

14. Разпределена маршрутизация с дистантен вектор

Малко история

Маршрутизиращ протокол с дистантен вектор (**distance vector protocol**) е използван отначало в **ARPANET**.

По-късно в Интернет намира широко приложение като **RIP** (Routing Information Protocol).

Основите на тези алгоритми са поставени от Белман (1957 г.), Форд и Фолкерсън (1962 г.).

Затова са известни като алгоритми **Белман-Форд** или **Форд-Фолкерсън**.

Само на **Cisco Systems** – **IGRP** и **EIGRP**.

Основни принципи

Distance Vector – рутерите се анонсират (рекламират) като вектори:

Посока - адреса на следващия възел (next hop) и изходящия интерфейс и

Разстояние (метрика), напр. брой възли до дестинацията (hop count).

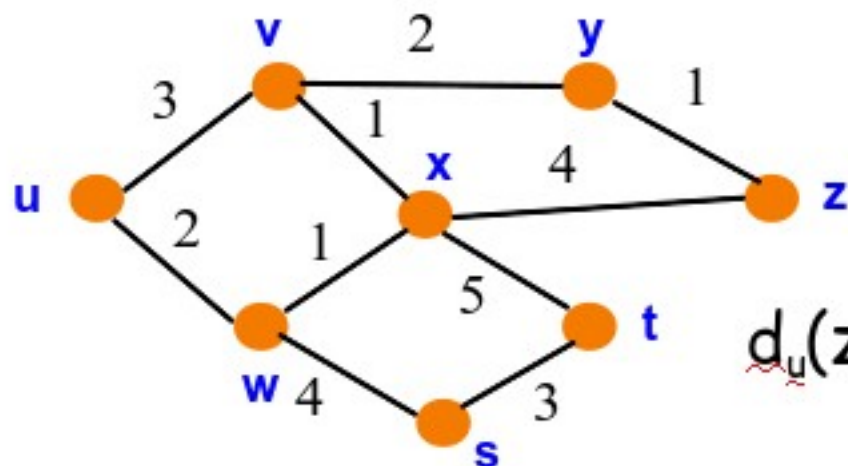
Основни принципи

Маршрутизаторите (рутери) в тези случаи **не знаят целия път** до крайната точка (дестинация).

DV използва само:

1. Посока или интерфейс, по който да се отправи пакета.
2. Разстоянието до дестинацията.

Алгоритъм Белман-Форд



$$d_u(z) = \min\{c(u,v) + d_v(z), c(u,w) + d_w(z)\}$$

$d_v(z)$ – дистантния вектор от v до z

(Всеки възел **периодически изпраща** до съседите си своя дистантен вектор)

Общи положения

При маршрутизацията с дистантен вектор (**distance vector routing**) всеки маршрутизатор изгражда и поддържа маршрутна таблица, в която всеки ред съдържа **адрес на местоназначение**, адрес на следващата стъпка към това местоназначение по най-добрия известен до момента път и дължината на този път (**метрика**).

Периодически маршрутизаторите изпращат на съседите си цялата или част от маршрутната таблица.

