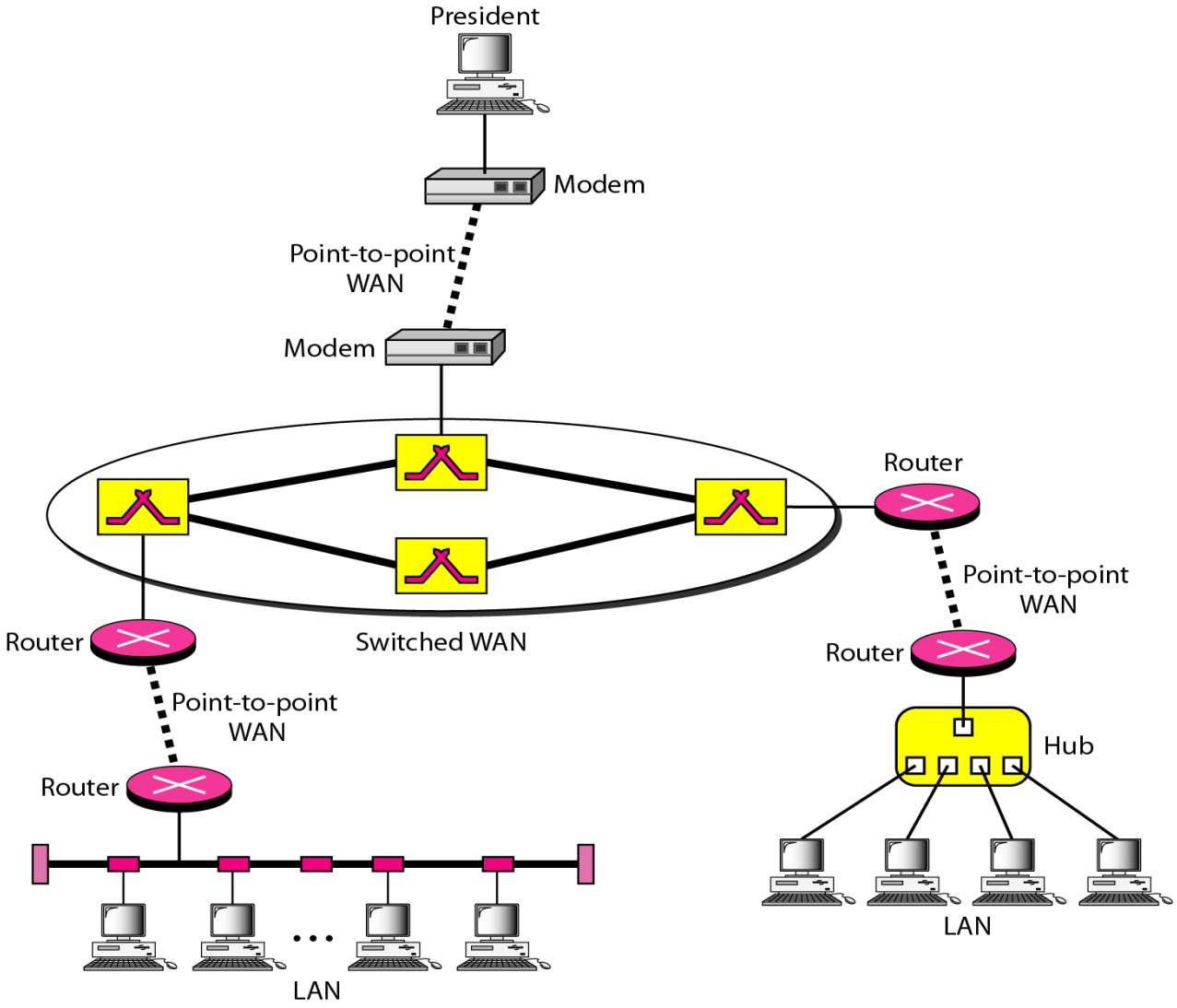
ETSF05:
Användarmodeller/Paradigmer
ARQ
Routingalgoritmer

