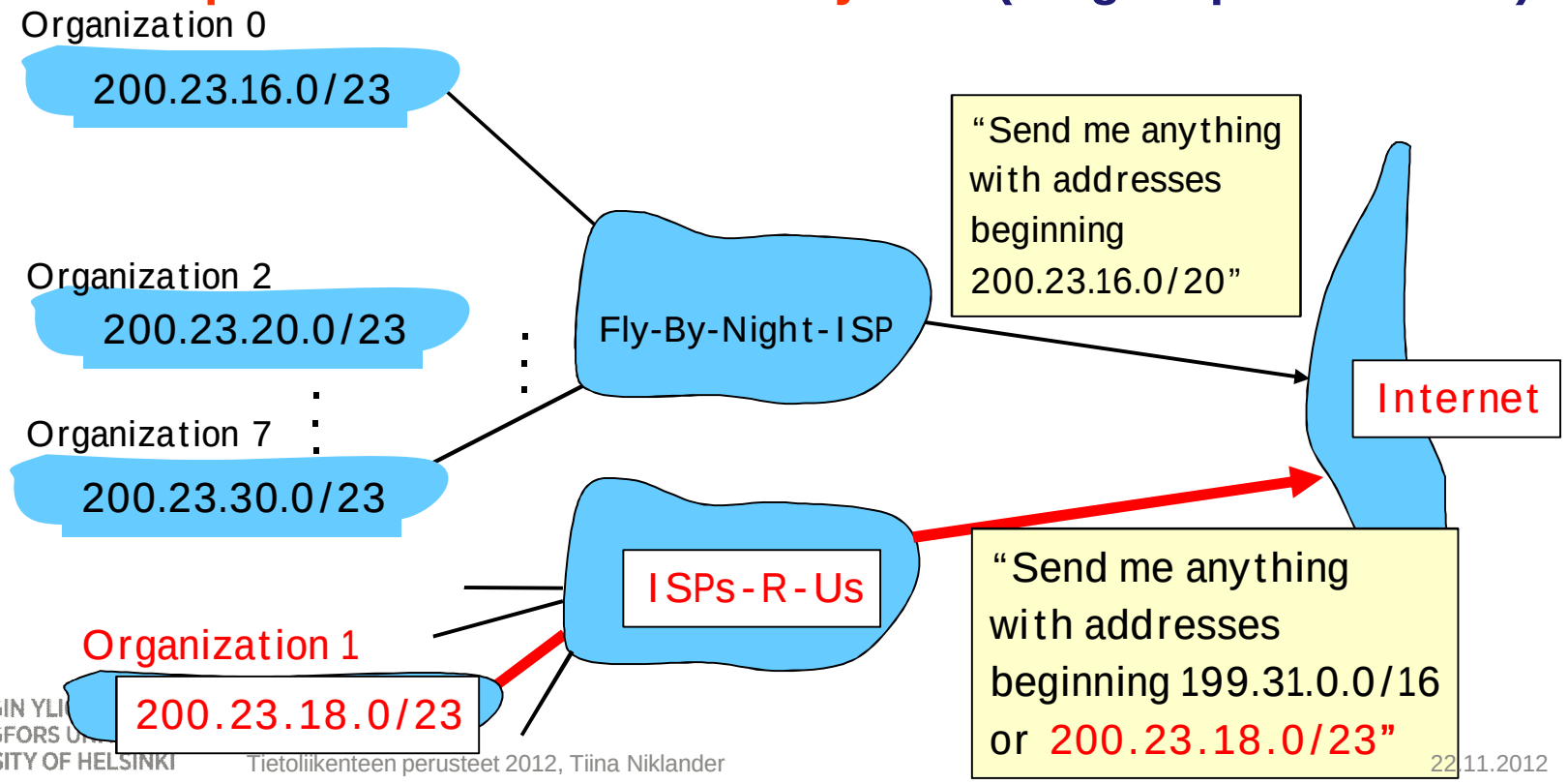
Jos palveluntarjoaja (ISP) vaihtuu?

Fig 4.19 [KR12]

IP-osoitteet voi säilyttää

Uudelta ISP:ltä tarkempi reititysohje

Pisin sopiva alkuosa määrää reitityksen (longest prefix match)



Koneen IP-osoite

- Koneen IP-osoite konfiguroidaan joko käsin koneelle tai
- saadaan automaattisesti käyttäen **DHCP**:tä (Dynamic Host Configuration Protocol)
  - Eri osoite eri kerroilla tai pysyvämpi osoite
  - DHCP-palvelija vastaa
    - antaa koneen käyttöön IP-osoitteen (rajallinen elinaika)
    - antaa DNS-tiedot, yms.
  - Palvelun tarjoaja: pienempi numeromäärä riittää
    - Toteutus UDP monilähetys (broadcast)
    - “wash-and-go”, “plug-and-play”

DHCP: Osoitekysely

Seppo Syrjäsen luonnehdinnat:

"Hei, onks kellään?"

"Tässois tämmönen..."

"Oi, saanks mä tän?"

"Joo, pidä vaan."

DHCP server: 223.1.2.5

arriving client

DHCP discover

src : 0.0.0.0, 68
dest.: 255.255.255.255,67
yiaddr: 0.0.0.0
transaction ID: 654

DHCP offer

src: 223.1.2.5, 67
dest: 255.255.255.255, 68
yiaddrr: 223.1.2.4
transaction ID: 654
lifetime: 3600 secs

DHCP request

src: 0.0.0.0, 68
dest:: 255.255.255.255, 67
yiaddrr: 223.1.2.4
transaction ID: 655
lifetime: 3600 secs

DHCP ACK

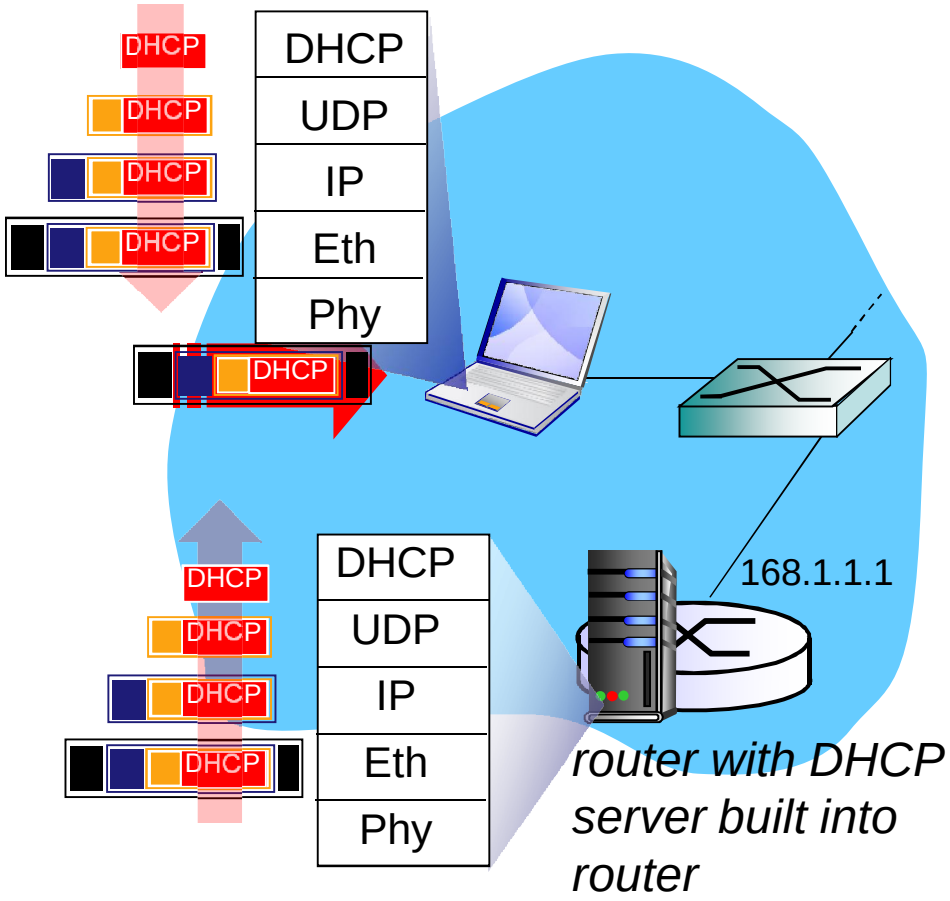
src: 223.1.2.5, 67
dest: 255.255.255.255, 68
yiaddrr: 223.1.2.4
transaction ID: 655
lifetime: 3600 secs