Предимства и недостатъци

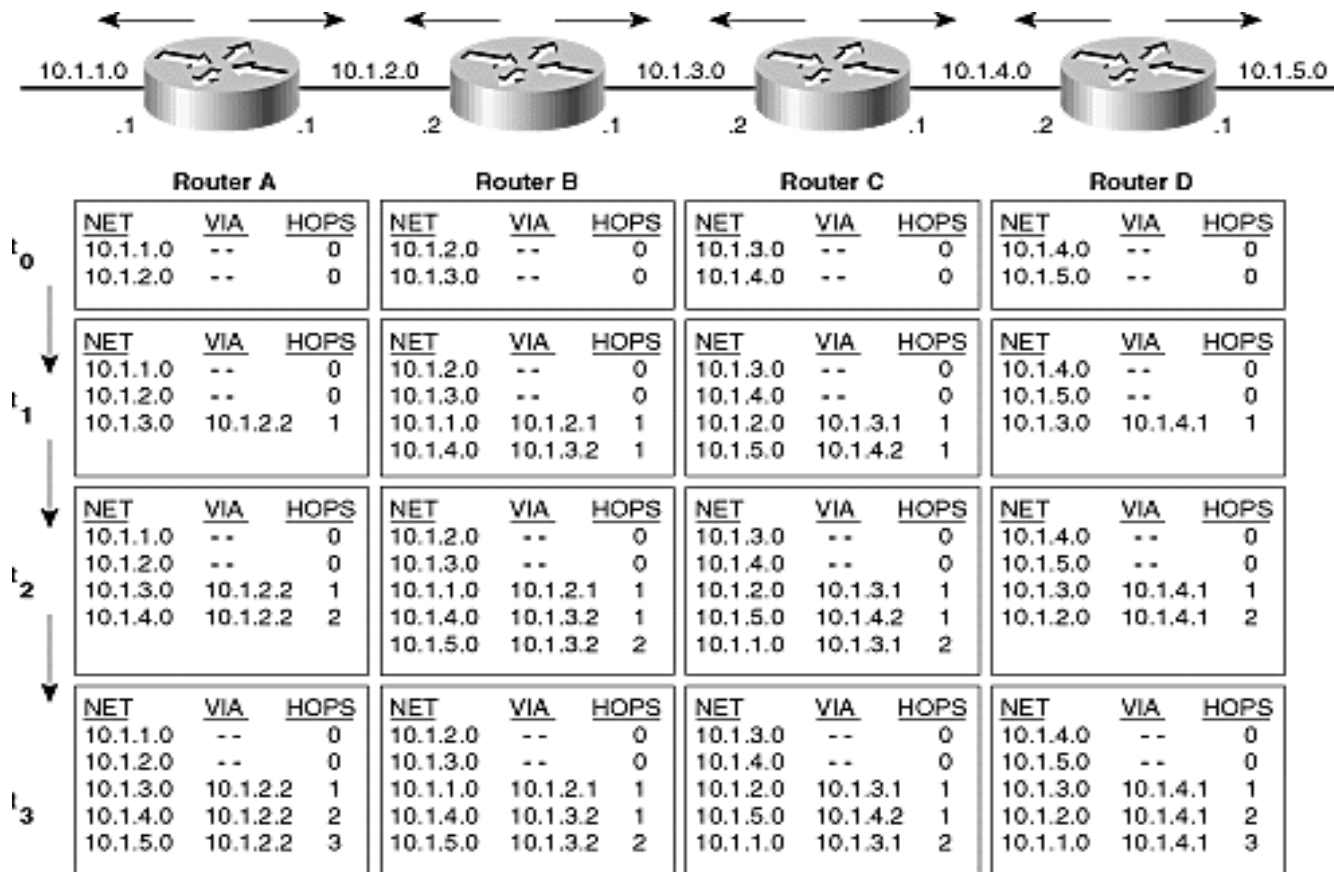
DV алгоритмите:

- не товарят процесора и паметта;
- лесни са за реализация и поддръжка;

Но

- Периодическите **update-и** отнемат пропускателна способност от потребителите.

Distance Vector в действии



Метрика

Предполага се, че всеки маршрутизатор знае **метриката** на връзките до своите съседи.

Ако метриката е брой стъпки или маршрутизатори до местоназначението (**хопове**), разстоянието до всеки съсед е 1.

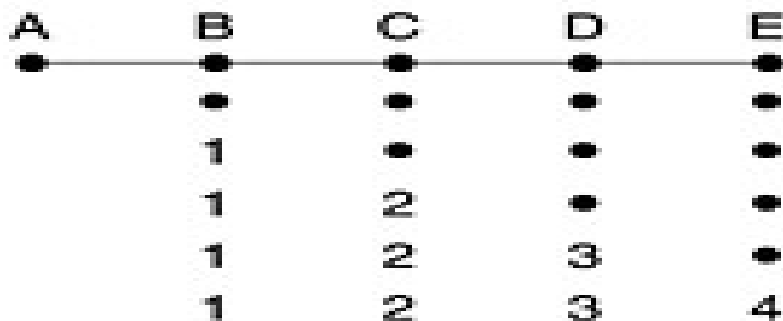
Ако метриката е **натоварване на възела**, разстоянието до всеки съсед е броя на пакетите в изходящата опашка към този пакет.

Ако метриката е **времезакъснение**, маршрутизаторът периодично изпраща “ехо” пакети до съседните му маршрутизатори и измерва закъснението на техния отговор.

Недостатък

Сериозен недостатък на маршрутизиращите алгоритми с дистантен вектор е **ниската им скорост на сходимост**.