Network engineering

High performance

- Reliability
- Speed
  - Throughput
  - Latency
- Security



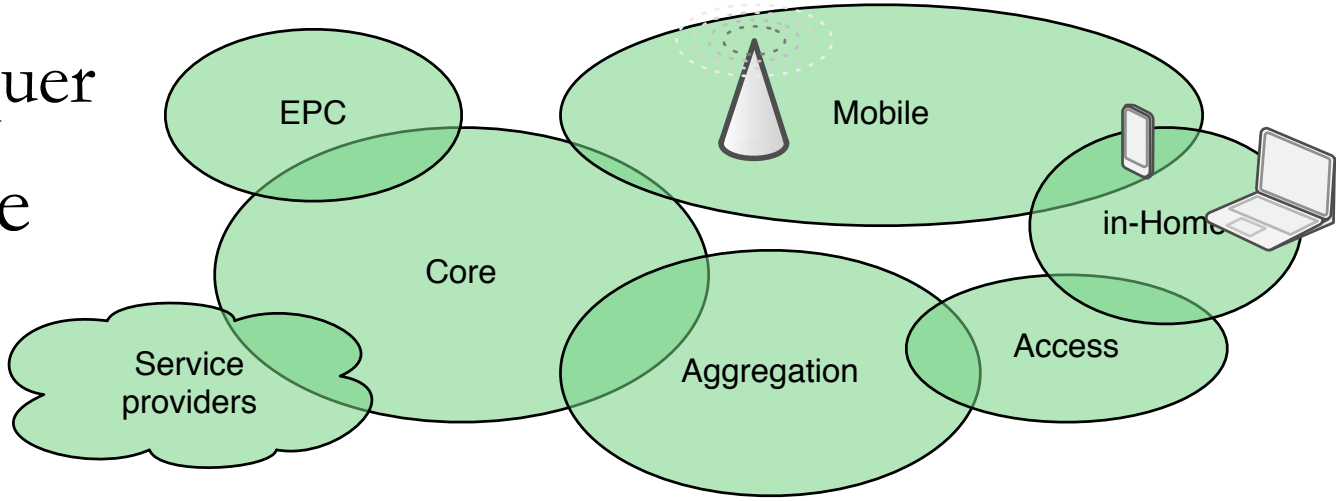
Network models

Too complicated

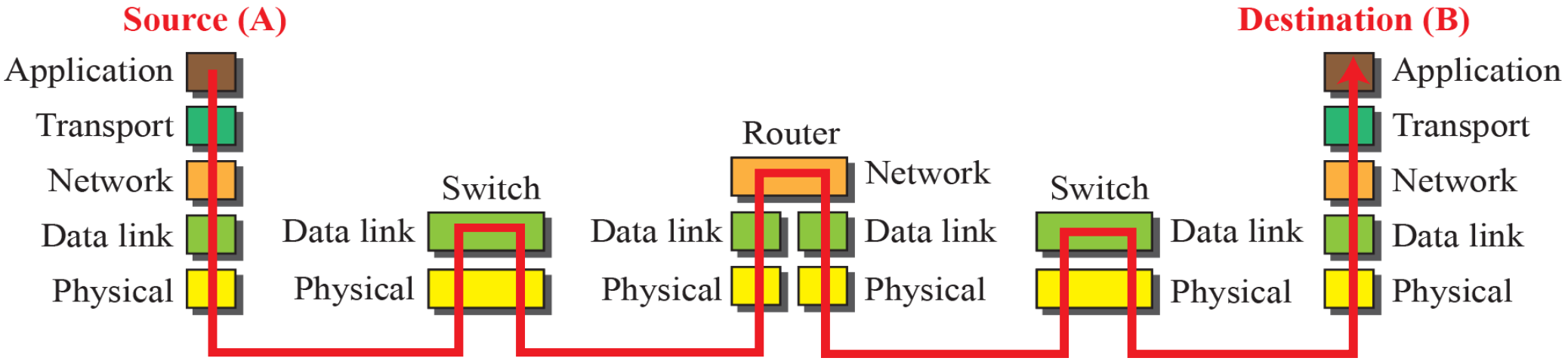
- Divide and conquer

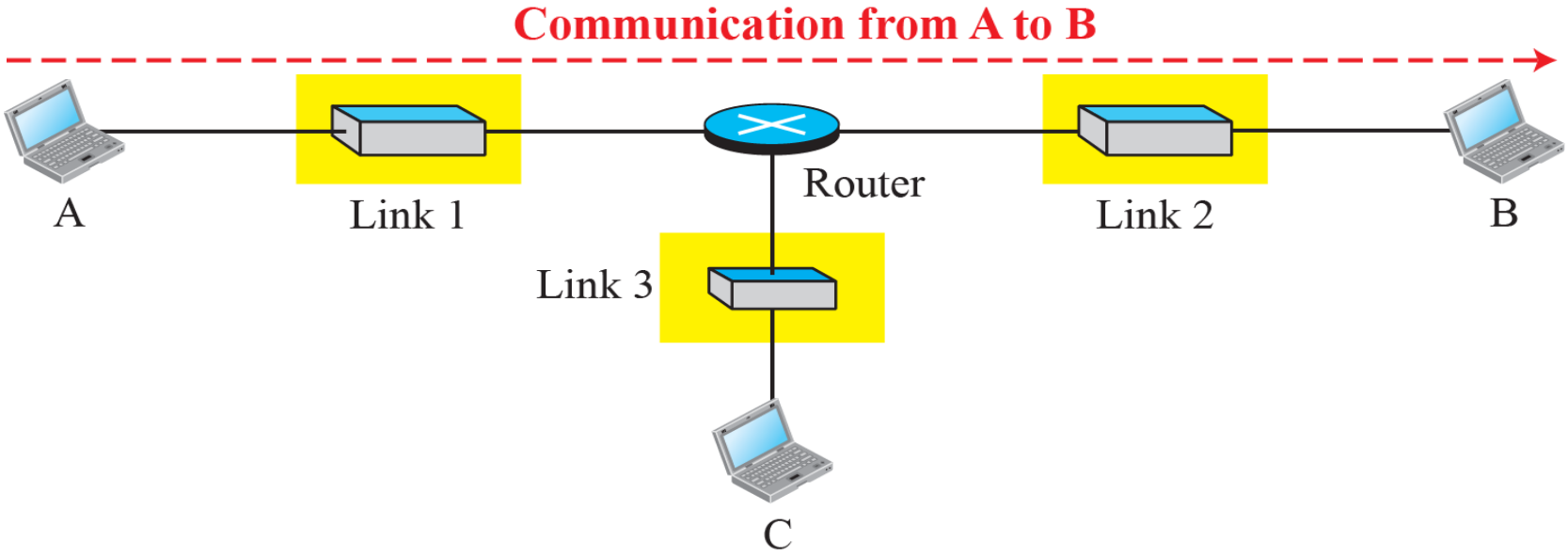
Layered architecture

- Hierarchy
- Specialisation
- Simplification

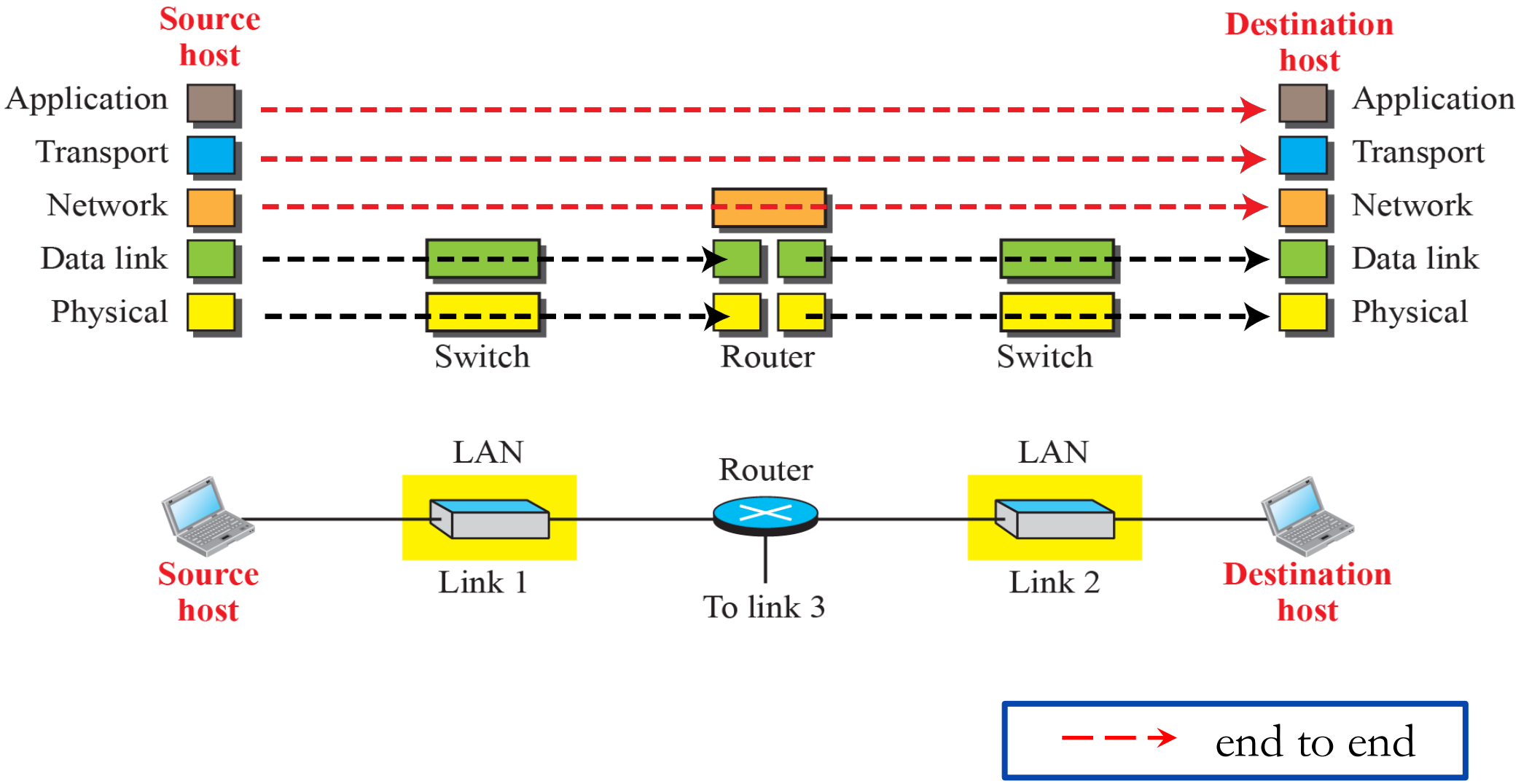


Kommunikation på Internet





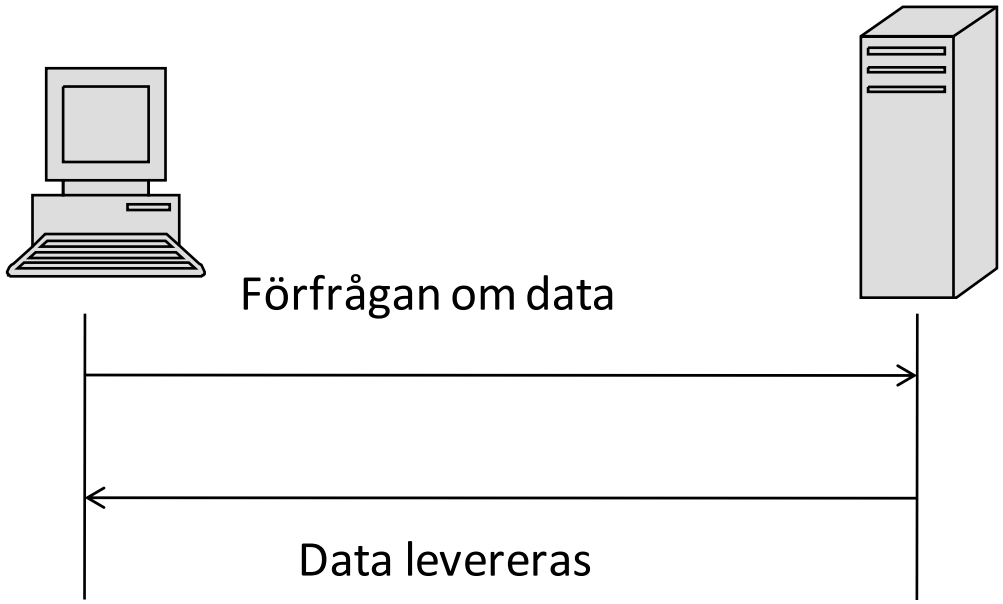
Logiska förbindelser enligt TCP/IP



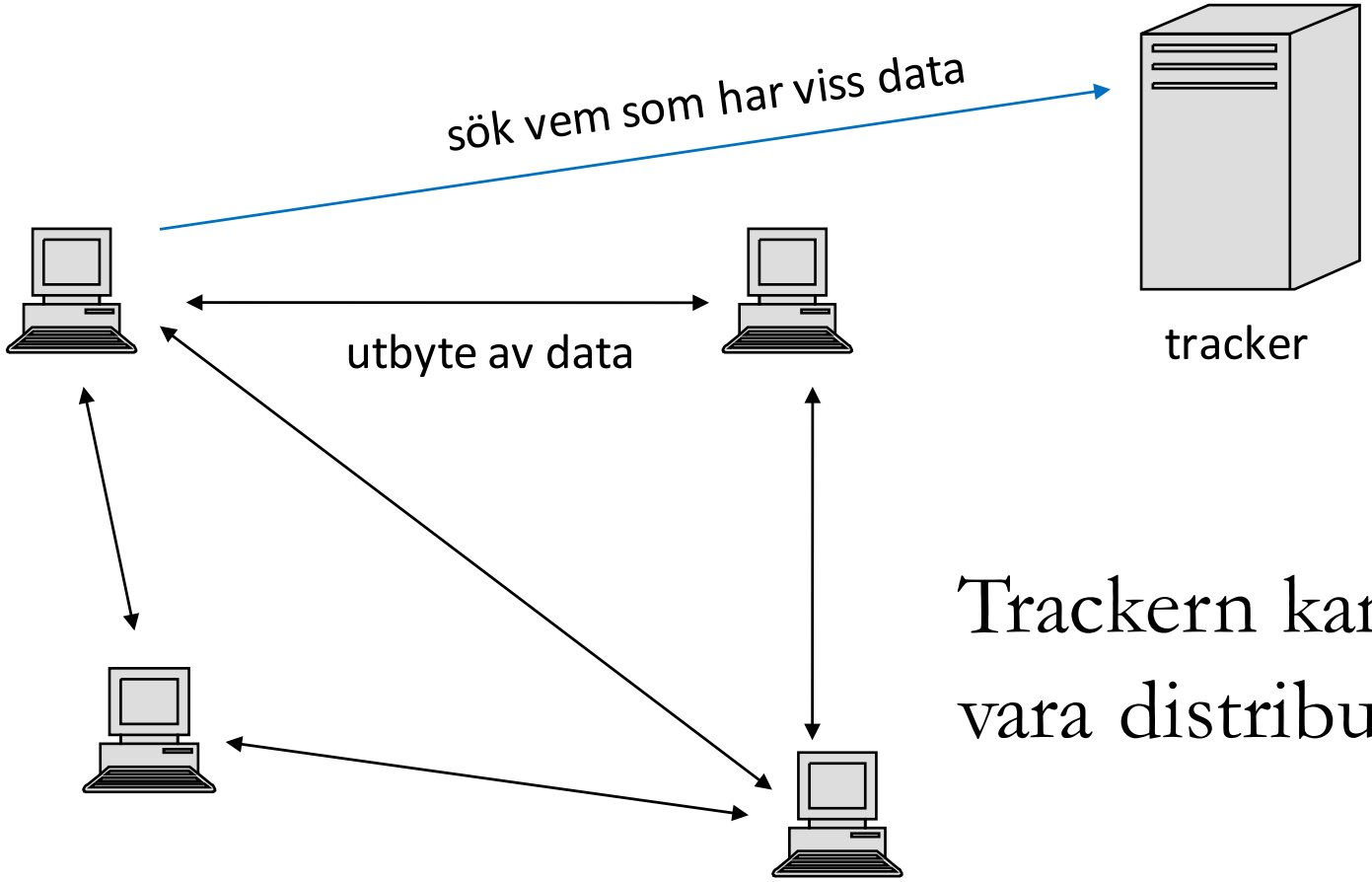
Användarmodeller

- Klient-server
  - *Client-Server Paradigm*
- Användare-användare
  - *Peer-to-peer (P2P) Paradigm*

Client-Server paradigm



Peer-to-peer



Trackern kan vara distribuerad

Kontrollprotokoll (på länk-nivån)

Felkontroll

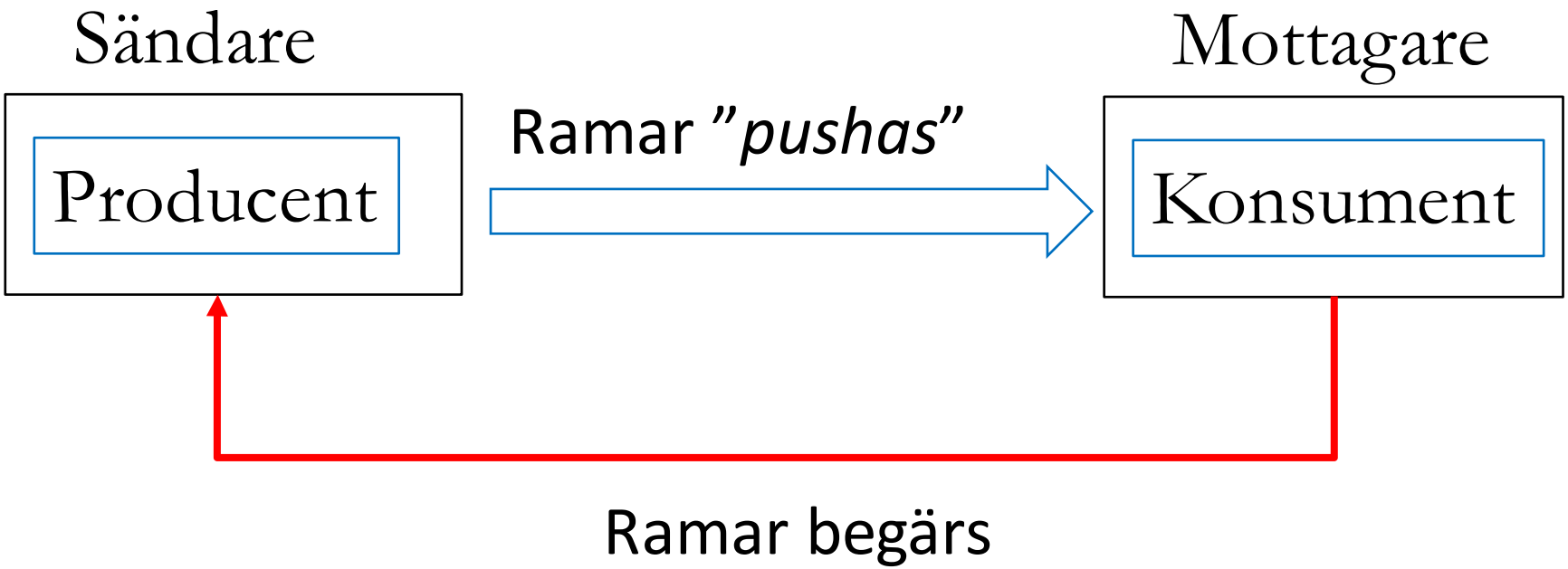
- Upptäcka fel
- Omsändning
- Felrättning