DHCP:
Muutakin tietoa kuin IP-osoite

DHCP antaa osoitteen lisäksi yleensä muutakin tärkeää tietoa:

- Reitittimen osoite
  - Yhteyspiste ulos tästä aliverkosta
- Nimipalvelimen (DNS) nimi ja IP-osoite
  - Täältä voi tiedustella muiden osoitteita
- Aliverkon peite (subnet mask)
  - Kertoo mitkä osoitteen bitit ovat verkon osia ja mitkä koneen tunniste aliverkossa

Sanomanvälitys
Esimerkkinä DHCP request



- Kannettavan pyyntö: DHCP request
  - sovelluskerros: DHCP request,
  - kuljetuskerros paketoi UDP-segmentiksi,
  - verkkokerros paketoi IP-datagrammiksi,
  - linkkikerros paketoi kehykseksi esim. 802.1
- Palvelimen päässä pino toisinpäin, eli aina puretaan oma paketti ja annetaan ylemmäs sen sanoma.

Aliverkon osoitteiden piilottaminen yhden julkisen IP-osoitteen taakse

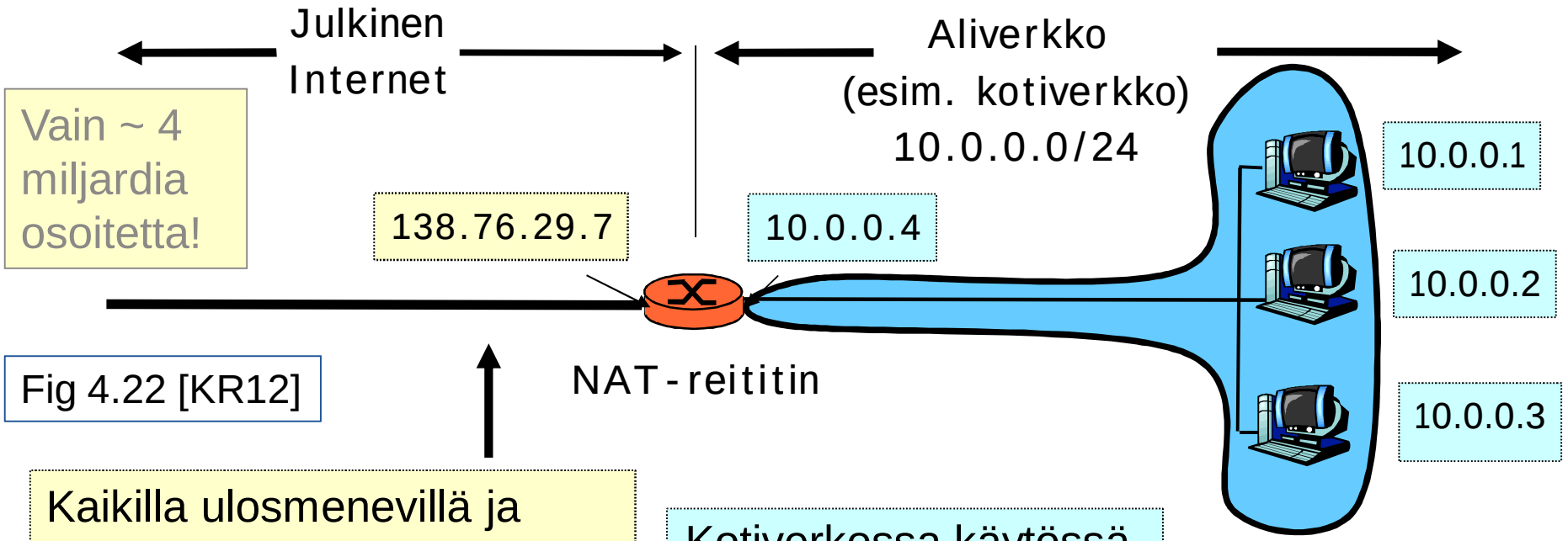


Fig 4.22 [KR12]

Kaikilla ulosmenevillä ja sisääntulevilla paketeilla sama IP-osoite
138.76.29.7
mutta eri porttinumeroita.