Добрите новини се разпространяват бързо в мрежата, но лошите новини обикновено изискват **твърде голям брой** периодични съобщения за да достигнат до всички маршрутизатори.



Добавяне на обект

Нека маршрутизаторът **A** в началото не е включен в мрежата.

Всички останали маршрутизатори знаят това - в маршрутната им таблица към направлението **A** е записано ∞ (достатъчно голямо число, трябва да е поне с единица повече от диаметъра на мрежата). Това е отразено на първия ред по-горе.

След **включването на A** останалите маршрутизатори научават за това събитие чрез няколко обмена на своите вектори на разстоянията, всеки от които се извършва едновременно между всички съседни маршрутизатори.

Добавяне на обект

При първата обмяна B научава от A за път с дължина 0 до A и записва в своята таблица, че A е на разстояние 1.

В този момент останалите маршрутизатори все още не са научили за включването на A . Това е отразено на втория ред по-горе.

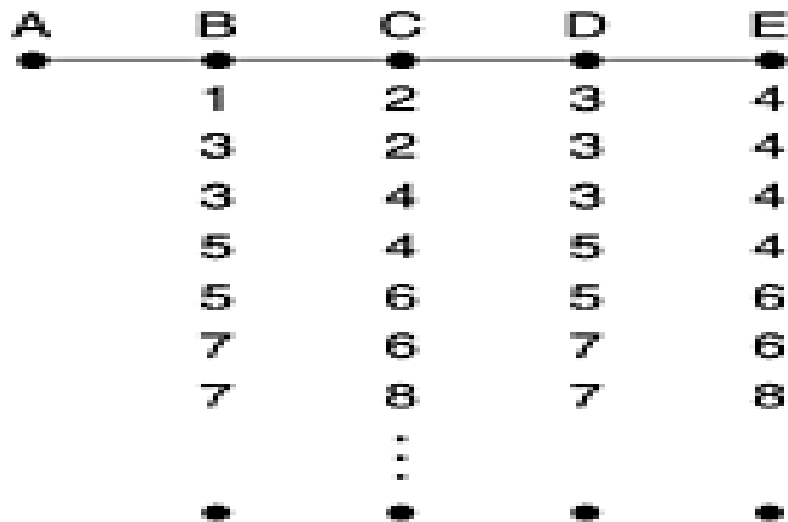
При следващия обмен C научава, че от B съществува път до A с дължина 1 и записва в своя вектор път до A през B на разстояние 2 и т.н.

Добавяне на обект

По-общо в мрежа с диаметър k хопа са необходими най-много k размени на съобщения за разпространяване на новината за появил се по-добър път.

Исключане на обект

Да разгледаме друг пример.



Иключване на обект

Нека всички маршрутизатори в началото са включени в мрежата.

Да предположим, че A спира да работи или се прекъсва връзката от A до B , което от гледна точка на B е същото.

При първия обмен B не получава информация от A , но получава информация от C , че има път до A с дължина 2.

B не знае, че пътя от C до A минава през него - от негова гледна точка би могъл да съществува друг независим път от C до A , затова B записва в таблицата си в реда за A път с дължина 3 и следваща стъпка C .

Исключване на обект

D и E не променят маршрутните си таблици при първия обмен на векторите на разстоянията.

На следващия обмен C научава за два възможни пътя до A , и двата с дължина 4, единият през B , другият през D .

C избира и записва в маршрутната си таблица единия от тях в зависимост от реда на обработването на съобщенията от B и D .

