TABELA DE DISPERSIE
- continuare –

C. Rezolvare coliziuni prin *adresare deschisă* – OPEN ADDRESSING

- Toate elementele sunt memorate în interiorul tabelei, nu există liste memorate în afara tabelei.
- Se mai numește și **dispersie închisă** (*closed hashing*).
  - **rezolvarea coliziunilor prin liste întrepătrunse** (*closed hashing*) este o combinație între ***open adressing*** și ***separate chaining*** (*open hashing*)
- Fiecare intrare în tabelă conține fie un element al containerului, fie un marcaj pentru locație liberă (ex. NIL).
- Nu se folosesc pointeri pentru înlănțuiri.
- Factorul de încărcare este subunitar $\alpha < 1$, altfel tabela este plină
- Dezavantaj: tabela se poate umple ($\alpha = 1$). Soluție: se crește *m*, ceea ce presupune redispersarea elementelor.
- Avantaj: spațiul de memorie suplimentar (nu se memorează pointeri) oferă tabelei un număr mai mare de locații pentru același spațiu de memorie, putând rezulta coliziuni mai puține și acces rapid.
- Secvența de locații care se examinează nu se determină folosind ***pointeri,*** ci se ***calculează***
- La **adăugare** în tabelă, se examinează succesiv locațiile, până se găsește o locație liberă în care să se adauge cheia (elementul). În loc să fie fixată ordinea de verificare a tabelei (ex: 0,1,2...,*m*-1, ca la vectori) care ar necesita timp $\boldsymbol{\theta(m)}$**,** secvența de poziții examinate depinde de cheia (elementul) care se inserează.

- Se extinde funcția de dispersie $d: U \times \{0, \dots m-1\} \rightarrow \{0, .., m-1\}$
  - al doilea argument al funcției se numește ***număr de verificare***
- Pentru o cheie $c \in U$ secvența $< d(c,0), d(c,1), \dots, d(c,m-1) >$ se numește ***secvența de verificare*** a cheii *c*

<u>Cerință</u>

- secvența de verificare a oricărei chei $c \in U$ $< d(c,0), d(c,1), \dots, d(c,m-1) >$ trebuie să fie o permutare a mulțimii $< 0,1, \dots, m-1 >$
  - pentru ca la adăugarea oricărei chei să fie verificate toate locațiile din tabelă

<u>Ipoteza dispersiei uniforme simple</u> (SUH)

- Pentru orice cheie $c \in U$, permutarea $< d(c,0), d(c,1), \dots, d(c,m-1) >$ poate să apară sub forma oricărei permutări a $< 0,1, \dots, m-1 >$

Sunt 3 metode pentru a stabili secvența de verificare a unei chei *c*, a.î. să se asigure faptul că $c \in U$ $< d(c,0), d(c,1), \dots, d(c,m-1) >$ este o permutare a mulțimii $< 0,1, \dots, m-1 >$. Acestea vor fi descries, în continuare.

C.1. Verificare liniară – LINEAR PROBING

$$d(c,i) = (d'(c) + i)\,mod\,m \qquad \forall i = 0,1,\ldots,m-1$$

- $d': U \rightarrow \{0,..,m-1\}$ este o funcție de dispersie uzuală (ex: $d'(c) = c\,mod\,m$)

➢ Fiind dată o cheie c, secvența ei de verificare este $< d'(c), d'(c)+1, d'(c)+2, \ldots, m-1, 0, 1, \ldots d'(c)-1 >$

➢ Problema: **<u>grupare primară</u>** – se formează șiruri lungi de locații ocupate, crescând timpul mediu de căutare

C.2. Verificare pătratică – QUADRATIC PROBING

$$d(c,i) = (d'(c) + c_1 \cdot i + c_2 \cdot i^2)\,mod\,m \qquad \forall i = 0,1,\ldots,m-1$$

$d': U \rightarrow \{0,..,m-1\}$ este o funcție de dispersie uzuală (ex: $d'(c) = c\,mod\,m$), $c_1 \neq 0$și $c_2 \neq 0$ sunt constante auxiliare fixate la inițializarea funcției de dispersie.

➢ Constantele $c_1 \neq 0$și $c_2 \neq 0$ se pot determina euristic
  - Pentru a asigura faptul că secvența de verificare este o permutare $\{0,..,m-1\}$
    - *m* se alege putere a lui 2 și $c_1 = c_2 = 0.5$
    - *m* se alege număr prim de forma $4 \cdot k + 3$, $d'(c) = c\,mod\,m$ și $c_1 = 0$, $c_2 = (-1)^i$

➢ Fiind dată o cheie c, prima poziție examinată este $d'(c)$, după care următoarele poziții examinate sunt decalate cu cantități ce depind într-o manieră pătratică de locația anterior examinată.

➢ Problema: **<u>grupare secundară</u>** – dacă 2 chei au aceeași poziție de start a verificării, atunci secvența lor de verificare coincide (dacă $d(c',0) = d(c'',0) \Rightarrow d(c',i) = d(c'',i) \quad \forall i = 0,1,\ldots,m-1$)

➢ Experimental: funcționează **mai bine** decât **verificarea liniară**

C.3. Dispersia dublă – DOUBLE HASHING

$$d(c,i) = (d_1(c) + i \cdot d_2(c))\,mod\,m \qquad \forall i = 0,1,\ldots,m-1$$

d_1 și d_2 sunt funcții de dispersie aleatoare.