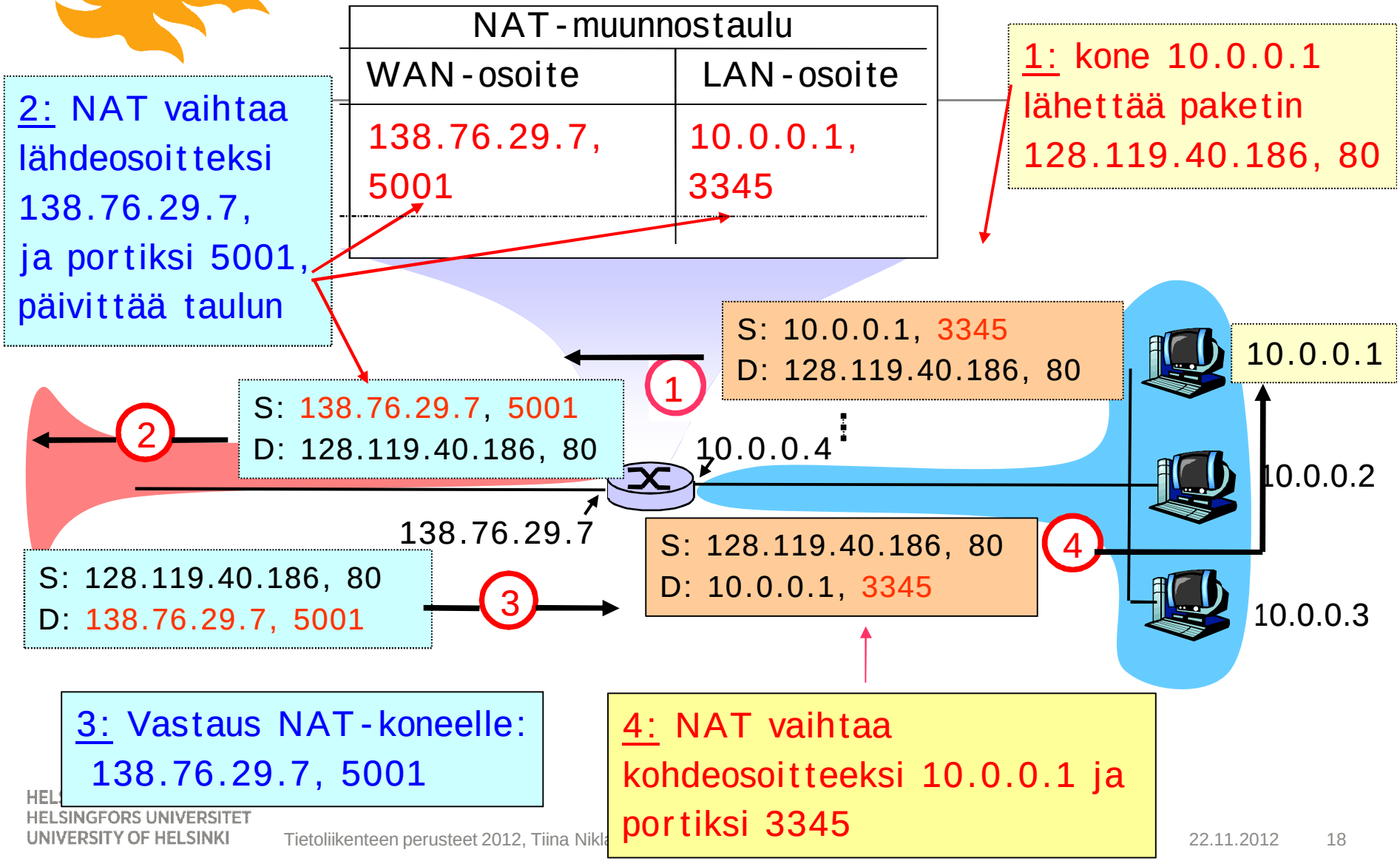
Kotiverkossa käytössä sisäiset IP-osoitteet
10.0.0.0/24
(esim. DHCP:llä)

Sisäisiä ovat:
10.0.0.0/8
172.16.0.0/12
192.168.0.0/16

NAT-reititin (Network Address Translation)

- Ulosmenevät paketit
  - Korvaa lähdekoneen IP-osoite ja porttinumero NAT-koneen IP-osoitteella ja NAT-koneen valitsemalla porttinumerolla
  - Päivitä NAT-muunnostaulu
- Sisääntulevat paketit
  - NAT-koneelle NAT:n antamaan porttiin
  - Korvaa NAT:n muunnostaulun avulla paketissa oleva IP-osoite ja portti
  - Välitä paketti perille
- NAT-muunnostaulu
  - (IP-osoite, portti) (NAT-koneen osoite, NAT:n portti)

NAT: Esimerkki



NAT: Kommentteja / kritiikkiä

Hyödyt

- Kotiverkko tarvitsee ISP:ltä vain yhden IP-osoitteen
- Voi muutella vapaasti kotikoneiden IP-osoitteita
- Turvallisuus: ulospäin muille näkyy vain yksi kone

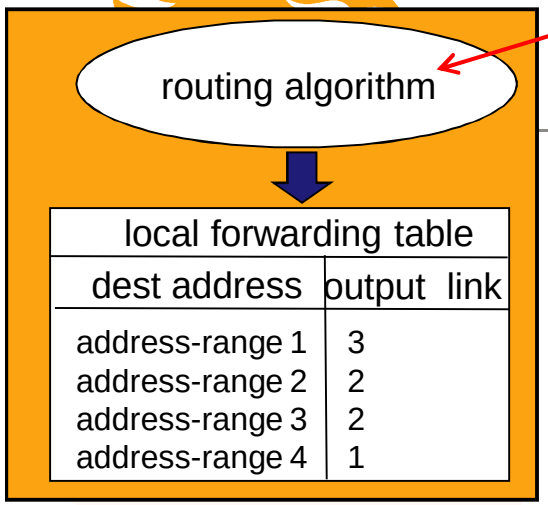
Kritiikkiä

- Reitittimien tulisi toimia vain verkkotasolla, porttinumerot ovat kuljetuskerroksen asioita
- Rikkoo päästä-päähän idean (prosessien välinen yhteys)
- Onko ohjelmoijan huomioitava NAT:n olemassaolo?
  - Peer-to-peer
  - NAT:n takana oleva palvelin (esim. www portissa 80)?
- Pula IP-osoitteista hoidettava ottamalla käyttöön IPv6, jossa 128 bitin osoitteet

Verkkokerros

Reititysalgoritmit

Reititysalgoritmi



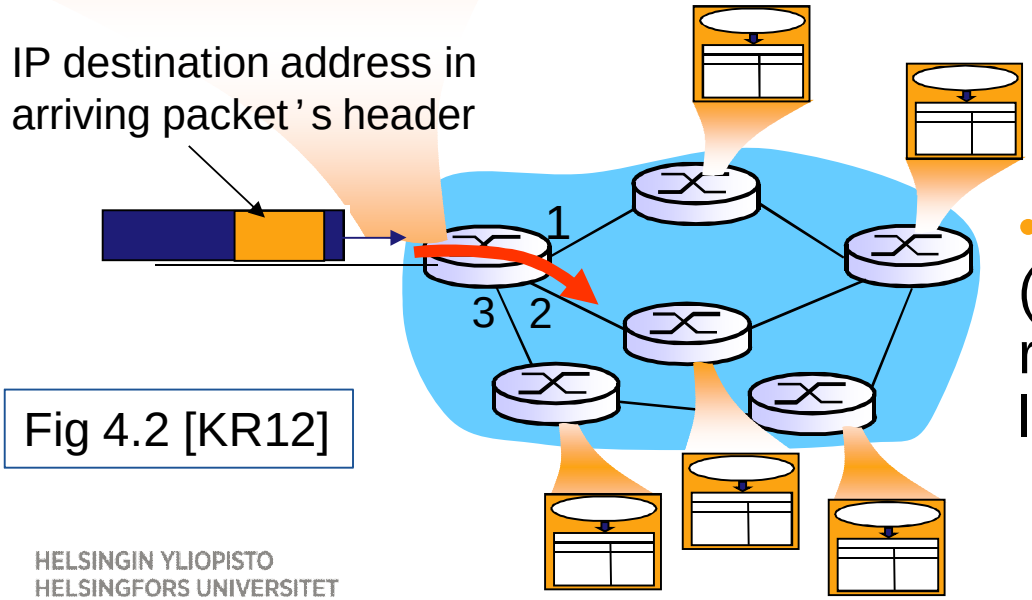


Fig 4.2 [KR12]