Flödeskontroll (ARQ)

- Stop-and-wait
- Go-back-N
- Selective Repeat

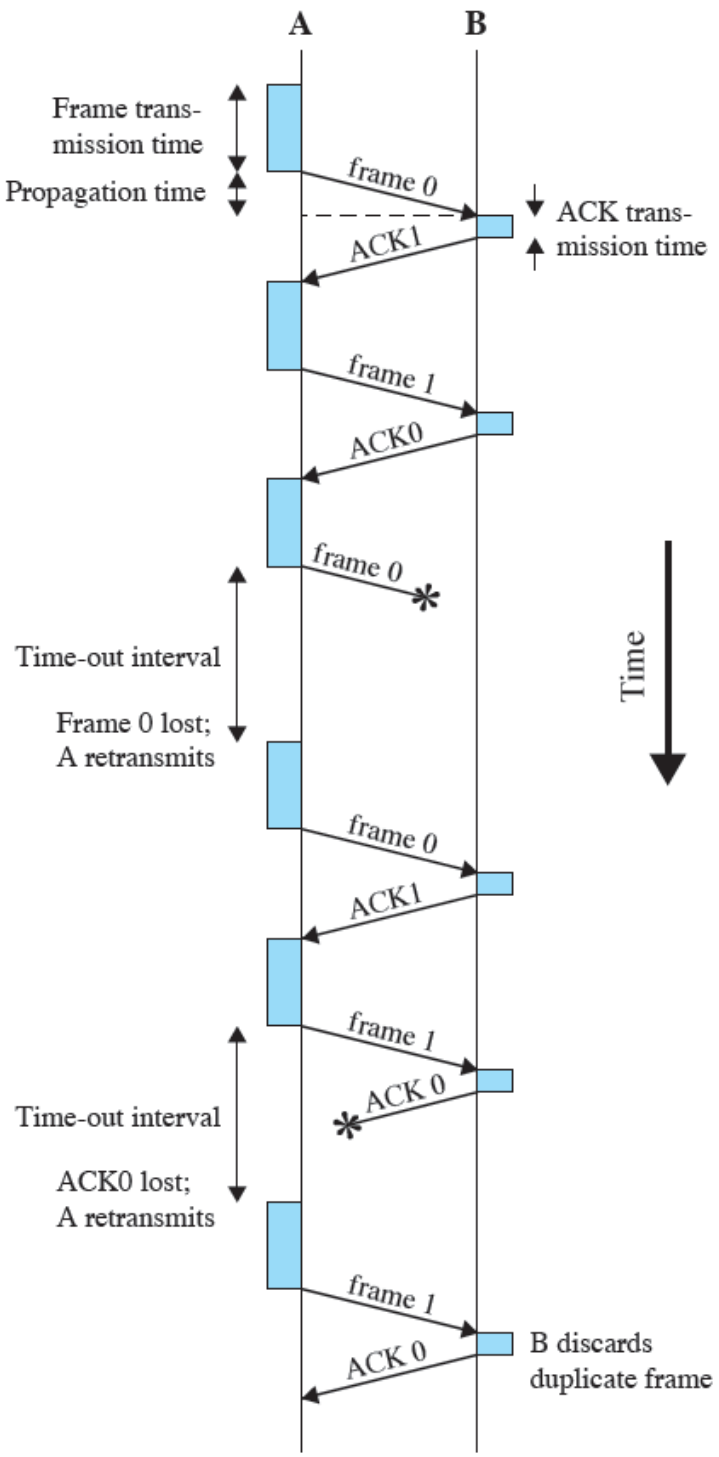
Inte alltid att flödeskontroll och felhantering bara finns i på länklagret! Finns även på högre upp i stacken (t.ex. TCP).

Flödeskontroll

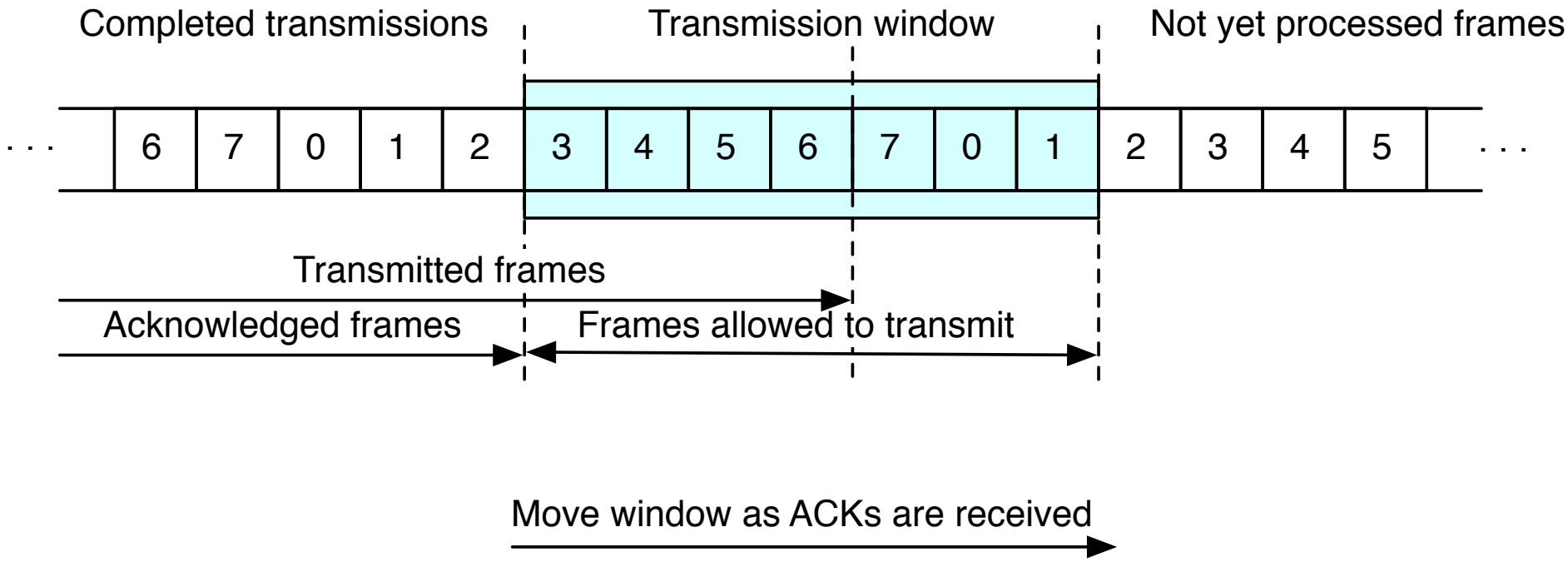


Stop-and-wait ARQ flödesdiagram

- Ineffektivt
- Mycket väntan i onödan
  Speciellt vid långa länkar



Sliding window (sender)



Go-Back-N ARQ (the Stalling Way)

Most commonly used error control

Based on sliding-window

Use window size to control number of outstanding frames

While no errors occur, the destination will acknowledge incoming frames as usual

- **RR=receive ready, or piggybacked acknowledgment**

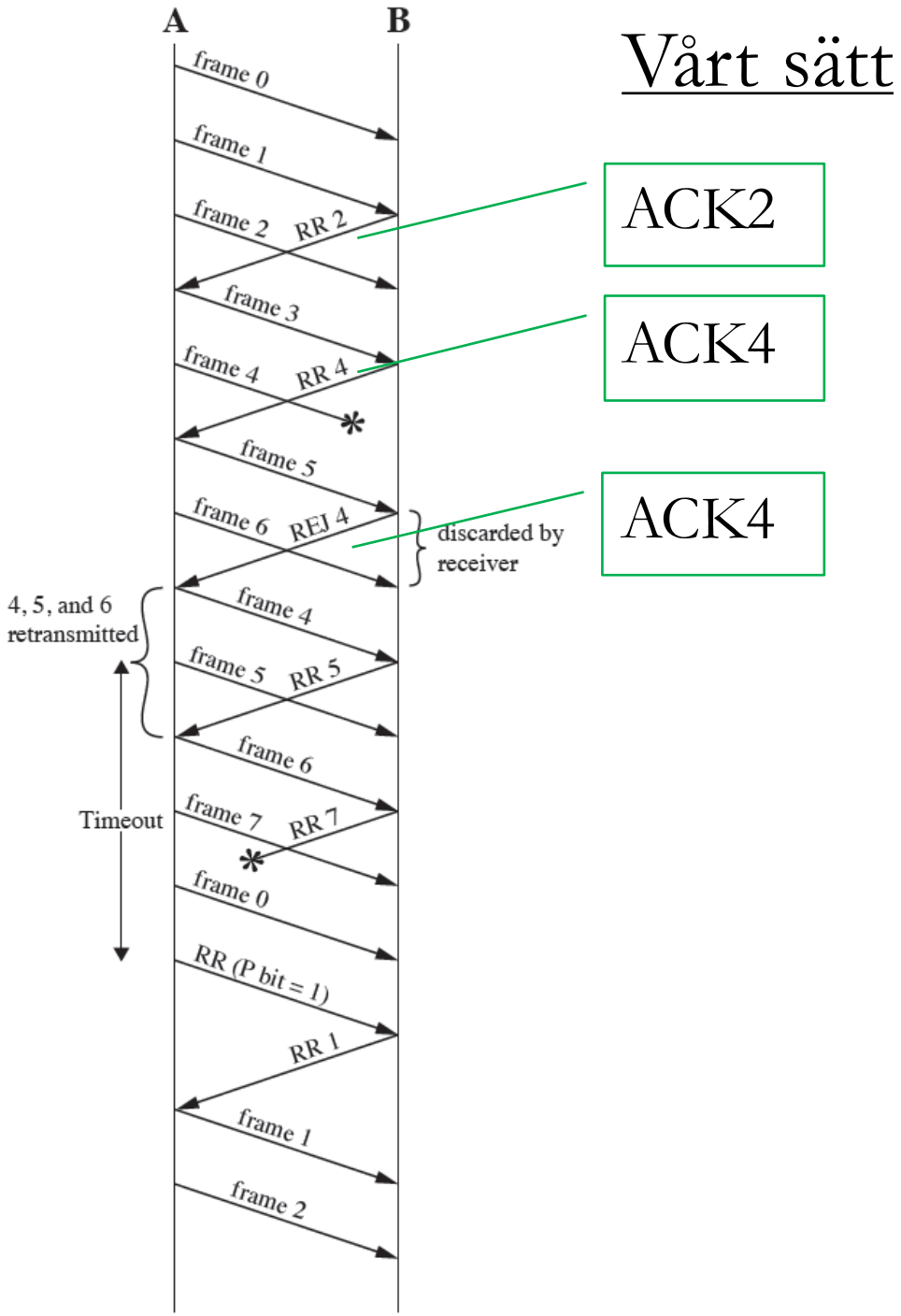
If the destination station detects an error in a frame, it may send a negative acknowledgment