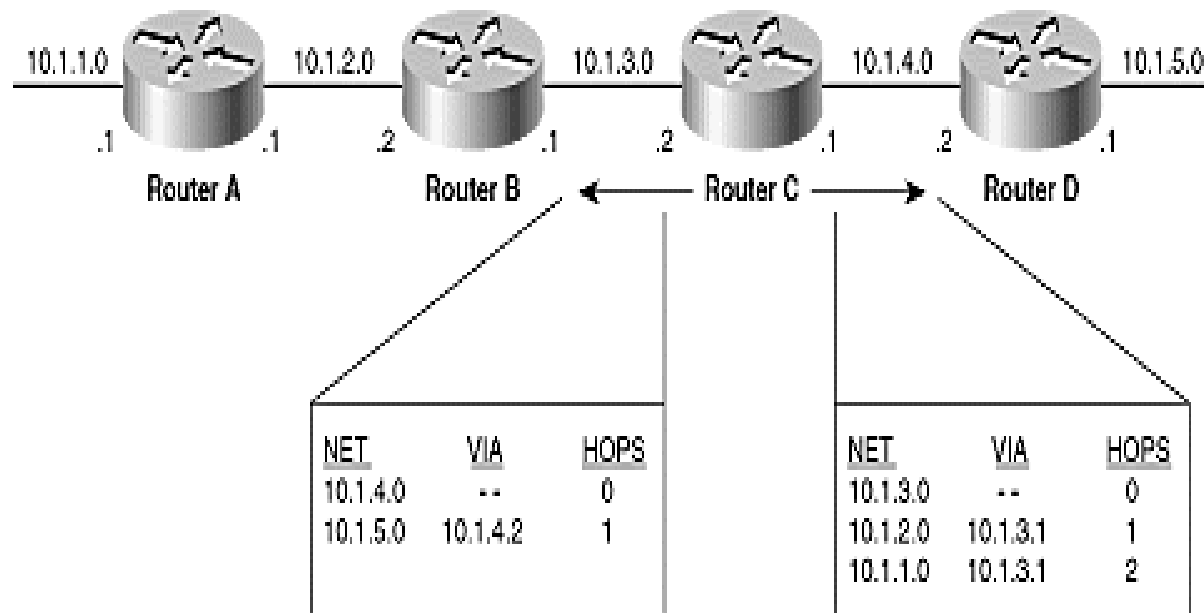
Count to Infinity

Резултатът от продължаващия обмен е отразен в следващите редове по-горе. Той ще продължи, докато стойностите по направленията към А и в **четирите маршрутизатора не достигнат ∞** .
Този проблем се нарича **броене до безкрайност (count to infinity)**.