- Etsii edullisimmat reitit lähdekoneelta kohdekoneille
  - Mikä ja millainen algoritmi? Mistä tiedot? ...
- Muodostaa reititystaulun!
  - Mille linkille paketti seuraavaksi siirretään tältä reitittimeltä
- Pakettien edelleenlähetys (forwarding) tarvitsee reititystaulua, jotta paketit löytävät perille

Reititysalgoritmeja

Reititysalgoritmi, joka tarvitsee täydellisen tiedon verkosta

- Ennen laskentaa käytössä koko kuva verkosta:
  - Kaikki linkkiyhteydet solmujen välillä ja niiden kustannukset
    - Käytännössä vain tietystä autonomisesta alueesta
- Parhaat reitit lasketaan joko keskitetysti tai hajautetusti
- **Linkkitila-algoritmi** (link-state algorithm)

Reititysalgoritmi, jolle riittää epätäydellinen kuva verkosta

- Aluksi reititin tietää vain niistä koneista, joihin itse on yhdistetty
- Iteratiivinen algoritmi: reititin vaihtaa tietoja naapuriensa kanssa ja saa tietoa muusta verkosta
- **Etäisyysvektorialgoritmi** (distance vector algorithm)

Reititysalgoritmin muita ominaisuuksia

Dynaaminen vs. staattinen

- Miten nopeasti huomaa linkkien muutokset ja muuttaa reititystä
- Miten tiuhaan tietoja päivitetään
- Miten usein muutoksia

Kuormituksen huomioiva vai ei

- Linkin ruuhkautuneisuus voi vaikuttaa sen kustannukseen
- Nykyalgoritmit eivät ota kuormitusta huomioon
  - Tosin kyllä epäsuorasti linkin hitautena ('kustannuksena')

Reititystiedon kerääminen

Reitin saa tietoja seuraavasti:

- Linkkikerros tarjoaa yhteyden naapureihin
  - MAC-osoite → IP-osoite
- Naapurit havaitaan saapuvista kehyksistä ja paketeista (broadcast, multicast, unicast)

Naapurit kertovat omasta reititystaulustaan

- Linkkitila: kaikki tiedot
- Etäisyysvektori: lyhimmät etäisyydet kohteisiin naapurien kautta

Tietojen päivitys: reaktiivinen tai ajastettu

Verkko graafina (graph)

Fig 4.27 [KR12]

Verkko G= (N,E)

N = solmujen (nodes) joukko

E = linkkien (edges) joukko

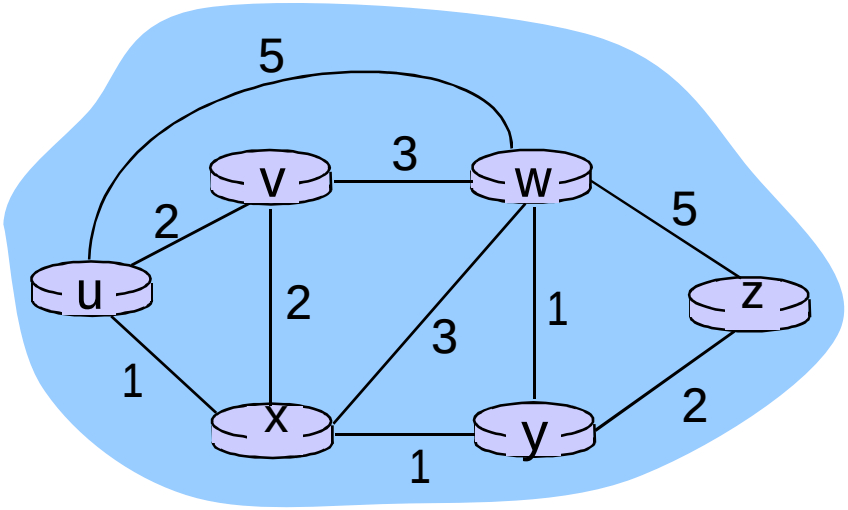
(x,y) on linkki solmujen x ja y välillä

c(x,y) = linkin kustannus

kaistanleveys, ruuhkaisuus, raha, ..

C(x1,x2, ..., xp) = reitin (route) kustannus

= C(x1,x2) + C(x2,x3) + ... + (xp-1,xp)



Mikä on huokein reitti kuvan solmusta u solmuun z?

1) Linkkitila: Dijkstran algoritmi

Aluksi kaikilla reitittimillä on tiedossa verkon rakenne ja kaikkien linkkien kustannukset

- Kaikki reitittimet lähettävät tietonsa naapureistaan ja linkkikustannuksista naapureihin (mitatut/havaitut) joko kaikille muille tai jollekin keskussolmulle, joka välittää tiedon muille

Reititin laskee Dijkstran algoritmilla edullisimman kustannuksen kaikkiin muihin kohteisiin

- Kokoaa näistä oman reititystaulunsa

Dijkstran algoritmi

Merkinnät

C(x,y) linkin x,y kustannus; jos eivät naapureita = ∞

D(v) toistaiseksi edullisin kustannus solmuun v

p(v) solmun v edeltäjä reitillä

N = solmujen joukko,

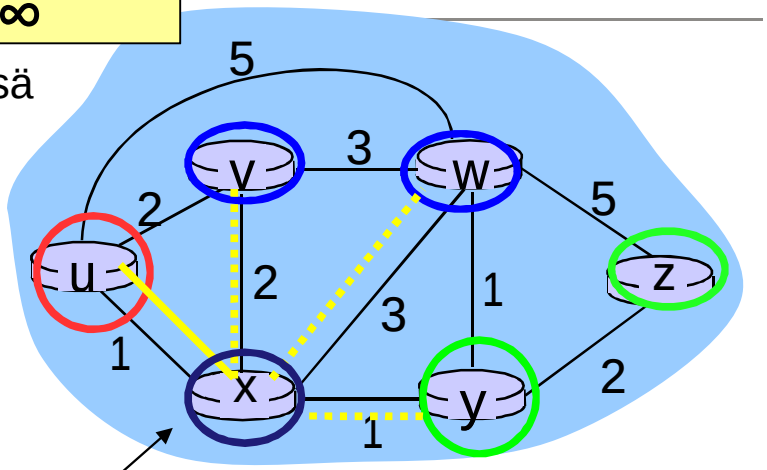
N' = jo käsiteltyjen solmujen joukko

Dijkstran algoritmi

D(v)=2, D(w) = 5, **D(x)=1**
D(y) = ∞ , D(z)= ∞

```
1  Initialization:
2    N' = {u}
3    for all nodes a
4      if a adjacent to u
5          then D(a) = c(u,a)
6      else D(a) = ∞
7
8  Loop
9     find b not in N' such that D(b) is a minimum
10    add b to N'
11    update D(k) for all k adjacent to b and not in N' :
12       D(k) = min( D(k), D(b) + c(b,k) )
13    /* new cost to k is either old cost to k or known
14     shortest path cost to b plus cost from b to k */
15 until all nodes in N'
```