- **REJ=reject**
- Destination will discard that frame and all future frames until the frame in error is received correctly
- Transmitter must go back and retransmit that frame and all subsequent frames

ACK (this or next)

ACK (previous or this)

Go-Back-N



(a) Go-back-N ARQ

Selective-Reject (ARQ) (Stalling)

Also called selective retransmission or selective repeat

Only rejected/missing frames are retransmitted

Subsequent frames are accepted by the receiver and buffered

Minimizes retransmission

Receiver must maintain large enough buffer

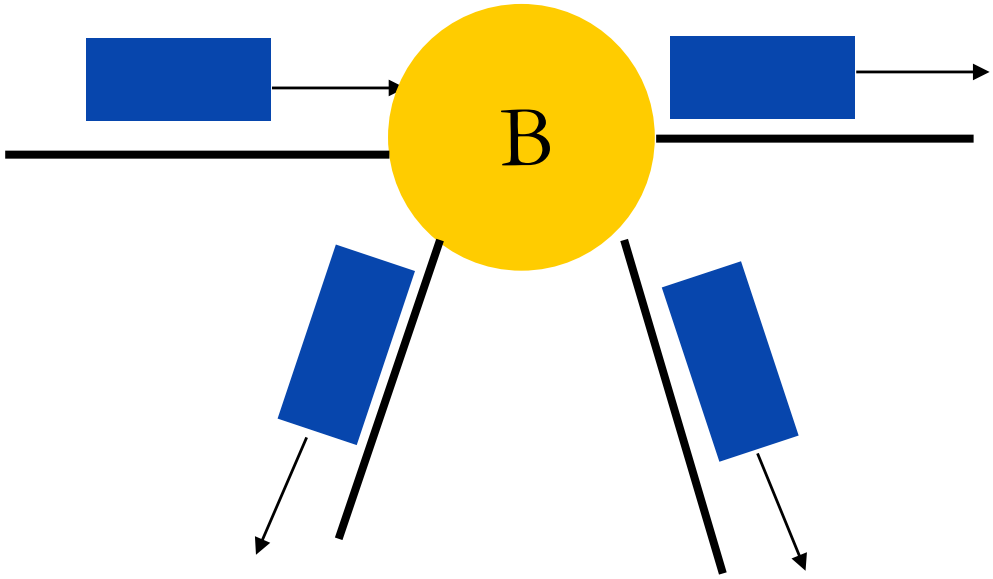
More complex logic in transmitter

- Less widely used

Useful for links with long propagation delay, e.g satellite

Routing – Hur hittar nätet bästa vägen?

I Flooding skickas ett inkommande paket ut på samtliga länkar. En hop-count används för att inte skapa loopar.



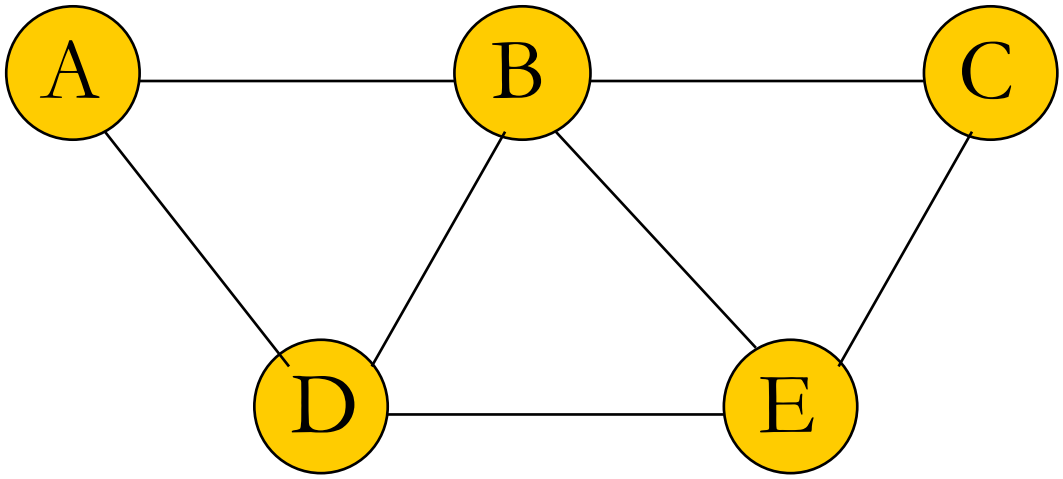
Hur kan man istället hitta bästa vägen?

Routingalgoritmer

- Konsten att bygga least-cost tree för en graf
  - Från sändare till mottagare
  - Från varje nod till varje annan nod
- Tre varianter
  - Distance Vector
  - Link State
  - Path Vector
    - Policy-based routing

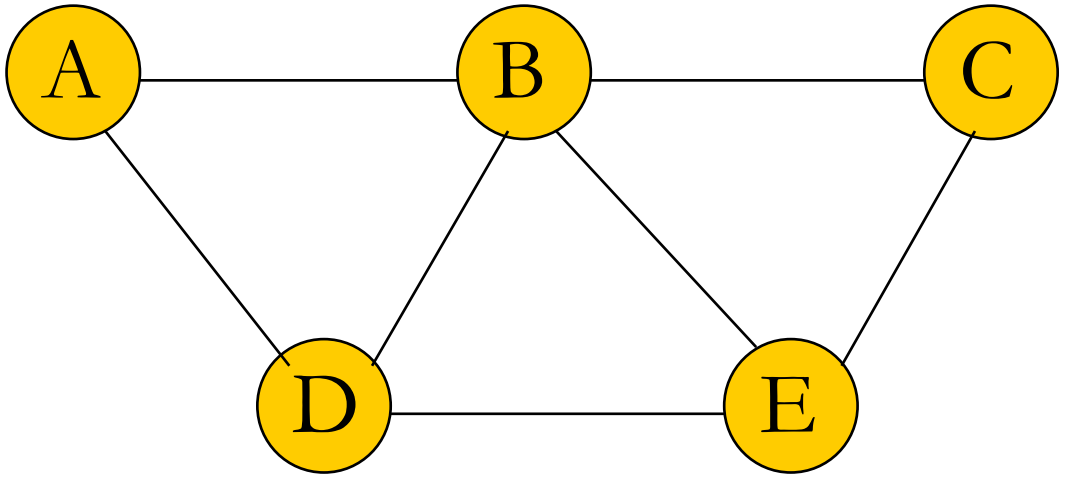
Nätgraf

I routing-algoritmerna används en nätgraf som består av noder och länkar.



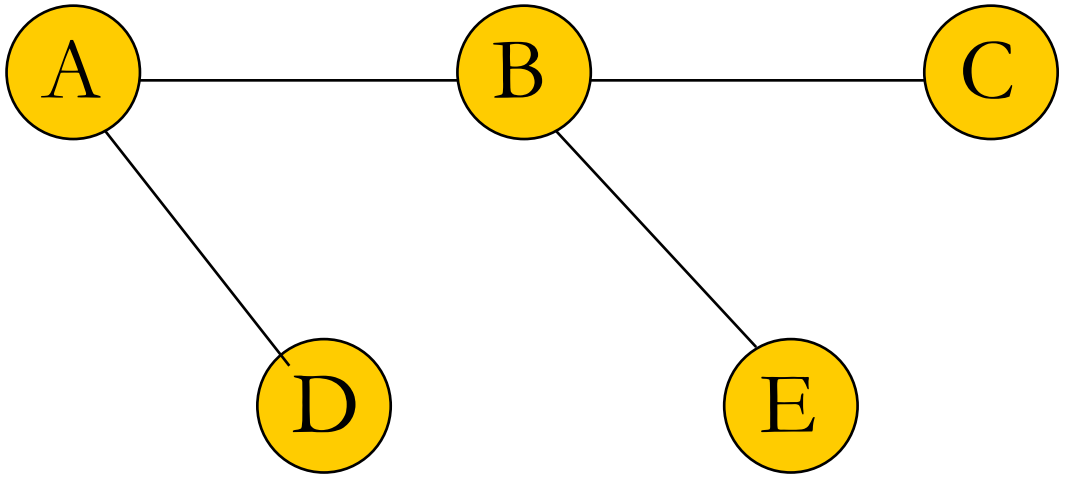
Least-hop path

Hitta väg mellan noder som innehåller minimalt antal steg.



Least-hop path

Ex. Från A till alla andra



Länkkostnad

Varje länk i grafen har en kostnad som anger hur ”dyrt” det är att skicka ett paket över länken.

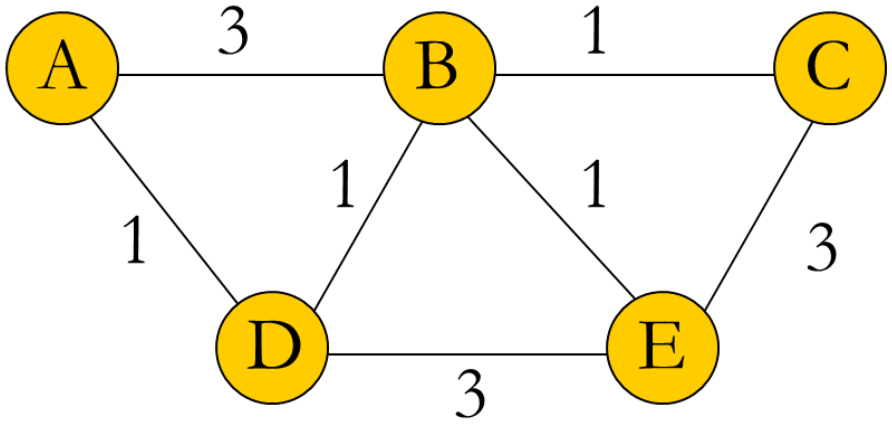
Länkkostnaden kan bero på flera saker, t.ex.:

- Länkhastighet
- Fördröjning
- Belastning
- Sträcka
- Utbredningsmedium
- etc

Graf

En graf består av noder (N) och bågar (E) med vikter $w(e)$.