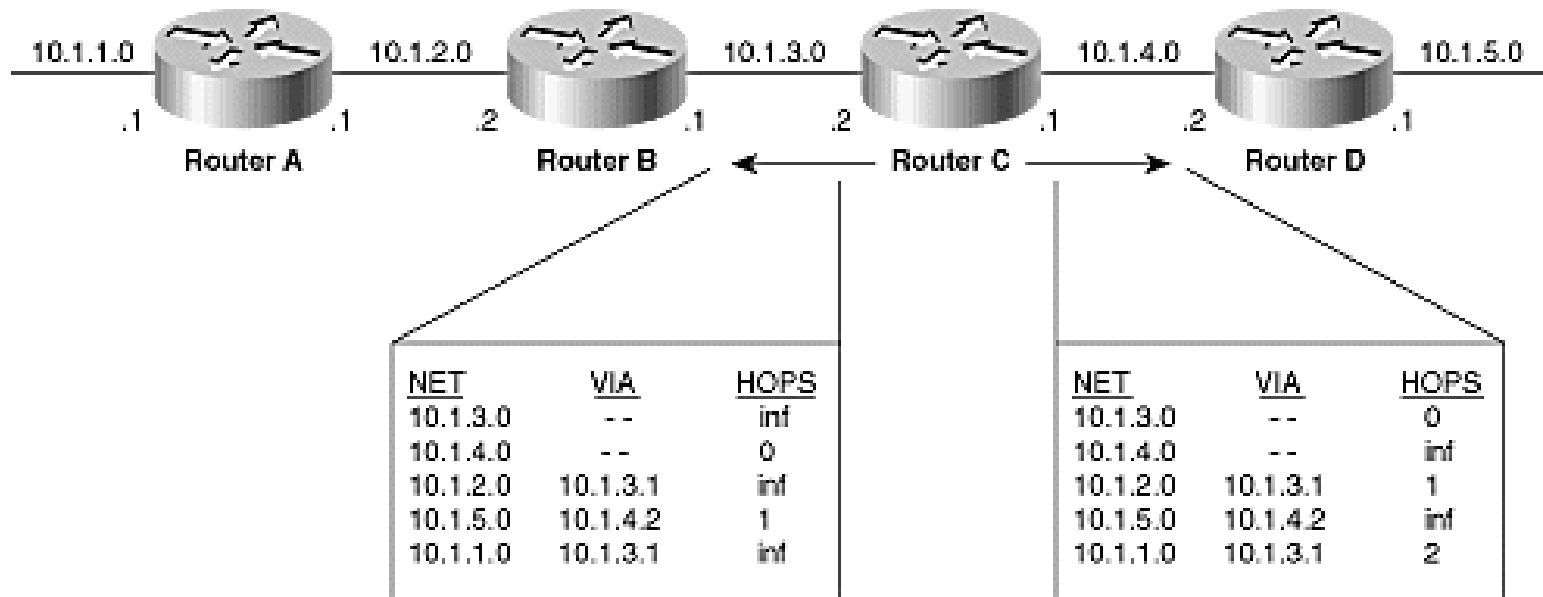
Split horizon

Едно частично негово решение е т.н. **разделяне на хоризонта (split horizon)**.
При него се въвежда ново правило - ако в маршрутната таблица на X в реда за Y е записана следваща стъпка Z , то X не изпраща към Z информация за маршрута към Y .

Split horizon



Split horizon wi poisoned reverse



Частично решение - split horizon

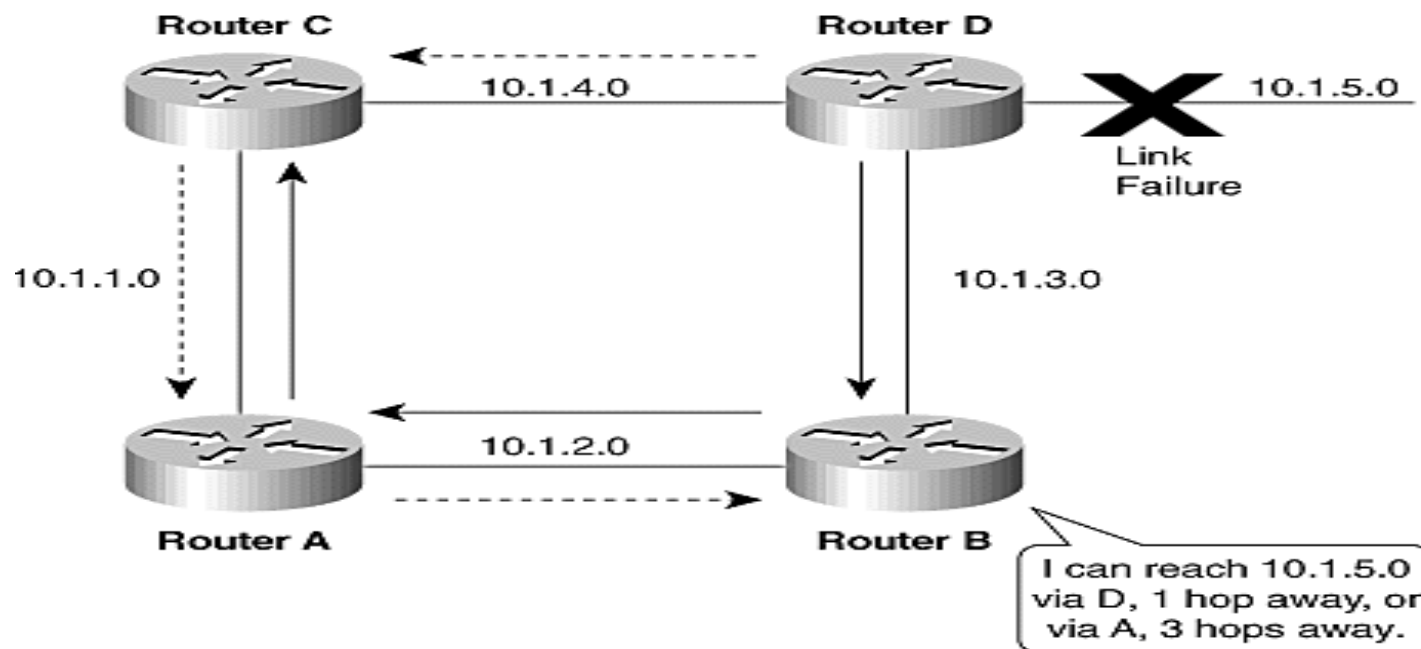
Решението е “Split horizon wi poisoned reverse“, което се прилага при съвременните DV протоколи

Но...

Въвеждането на разделяне на хоризонта не винаги решава напълно проблема
броене до безкрайност.

Да разгледаме следната топология:

Броене до безкрайност



Въвеждане на $(\text{hop count})_{\text{max}}$

10.1.5.0 пада. Рутер **D** изпраща “updates” до съседите си:

- **C** (прекъснатата линия)
- **B** (непрекъснатата).