1. Eli jos u:n vieressä



2. Aina valitaan käsittelemätön, jonka etäisyys u:sta on pienin

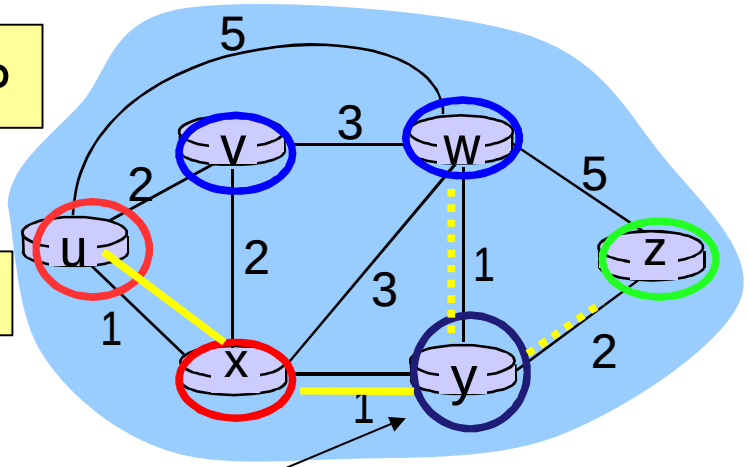
3. Päivitetään etäisyys b:n naapureille, joita ei vielä ole käsitelty

Dijkstran algoritmi (kierros 2)

Huom. Etäisyys aina u→solmu

X **D(x)=1, D(v)=2, D(w)=4, D(y) = 2** , D(z)= ∞

Y **D(x)=1, D(v)=2, D(w)=3, D(y) = 2** , **D(z)=4**



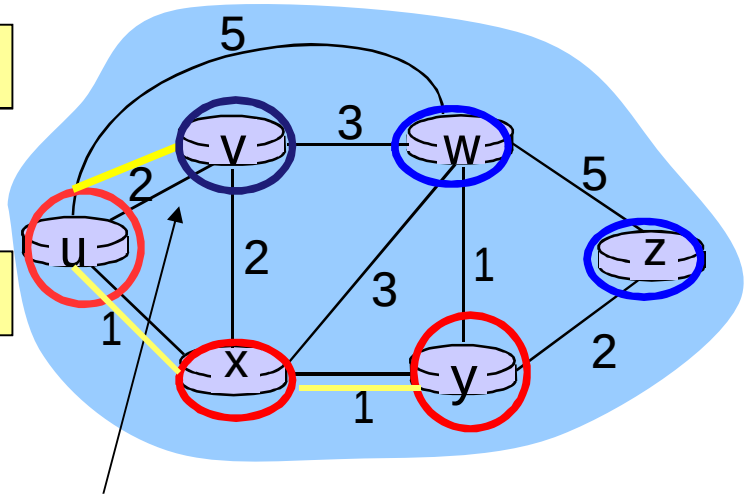

```
8  Loop
9    find b not in N' such that D(b) is a minimum
10   add b to N'
11   update D(k) for all k adjacent to b and not in N' :
12      D(k) = min( D(k), D(b) + c(b,k) )
13   /* new cost to k is either old cost to k or known
14    shortest path cost to b plus cost from b to k */
15 until all nodes in N'
```

Tässä olisi voitu valita y tai v, mutta valittiin nyt y

Dijkstran algoritmi (kierros 3)

Y **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

V **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

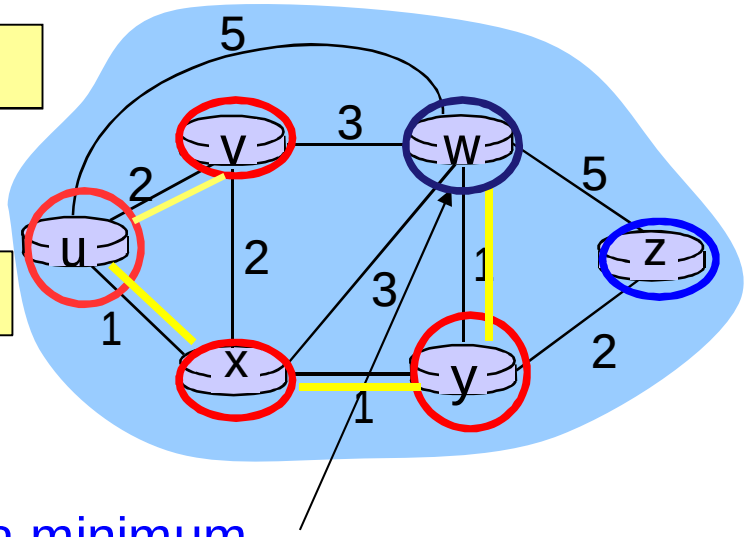



```
8  Loop
9    find w not in N' such that D(w) is a minimum
10   add w to N'
11   update D(v) for all v adjacent to w and not in N' :
12      D(v) = min( D(v), D(w) + c(w,v) )
13   /* new cost to v is either old cost to v or known
14    shortest path cost to w plus cost from w to v */
15 until all nodes in N'
```

Dijkstran algoritmi (kierros 4)

V **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

W **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

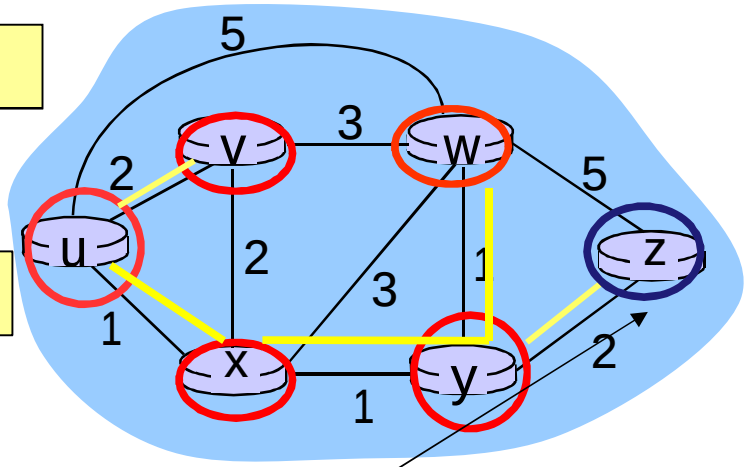



```
8   Loop
9     find w not in N' such that D(w) is a minimum
10    add w to N'
11    update D(v) for all v adjacent to w and not in N' :
12       D(v) = min( D(v), D(w) + c(w,v) )
13    /* new cost to v is either old cost to v or known
14     shortest path cost to w plus cost from w to v */
15  until all nodes in N'
```

Dijkstran algoritmi (kierros 5)

W **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

Z **D(x)=1, D(y) = 2, D(v)=2, D(w)=3, D(z)=4**

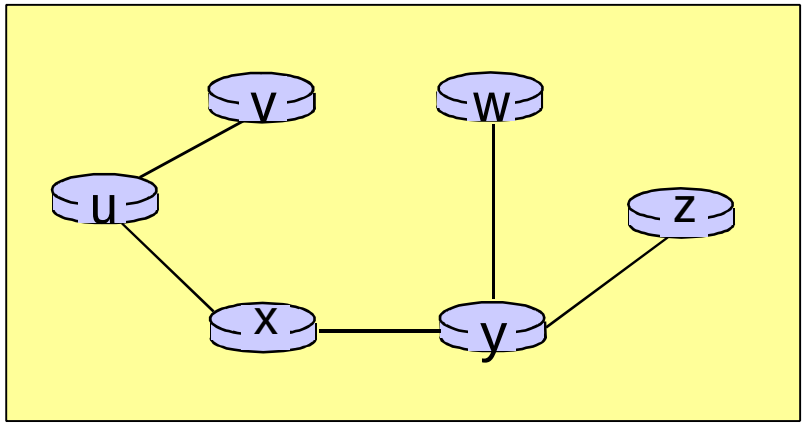



```
8   Loop
9     find w not in N' such that D(w) is a minimum
10    add w to N'
11    update D(v) for all v adjacent to w and not in N' :
12       D(v) = min( D(v), D(w) + c(w,v) )
13    /* new cost to v is either old cost to v or known
14     shortest path cost to w plus cost from w to v */
15  until all nodes in N'
```