Exempel (undirected graph)

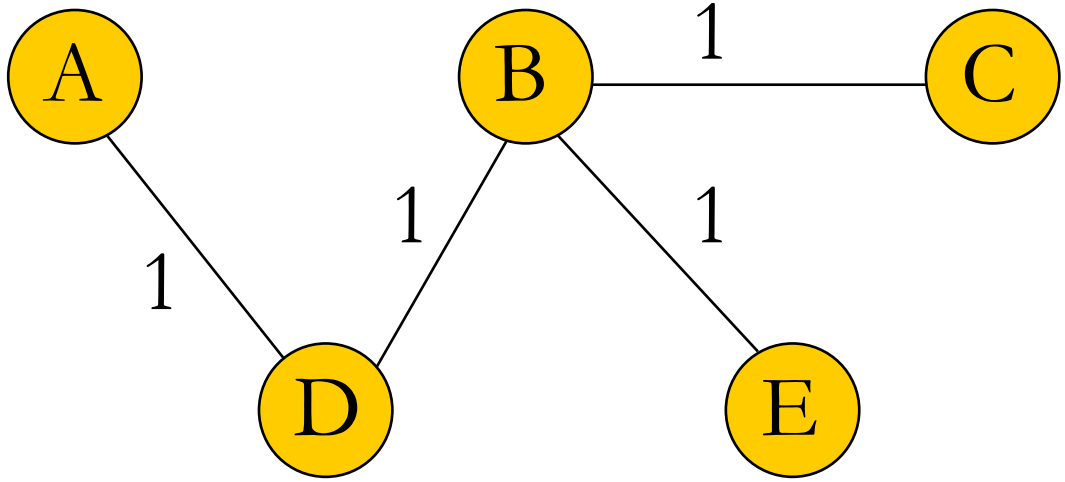


N={A,B,C,D,E}

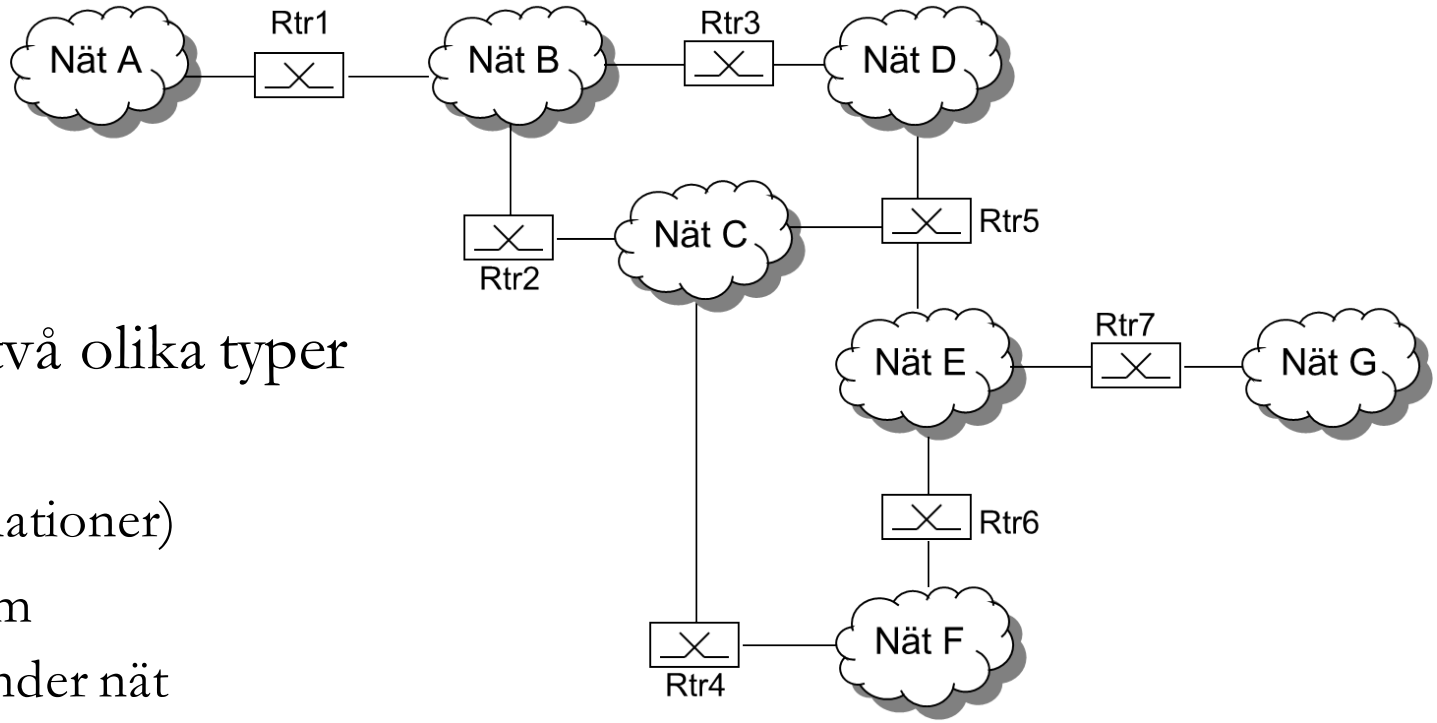
E	*w(e)*
AB	3
AD	1
BC	1
BD	1
BE	1
CE	3
DE	3

Least-cost path

- För nätverksgrafer är vikterna positiva och additiva.
- I Least-cost path väljs vägar med minimal total kostnad.



Ett Internet och dess grafiska representation



- I routing finns två olika typer av noder:
  - Nät (destinationer)
  - Routrar som sammanbinder nät
- Grafiska representationen kan bli något konstig …

Routingtabell

- Idén med routing är att varje nod tar beslut om var inkommande ramar ska skickas vidare
- Vägvalen i tabellen är definierade som next-hop
- Problemen är
  - Hur ska tabellen fyllas i?
  - Hur uppdateras tabellen när något ändras i nätet?

Distance vector routing

Alla kända bästa vägar **delas med grannar**

- Periodiskt
- (Vid varje förändring)

Routing-tabeller **uppdateras** med

- Nya poster
- Ändring av kostnad

”Global kunskap sprids lokalt”

Least cost alg 1
Bellman-Ford

Hitta kortaste vägen från en source node *s* till de övriga.

Låt $d(n)$ vara kostnaden från s till n

Init:

$d(s) = 0$

$d(n) = \infty,\ n \neq s$

for i $= 1$ $to |N| - 1$

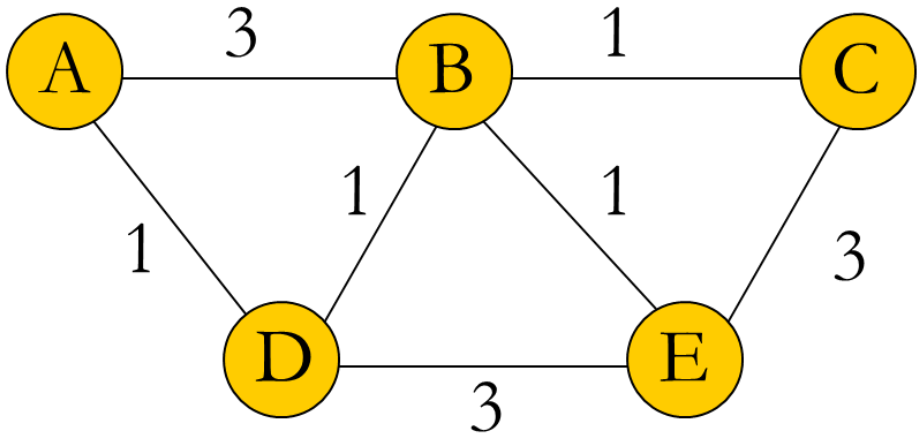
for each $n \in N$

$d(n) = \min_{u \in N}\{d(u) + w(u,n)\}$ // Hitta kortaste vägen från

// nod u till nod n i ett steg

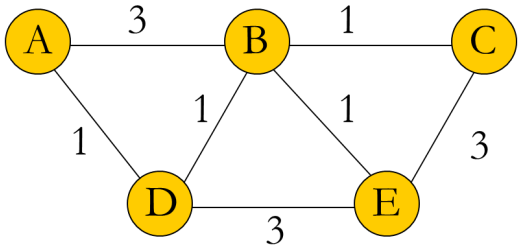
Tillägg: Håll ordning på vägen!!

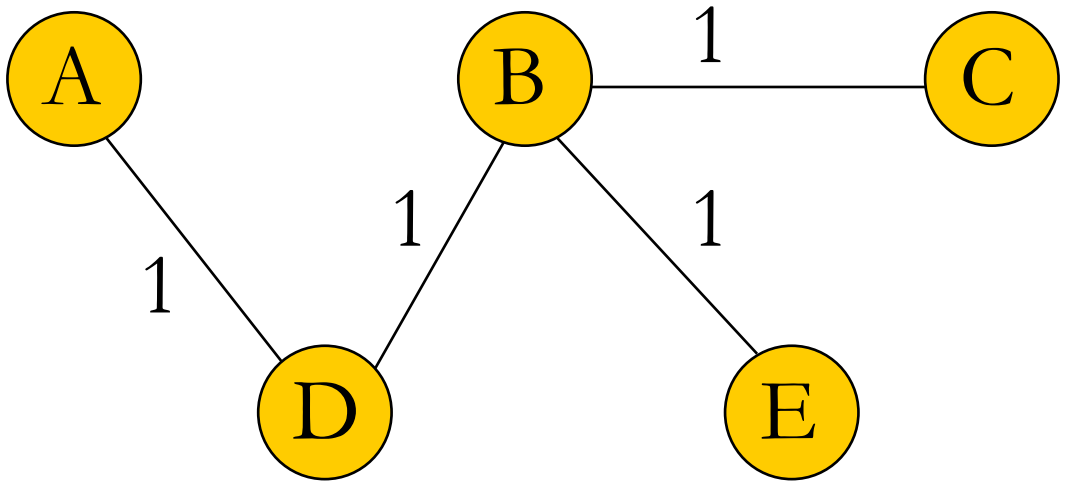
Exempel Bellman-Ford



Nod	A	B	C	D	E
init	0	∞	∞	∞	∞
i=1	0	3	∞	1	∞
i=2	0	2	4	1	4
i=3	0	2	3	1	3
i=4	0	2	3	1	3