B маркира маршрута през **D** “недостижим”, но **A** анонсира резервен най-добър път до 10.1.5.0 на 3 хопа: влиза в таблицата на **B**.

B “подава” 10.1.5.0 на 3 хопа на **D**.

D “обновява” **C** с 4-hop маршрут до 10.1.5.0.

Въвеждане на $(\text{hop count})_{\text{max}}$

С “казва” на **А**: 5-hop маршрут до 10.1.5.0.

А “казва” на **В**: 6-hop маршрут до 10.1.5.0.

В “мисли”: “пътят на **А** до 10.1.5.0 се е удължил, но е единствен, ще го ползвам!”

В променя: $\text{hop count} = 7$, обновява **Д** и “**въртележката**” се завърта наново.

Това е “броене до безкарайност” - *counting-to-infinity*: **hop count до 10.1.5.0** ще продължи да нараства до ∞ .

А всички **прилагат split horizon**?!

Въвеждане на $(\text{hop count})_{\text{max}}$

Начинът да се избегне този проблем е дефиниране на $(\text{hop count})_{\text{max}}$

Ограничаваме $\text{hop count} (=15)$

16-hop маршрут е недостижим (poisoned reverse),

но конвергенция: ≈ 7 минути при $\text{update} = 30 \text{ s}$.

Недостатъчно, затова:

triggered updates и holddown timers

Triggered Updates

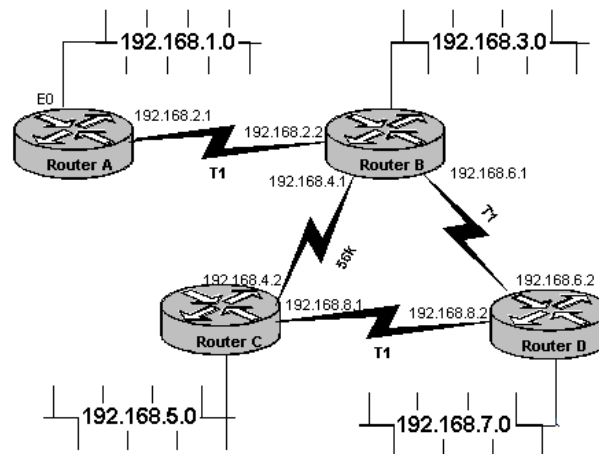
Ако (за добро или лошо) метриката се промени, рутерът веднага изпраща “update”, без да чака нулиране на таймера.

Реконвергирането ще стане много по-бързо, “counting to infinity” проблема се редуцира.

Допълнително прецизиране на метода:

обновяване само на мрежите, които са предизвикали (triggered) проблема, а не цялата таблица с маршрути. Така се спестява процесорно време и пропускателна способност на мрежата.

Holddown (timeout)



Рутер В рекламира **192.168.1.0** като **Network Unreachable** към D. Рутер D поставя 192.168.1.0 в **holddown**. Но **рутер С** рекламира маршрутната си таблица към D, в която 192.168.1.0 е “**жива**”. Но в рутер D 192.168.1.0 е в holddown, т.е D няма да приеме информацията за 192.168.1.0, идваща от C.

Holddown

Triggered Updates не достига едновременно до всички маршрутизатори.

Маршрутизатор, още **неполучил съобщението**, би изпратил **редовно периодически** съобщение за обновяване с **неточна** информация до друг маршрутизатор, който вече има актуалната информация за променен маршрут.

Holddown

Защита срещу това: **holddown** таймер или **timeout** според RFCs 1058 и 2453.

След изпращане или получаване на **triggered update** (например “**unreachable**” маршрут или **hop count** - от 2 на 4) маршрутизаторът стартира **holddown** таймер.

До неговото нулиране **не приемат** съобщения за **обновяване** на променения маршрут.

Дефиниране на Holddown

Компромис: редуцира се вероятността за вкарване на “лоша” информация в таблицата за сметка на времето за реконвергенция.

Да се внимава с определянето на стойността **holddown**:

По-късият период е по-неефективен;

По-дългият – по-зле за нормалното рутиране.

Flush timer (garbage-collection time)

След **изтичане на timeout**, маршрутът вече не е валиден.

Но се държи в таблицата за кратък период от време, за да научат съседите, че ще бъде изхвърлен.

След **изтичане на garbage-collection timer**, маршрутът окончателно се премахва от таблиците.