Lyhyimmät reitit ja reititystaulukko

Fig 4.27 [KR12]

Resulting shortest-path tree from u:



Resulting forwarding table in u:

destination	link
v	(u,v)
x	(u,x)
y	(u,x)
w	(u,x)
z	(u,x)

Dijkstran algoritmi: Havaintoja

- Dijkstra ottaa käsittelyyn aina lähimmän käsittelemättömän solmun

- Hakee lyhintä mahdollista etäisyyttä naapurin naapurien kautta

- Tästä seuraa lyhin virittävä puu → reititystaulu

2) Etäisyysvektorireititys (distance vector)

- Arpanet-verkon alkuperäinen reititysalgoritmi
  - Käytössä useissa Internetin reititysprotokollissa, kuten RIP, BGP, Novell IPX, ISO IDRP
- Interaktiivinen, hajautettu ja asykroninen
- Tiedot tarkentuvat asteittain, iteratiivisesti
  - Tietyin väliajoin,
  - linkin tilan vaihtuessa,
  - naapurin tietojen muuttuessa, ..
- Kukin solmu laskee itsenäisesti, mutta saa tietoa naapureiltaan
  - Tietää / arvioi kustannuksen omiin naapureihinsa
  - Kuulee naapureiden kustannukset muihin kohdesolmuihin, jotka nämä puolestaan ovat kuulleet omilta naapureiltaan
  - Valitsee kullekin kohdesolmulle kuulemansa edullisimman reitin

Etäisyysvektorireititys (jatkuu)

Kullakin reitittimellä etäisyysvektori sen tuntemiin solmuihin

- Reititystaulu, jossa kullekin kohteelle ulosmenolinkki ja kustannus (etäisyys)
  - Aika /etäisyys kohteeseen, hyppyjen lukumäärä, arvioitu viive,..

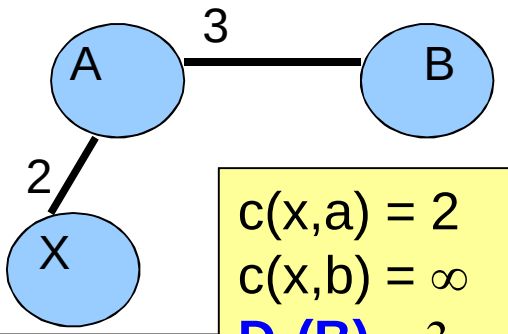
Reititin tietää/mittaa kustannuksen omiin naapureihinsa

Jos muutoksia, lähettää etäisyysvektorinsa naapureilleen

Kun saa naapurinsa etäisyysvektorin, päivittää oman etäisyysvektorinsa

- Tietoja uusista solmuista => lisää taulukkoon uudet kohteet
- Tietoja jo tunnetuista solmuista: valitse kustannuksiltaan edullisin reitti

Etäisyysvektori-reititys



c(x,a) = 2
c(x,b) = ∞
$D_a(B) = 3$
$D_x(B) = 2 + 3 = 5$

Merkinnät

$c(x,v)$ kustannus solmusta x naapuriin v,
jos v ei ole x:n naapuri, $c(x,v) = \infty$

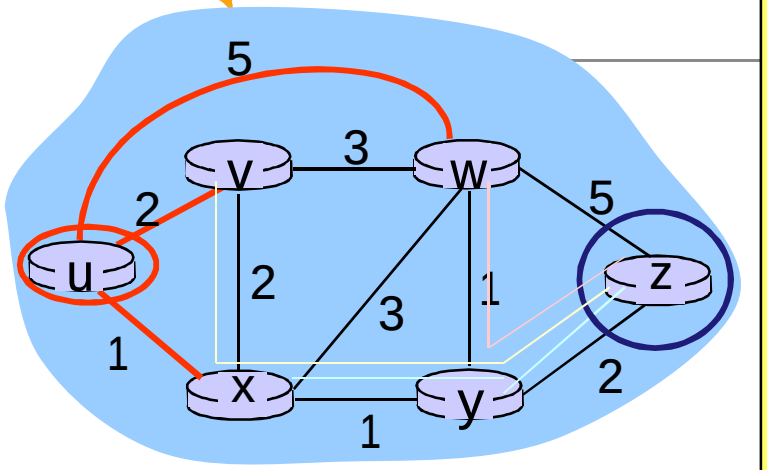
$D_x(y)$ edullisimman x:stä y:hyn johtavan reitin kustannus

Solmun x oma etäisyysvektori $D_x = [D_x(y): y \epsilon N]$
edullisin tiedetty kustannus solmusta x kuhunkin tunnettuun solmuun y

Naapureiden etäisyysvektorit $D_v(y) = [D_v(y): y \epsilon N] =$
Naapurin v tiedot edullisimmista kustannuksista kuhunkin solmuun y

$D_x(y) = \min \{c(x,v) + D_v(y)\}$ (Bellman-Ford)
Kustannus solmusta x naapurisolmuun v ja sieltä edelleen solmuun y
Jos useita reittejä (eri naapureiden kautta); valitaan edullisin eli pienin kustannus

Esimerkki 1



Kohde	kust.	linkki
z	4	x

Jos on jo saatu selville, että
$D_v(z) = 5$, $D_x(z) = 3$, $D_w(z) = 3$

$$D_u(z) = \min \{ c(u,v) + d_v(z),$$
$$c(u,x) + d_x(z),$$
$$c(u,w) + d_w(z) \}$$
$$= \min \{2 + 5,$$
$$1 + 3,$$
$$5 + 3\} = 4$$

Kun paketti on matkalla solmusta u solmuun z, se tulee seuraavaksi lähettää solmuun x, joka tuotti tuon minimin => talleta tieto omaan etäisyysvektoriin (= reititystauluun)

ESIMERKKI 2.

Alussa kukin solmu tuntee vain etäisyydet naapureihinsa itsensä kautta:

x:

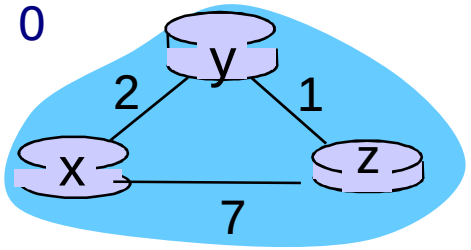
from \ cost to	x	y	z
x	0	2	7
y	∞	∞	∞
z	∞	∞	∞

y:

from \ cost to	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	2	0	1
z	∞	∞	∞

z:

from \ cost to	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	∞	∞	∞
z	7	1	0



Sitten solmut lähettävät omat reittinsä toisilleen ja laskevat uudet parhaat reitit.