Nätgraf som träd

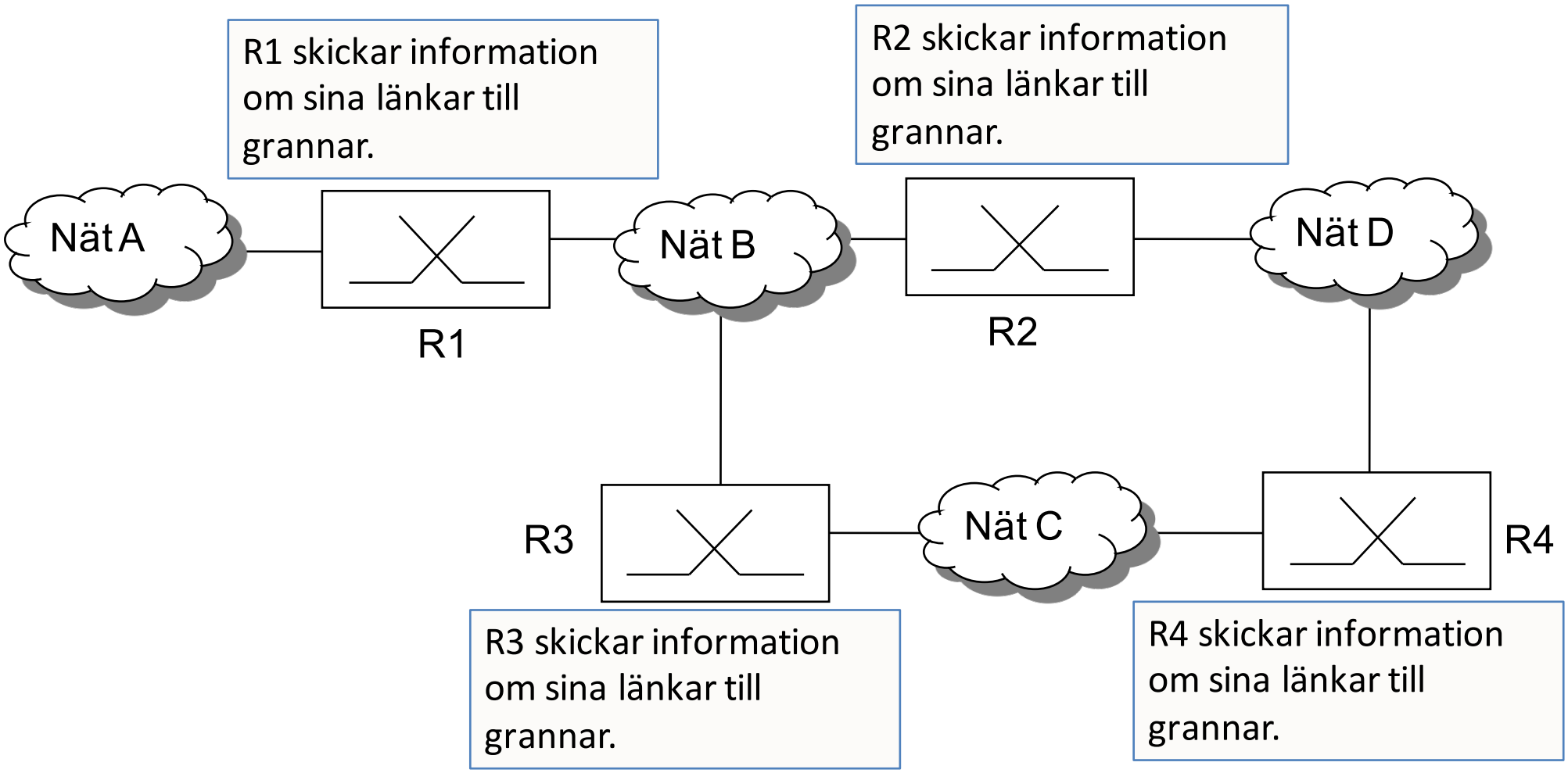




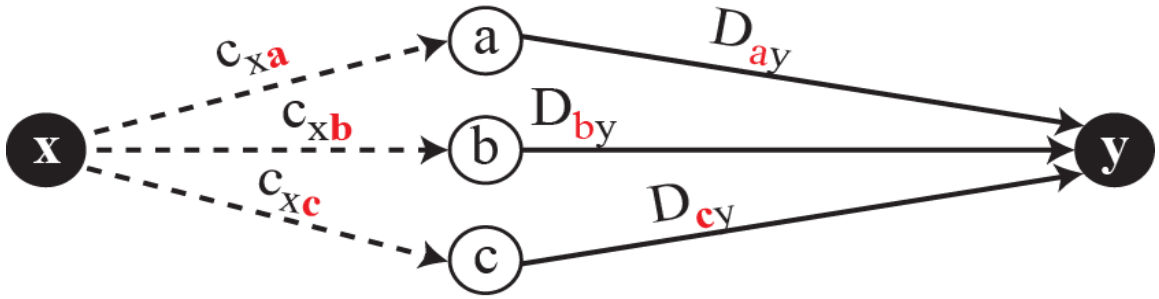
Distansvektor för A när nätet konvergerat

Nod	Dist
A	0
B	2
C	3
D	1
E	3

Principen för *Distance Vector*

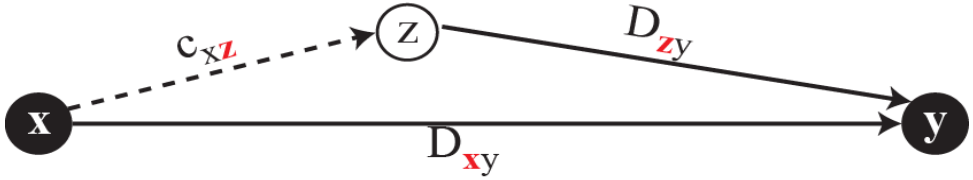


Bellman-Fords algoritm grafiskt



a. General case with three intermediate nodes

$$D_{xy} = \min\{(c_{xa} + D_{ay}), (c_{xb} + D_{by}), (c_{xc} + D_{cy}) \dots\}$$

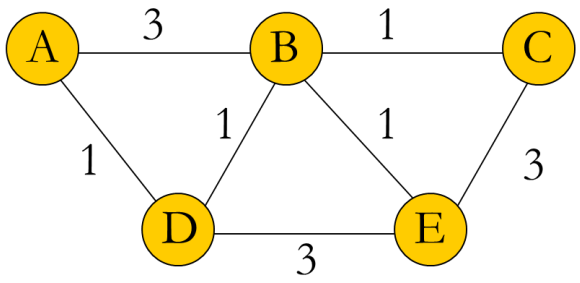


b. Updating a path with a new route

$$D_{xy} = min\{D_{xy}, (c_{xz} + D_{zy})\}$$

Jmf Stallings kap 19.2

Uppdateringar



$$A[\,] = \min(A[\,], \text{cost}(A\text{-}B) + B[\,])$$

A, ursprunglig

Nod	Dist
A	0
B	3
D	1

Uppdatering från B

Nod	Dist
A	3
B	0
C	1
D	1
E	1

A, uppdaterad

Nod	Dist
A	0
B	3
C	4
D	1
E	4

Not! Kostnad till B via D okänd tills D uppdaterat A

Distance Vector, funderingar

- Periodiska uppdateringar!?
- Problem med länkar och noder som försvinner.
- Hur hitta grannar?
- Hur upptäcka att en granne försvinner?

Mer om distance vector

Senare:

- Count to infinity
  - Two, three node instability
- Split Horizon
- Poison Reverse
- Routingprotokoll RIP

Link state routing, **princip**

Lokal topologi-information **flödas** (*flooding*) globalt

- Vid varje förändring
- Periodiskt (i praktiken sällan)

Varje nod bygger egen databas

Routing-tabellen uppdateras med

- Nya poster
- Förändring av kostnad

”Lokal kunskap sprids globalt”

Least cost alg 2
Dijkstra

Hitta kortaste vägen från en source node s till de övriga.

Låt $d(n)$ vara kostnaden från s till n

Init:

$d(s) = 0$

$d(n) = \infty,\ n \neq s$

$V = \emptyset$ // Besökta

while $V \subset E$

$u = arg\min_{u \notin V} d(u)$ // Hitta minsta vikt på obesökt nod

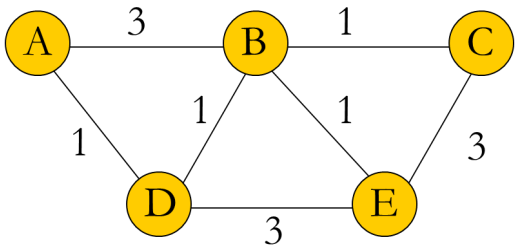
$V = V \cup u$ // Lägg till u bland besökta

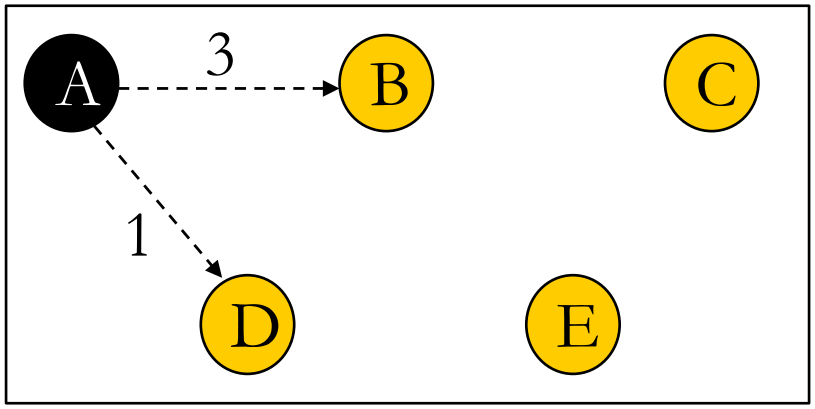
for $n \notin V$

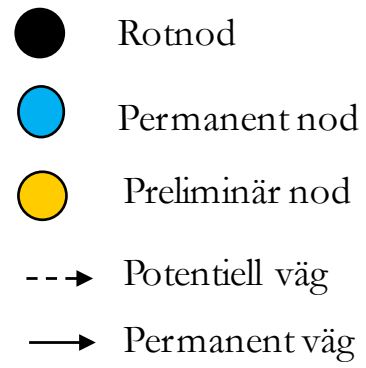
$d(n) = \min\{d(n), d(u) + w(u, n)\}$ // Mindre vikt att gå via u till n?

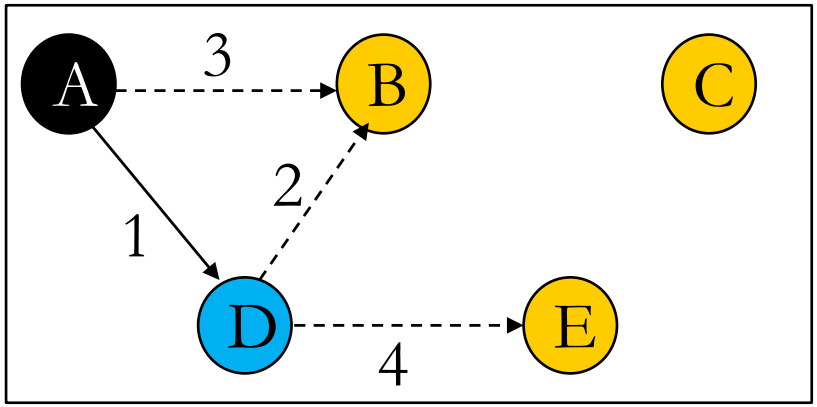
Tillägg: Håll ordning på vägen!!