Esimerkiksi solmu x:

	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	7	1	0

$D_x(y) = \min\{c(x,y) + D_y(y),\ c(x,z) + D_z(y)\}$
$= \min\{2+0\ ,\ 7+1\} = 2$

$D_x(z) = \min\{c(x,y) + D_y(z),\ c(x,z) + D_z(z)\}$
$= \min\{2+1\ ,\ 7+0\} = 3$

Esimerkki 2 jatkuu:

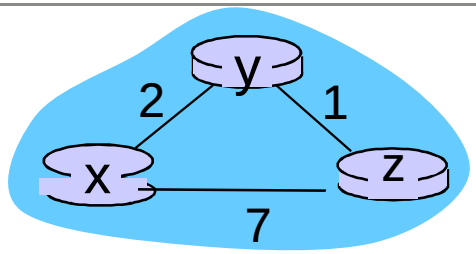
Samalla tavalla toimivat solmut y ja z:

y:

from \ cost to	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	7	1	0

z:

from \ cost to	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	3	1	0



Solmut lähettävät taas tietonsa toisilleen ja laskevat uudet lyhimmät reitit.

X:

from \ cost to	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

Y:

from \ cost to	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

Z:

from \ cost to	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

$D_x(y) = \min\{c(x,y) + D_y(y), c(x,z) + D_z(y)\} = \min\{2+0 , 7+1\} = 2$

$D_x(z) = \min\{c(x,y) + D_y(z), c(x,z) + D_z(z)\} = \min\{2+1 , 7+0\} = 3$

x:

cost to

from	x	y	z
x	0	2	7
y	∞	∞	∞
z	∞	∞	∞

cost to

from	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	7	1	0

cost to

from	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

y:

cost to

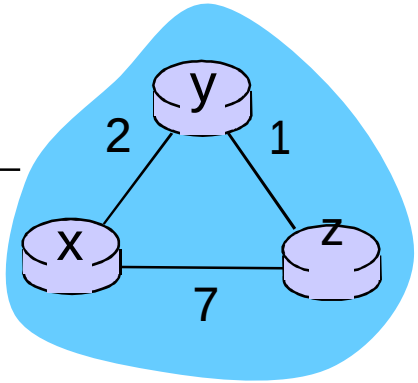
from	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	2	0	1
z	∞	∞	∞

cost to

from	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	7	1	0

cost to

from	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0



z:

cost to

from	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	∞	∞	∞
z	7	1	0

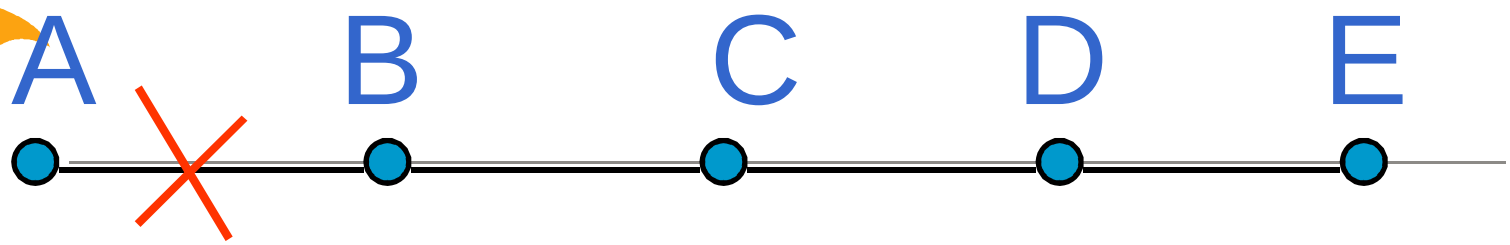
cost to

from	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	3	1	0

cost to

from	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

Hyvä uutinen etenee nopeasti



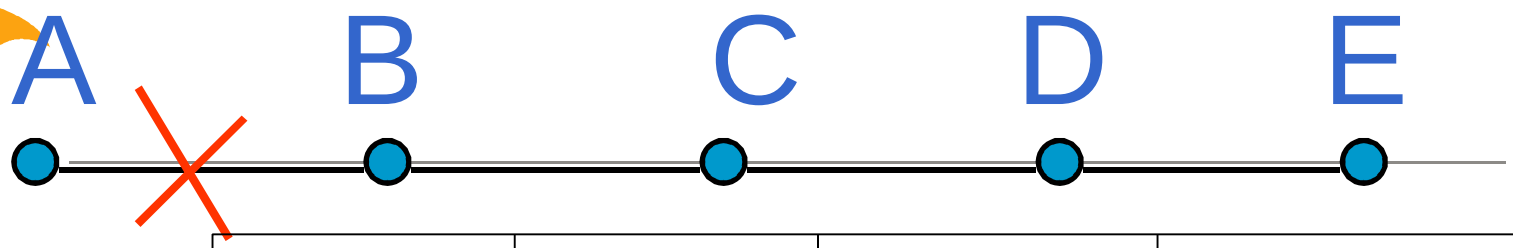
Aluksi yhteys A:han on poikki ja sitten linkki AB toimii taas

Etäisyys A:han

$D_B(A)$	$D_c(A)$	$D_D(A)$	$D_E(A)$
ääretön	ääretön	ääretön	ääretön
1	ääretön	ääretön	ääretön
1	2	ääretön	ääretön
1	2	3	ääretön
1	2	3	4

Tieto etenee joka vaihdossa yhden linkin yli

Huono uutinen etenee hitaasti!



Linkki AB katkeaa =>

Etäisyys äärettömäksi

$D_B(A)$	$D_c(A)$	$D_D(A)$	$D_E(A)$
∞	2	3	4
3	2	3	4
3	4	3	4
5	4	5	4
5	6	5	6
7	6	7	6
7	8	7	8
jne			

$D_c(A)$ mainostaa kahden hypyn linkkiä A:han

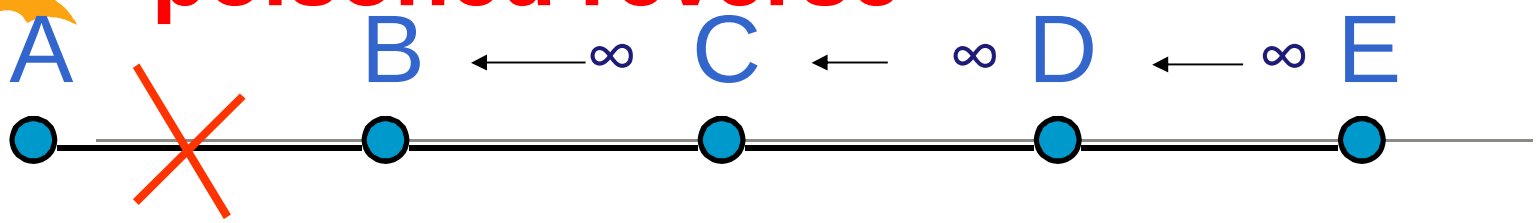
Joka vaihdossa 'paras arvio' huononee vain yhdellä = reitityssilmukka

Count-to-infinity -ongelma

Etäisyys A:han

Huono uutinen etenee nopeasti:

“poisoned reverse”



Ratkaisu count-to-infinity-ongelmaan!