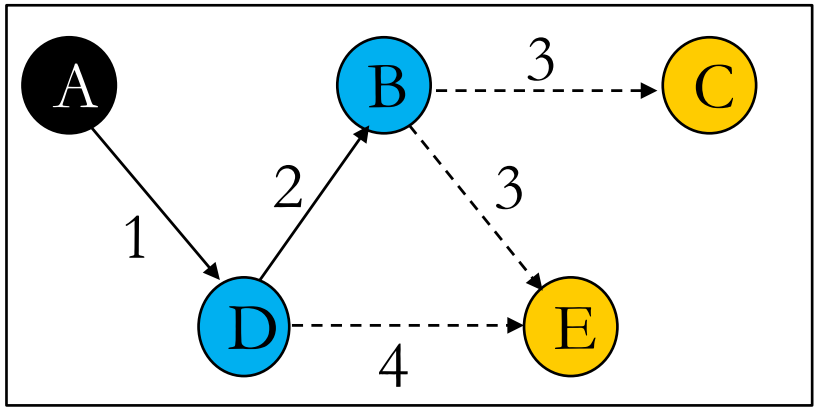
SPF exempel med graf

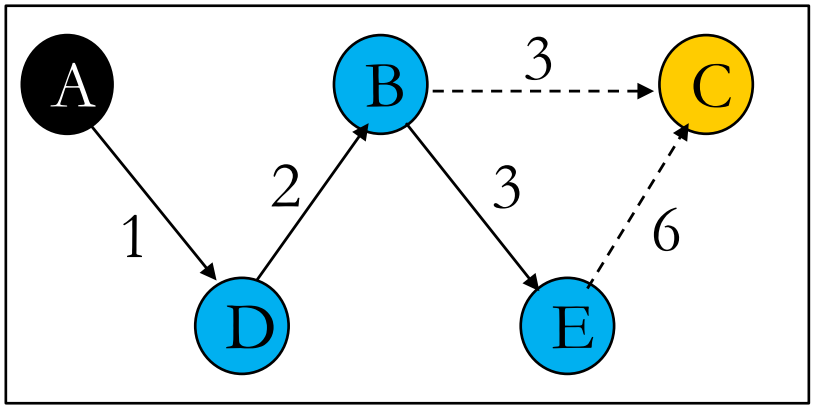


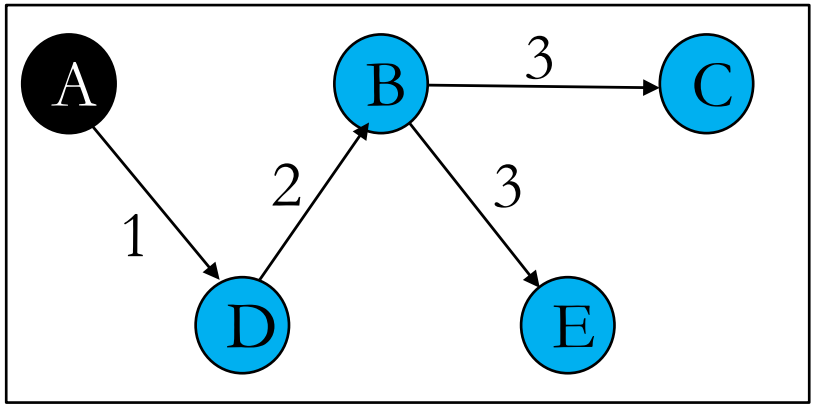








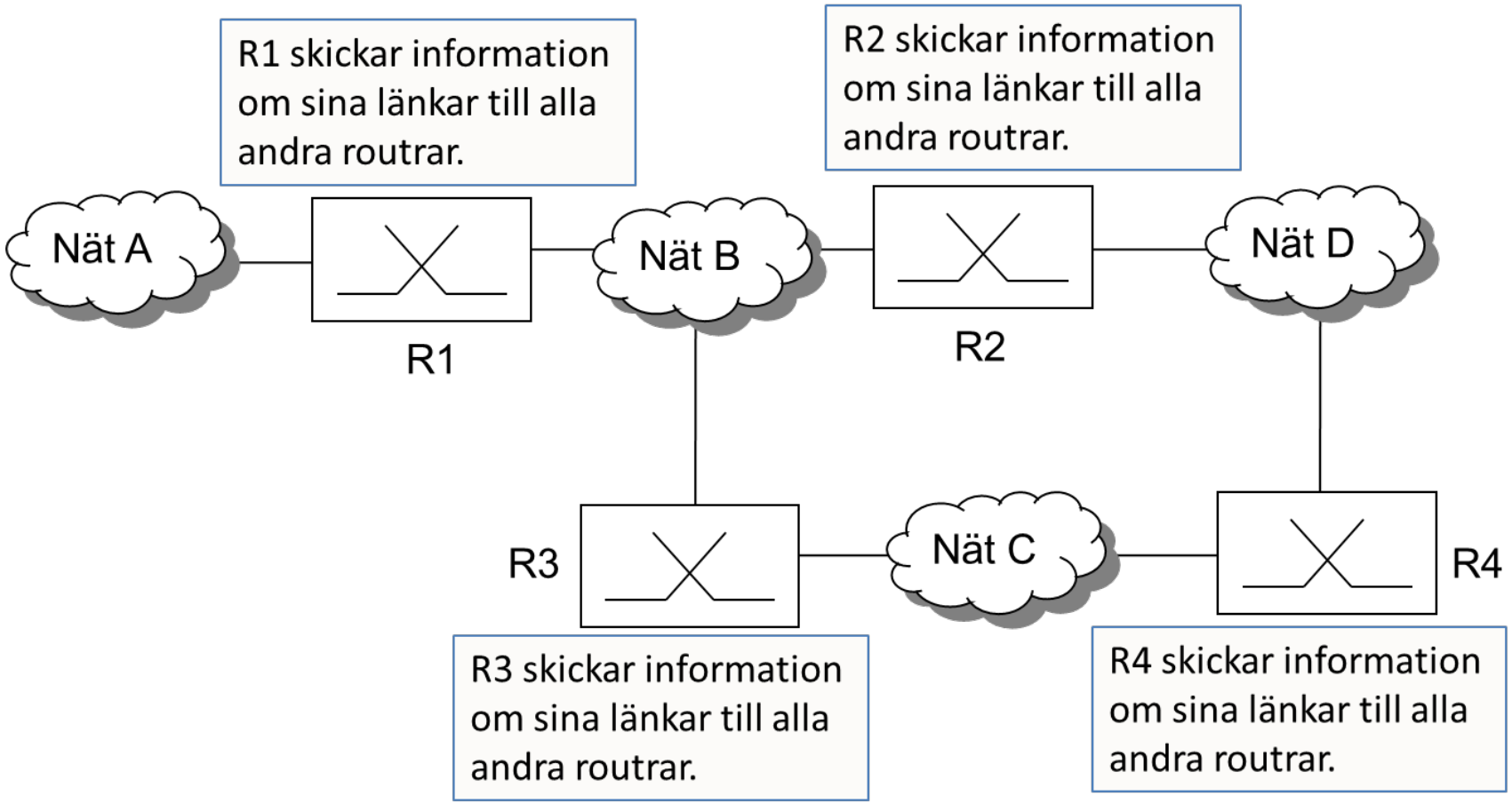




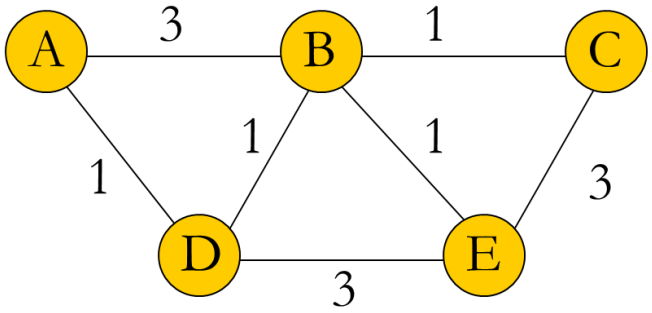
Dijkstra tabell

Besökt	L(A)	L(B)	L(C)	L(D)	L(E)
ϕ	**0**	∞	∞	∞	∞
{A}		3:A	∞	**1:A**	∞
{A,D}		**2:D**	∞		4:D
{A,D,B}			**3:B**		3:B
{A,D,B,C}					**3:B**
{A,D,B,C,E}					

Link state routing, **princip**



Exempel på *link state* databas



	A	B	C	D	E
A	0	3	∞	1	∞
B	3	0	1	1	1
C	∞	1	0	∞	3
D	1	1	∞	0	3
E	∞	1	3	3	0

∞ betyder okänd nod

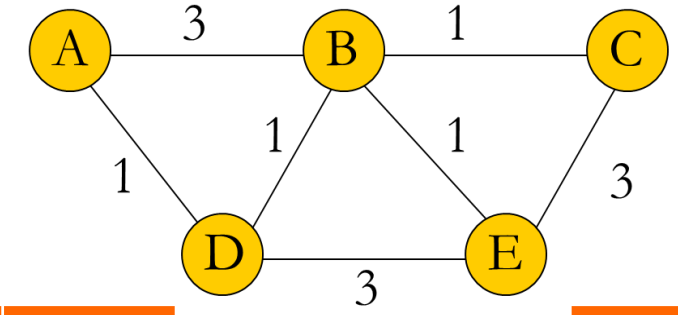
0 avstånd till sig själv

Link State Advertisements

Nod	Kostn
A	3
C	1
D	1
E	1

Nod	Kostn
B	3
D	1

Nod	Kostn
B	1
E	3



Nod	Kostn
A	1
B	1
E	3

Nod	Kostn
B	1
C	3
D	3

Uppdateras vid förändring!

Link State, funderingar

- Periodiska uppdateringar!?
- Problem med länkar och noder som försvinner.
- Hur hitta grannar?
- Hur upptäcka att en granne försvinner?

Mer om link state

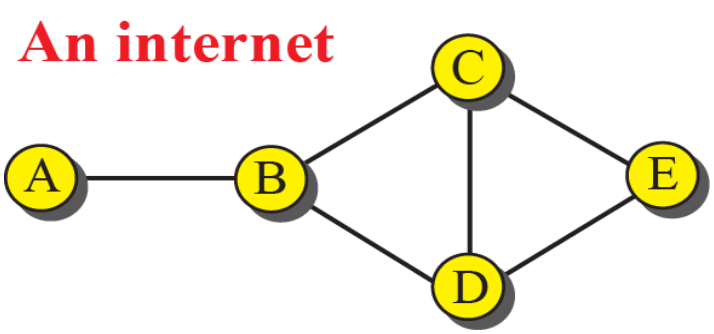
Senare:

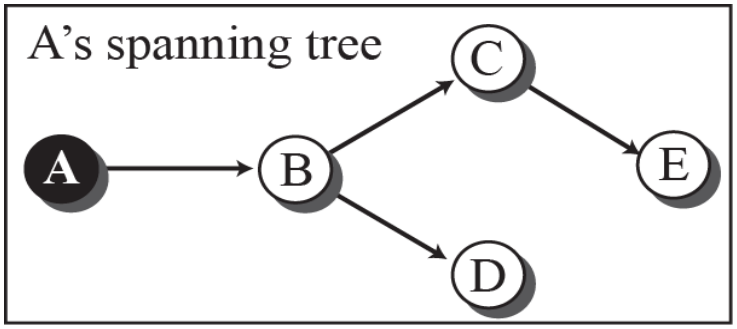
- Routingprotokoll OSPF
- Konceptet Areor eller hur man minskar flooding