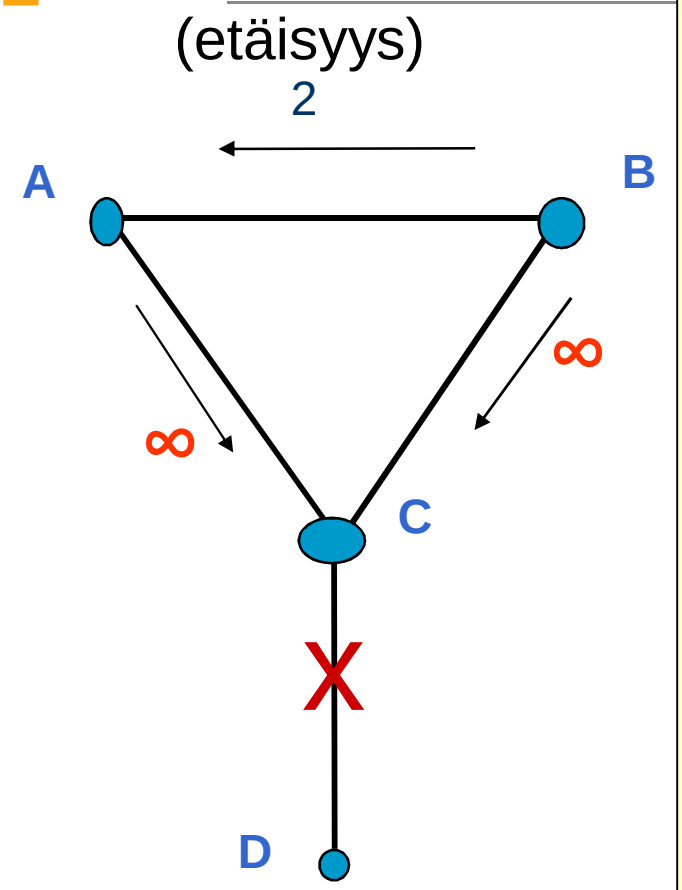
Ilmoita etäisyys äärettömäksi naapurille, jonka kautta linkki kulkee. Kerro muille oikea etäisyys.

Tieto etenee joka vaihdossa yhden linkin yli

Etäisyys A:han

$D_B(A)$	$D_C(A)$	$D_D(A)$	$D_E(A)$
∞	2	3	4
∞	∞	3	4
∞	∞	∞	4
∞	∞	∞	∞

Ratkaisu ei toimi aina!



Linkki CD katkeaa, A ja B ilmoittavat C:lle,

ettei D:hen pääse (käytössä ‘poisonous reverse’ eli etäisyys “ääretön”)

C päättelee (oikein), että D:tä ei voi

saavuttaa ja kertoo tämän A:lle ja B:lle

eli että c(C,D) = ∞

Mutta A kuulee B:ltä, että sillä on etäisyys 2 D:hen => A:n oma etäisyys D:hen := 3 ja tämä reitti ei kulje C:n kautta! => kerrotaan C:lle.

C kertoo B:lle, ...

Algoritmien aikavaativuus

Dijkstra

- Naive: $O(V^2)$
- Efficient with binary heap: O(E+log V),
- V on solmujen lukumäärä ja E kaarien lukumäärä

Distance vector (Bellman-Ford)

- O(E*V)

3) Hierarkkinen reititys

Reitityksen skaalautuvuus?

- Isossa verkossa runsaasti reitittimiä
  - Kaikki eivät voi tuntea kaikkia muita
  - Reititystaulut suuria, reittien laskeminen raskasta
  - Reititystietojen vaihtaminen kuluttaa linjakapasiteettiä

Autonomiset järjestelmät AS (Autonomous Systems)

- Internet ~ verkkojen verkko

Intra-AS routing

- Kukin verkko päättää itse sisäisestä reitityksestään
- RIP, OSPF

Inter-AS routing

- AS:t ilmoittelevat toisilleen, mihin muihin AS:iin niistä pääsee
- BGP (Border Gateway Protocol)

Hierarkkinen reititys

Yhdyskäytävä (gateway router)

Sovittu, mikä reititin keskustelee naapuriverkon

(-verkkojen) kanssa

ulkoatuleva/ ulosmenevä paketti reitittyy yhdyskäytävään

AS:n sisäinen reititys huolehtii paketin AS:n koneelle tai AS:n läpi toiselle AS:lle

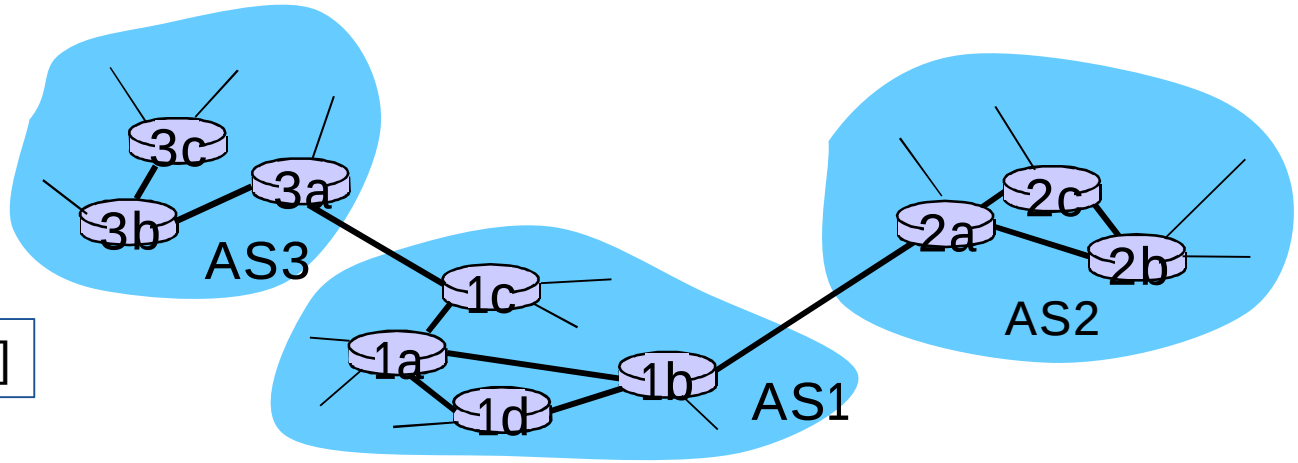


Fig 4.32 [KR12]

Kertauskysymyksiä

ks. kurssikirja s. 439-441

Keskeisimmät IP-otsakkeen tiedot?

Paketin paloittelu

Millainen on IP-osoite?

Reitittimen arkkitehtuuri?

Longest prefix match?

Aliverkon peite (mask)

NAT:n toiminta

Miten reititin saa reititystiedot?

Linkkitila-algoritmi, Dijkstran algoritmi

Etäisyysvektorialgoritmi, count-to-infinity-ongelma