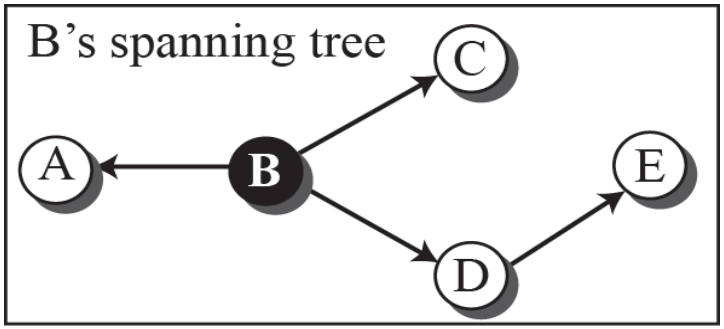
Path Vector Routing

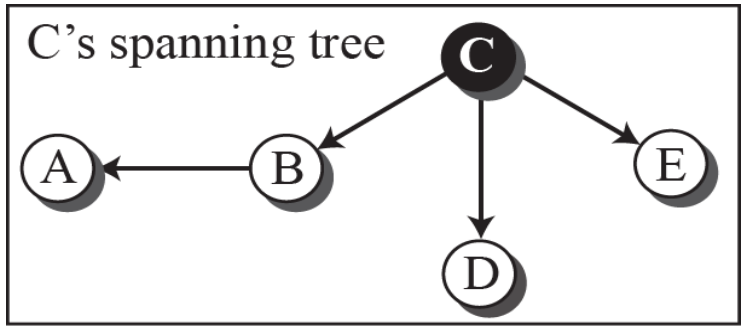
- Lägg till *path vector* för varje destination
- Påminner om *Distance Vector*
  - *Path Vector* innehåller info om hela vägen till destinationen
- Finn ***best path*** bland många tillgängliga vägar
- *Policy Based Routing*
  - Använd bara vägar som går igenom accepterade noder
  - Använd inte vägar där egna noden ingår (loop!)
  - Längd på *Path Vector* är ofta viktigaste parameter

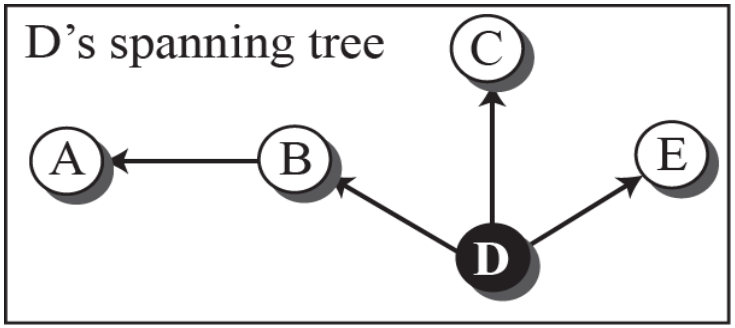
Spanning trees in path-vector routing

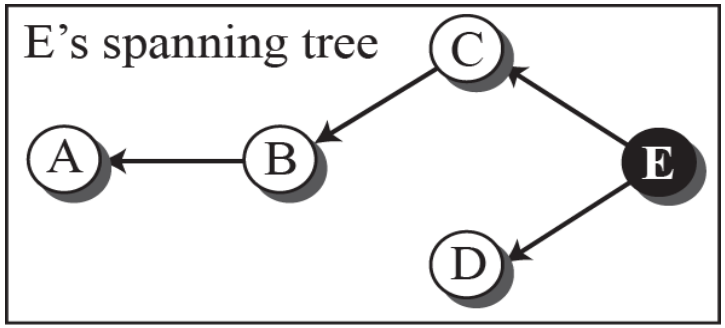




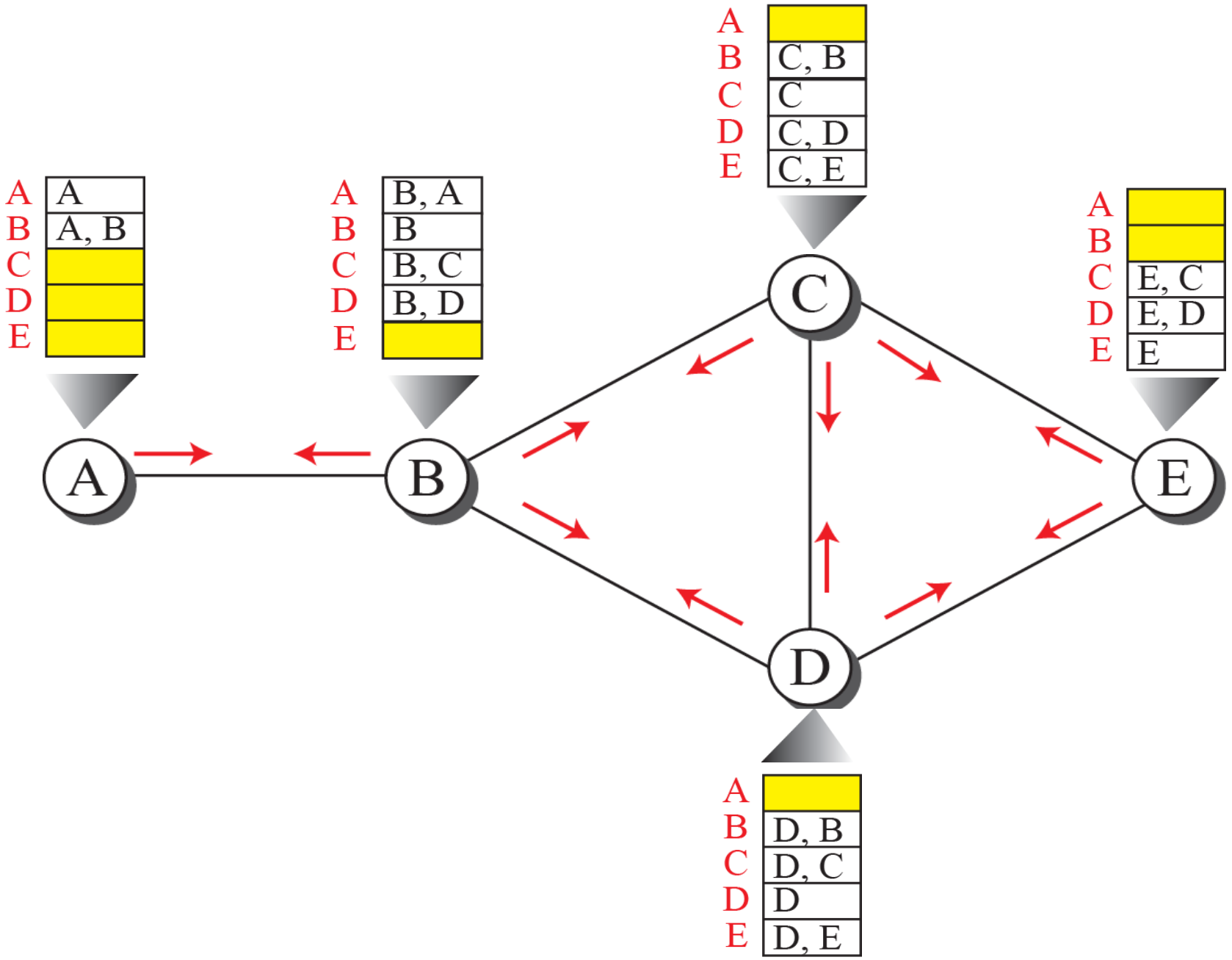




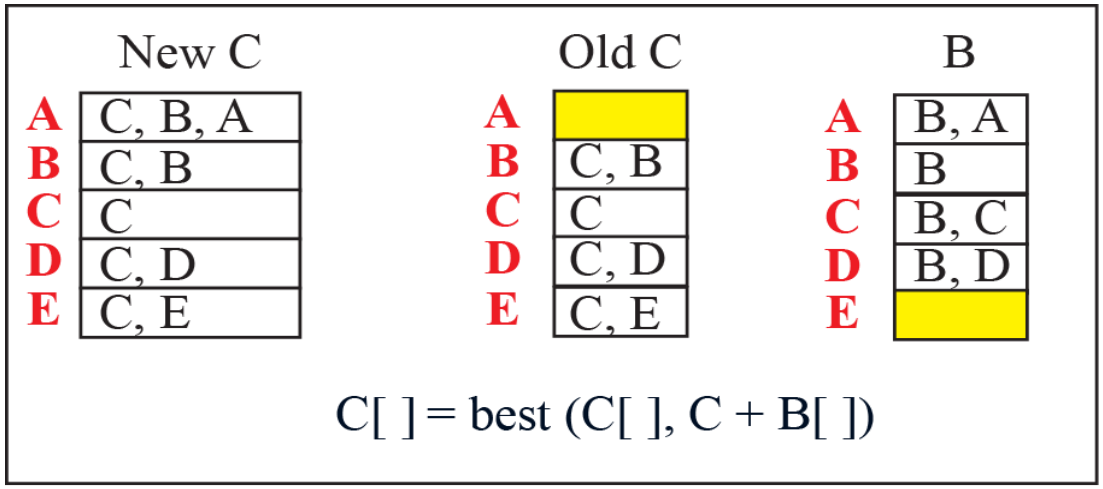




Path vectors made at booting time

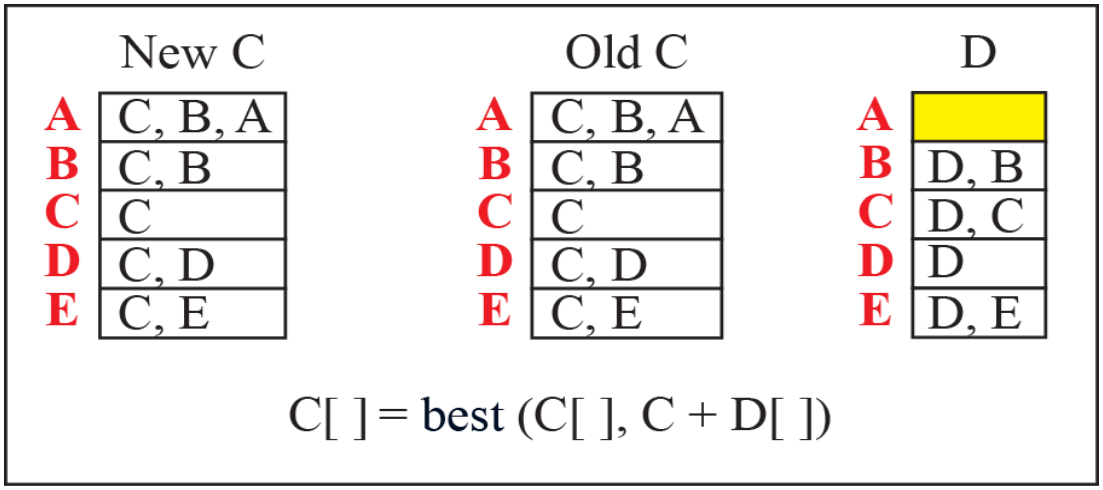


Updating path vectors



Note:
X [ ]: vector X
Y: node Y

Event 1: C receives a copy of B's vector



Event 2: C receives a copy of D's vector

Mer om path vector

Senare:

- Autonoma system, AS
- Routing mellan domäner
- Policy routing
- Routingprotokoll BGP

Comparison of LS and DV algorithms

Message complexity

LS: with n nodes, E links, O(nE) msgs for full knowledge, changes sent to all nodes

DV: exchange between neighbours only

Speed of Convergence

LS: $O(n^2)$ algorithm requires O(nE) msgs

- may have oscillations

DV: convergence time varies

- may be routing loops
- count-to-infinity problem

Robustness: what happens if router malfunctions?

LS:

- node can advertise incorrect *link* cost for its "own" links
- node can break broadcast path or change broadcasted info
- each node computes only its *own* table

DV:

- DV node can advertise incorrect *path* cost to any path
- each node's table used by others
  - error propagate thru network