➢ Este considerată una dintre cele mai bune metode disponibile pentru adresarea deschisă

➢ Fiind dată o cheie c, prima poziție examinată este $d_1(c)$, după care următoarele poziții examinate sunt decalate față de poziția anterioară cu $d_2(c)\,mod\,m$.

➢ $d_2(c)$ și *m* să fie prime între ele pentru a fi parcursă întreaga tabelă

➢ **<u>Exemplu</u>**
  - *m* prim
  - $d_1(c) = c \;\; mod \;\; m \qquad d_2(c) = (1 + c \;\; mod \;\; m')$
  - *m'* se alege de obicei *m*-1 sau *m*-2

➢ Performanța dispersiei duble apare ca fiind foarte apropiată de performanța schemei ideale a dispersiei uniforme ($\theta(m^2)$ secvențe de verificare posibile pentru o cheie)
  - în cazurile C1 și C2, numărul secvențelor de verificare posibile pentru o cheie e doar $\boldsymbol{\theta(m)}$

Presupuneri şi notaţii:

- Pp. că în container memorăm doar chei
- O locaţie din tabelă va conţine:
    - NIL (constantă simbolică) – dacă locaţia e liberă (nu conţine o cheie)
    - O cheie din container

Reprezentarea containerului folosind o TD cu adresare deschisă

Container
m: Intreg {nr.de locaţii din tabelă}
ch: TCheie[0..m-1] {cheile din container}
d: TFunctie {funcţia de dispersie asociată}

ADĂUGARE

Dacă adăugăm o cheie *c*, determinăm locaţia la care ar trebui memorată în tabelă (i=$d(c)$), după care vom avea două situaţii

- Locaţia *i* este liberă (NIL, în convenţia noastră) ⇒ caz favorabil, memorăm cheia
- Locaţia *i* nu este liberă ⇒ avem coliziune
    - verificăm, pe rând, locaţiile din tabelă, în ordinea dată de secvenţa de verificare $< d(c,0), d(c,1), \ldots, d(c,m-1) >$
    - dacă găsim o locaţie liberă, adăugăm
    - dacă toate locaţiile din secvenţa de verificare sunt ocupate ⇒ tabela este plină

EXEMPLE

1. Adresare deschisă cu verificare liniară

- m=10
- $\boldsymbol{d(c,i) = (d'(c) + i)\, mod\, m} \qquad \boldsymbol{\forall i = 0, 1, \ldots, m-1}$
- $d'(c)$=c mod m

c	5	15	13	22	20	35	30	32	2
d'(c)	5	5	3	2	0	5	0	2	2

Pas 1. Iniţializare

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL

Pas 2. Adăugăm cheia 5

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	5	NIL	NIL	NIL	NIL

Pas 3. Adăugăm cheia 15

- Secvența de verificare a cheii este <5, 6, 7, 8, 9, 0, 1, 2, 3, 4>
- Prima locație liberă din secvență este locația 6, acolo se va adăuga

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	5	15	NIL	NIL	NIL

....

La final, tabela va fi

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	20	30	22	13	32	5	15	35	2	NIL

2. Adresare deschisă cu verificare pătratică

- *m*=8
- $d(c,i) = (d'(c) + c_1 \cdot i + c_2 \cdot i^2)\, mod\, m \qquad \forall i = 0,1,\ldots,m-1$
- *d*'(*c*)=*c* mod *m*
- $c_1 = c_2 = 0.5$

c	5	15	13	2	0	32
d'(c)	5	7	5	2	0	0

Pas 1. Inițializare

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7
Cheie	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL

Pas 2, 3. Adăugăm cheile 5, 15

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7
Cheie	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	5	13	15

Pas 4 Adăugăm cheia 13

- Secvența de verificare a cheii este <5, 6, …>
- Prima locație liberă din secvență este locația 6, acolo se va adăuga

.....

La final, tabela va fi

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7
Cheie	0	32	2	NIL	NIL	5	13	15

3. Adresare deschisă cu dispersie dublă

- m=13
- $d(c,i) = (d_1(c) + i \cdot d_2(c))\, mod\, m \qquad \forall i = 0, 1, \ldots, m-1$
- $d_1(c)$=c mod m, $d_2(c)$=1 + c mod (m-2)

c	79	69	96	14
d_1(c)	1	4	5	1
d_2(c)	3	4	9	4

Adaugăm cheile 79, 69, 96 și tabela devine

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
Cheie	NIL	79	NIL	NIL	69	96	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL	NIL

Pentru cheia 14, care e în coliziune, secvența de verificare e 1, 5, 9, ...

- prima poziție liberă e 9, adăugăm

Tabela finală e

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
Cheie	NIL	79	NIL	NIL	69	96	NIL	NIL	NIL	14	NIL	NIL	NIL

```
Subalgoritmul ADAUGĂ (c, ch) este
{c:Container, ch:TCheie}
    i←0 {numărul de verificare}
    gasit←fals {nu am găsit poziția de adăugare}
    repetă
        j←c.d(ch,i) {locația de verificat}
(*)     dacă c.ch[j]=NIL atunci
            c.ch[j]←ch {memorez cheia}
            gasit←adev {am găsit poziția unde putem adăuga}
         altfel
            i←i+1 {căutăm mai departe pe secvența de verificare}
        sfdacă
    până_când (i=c.m) sau (gasit)
    dacă i=c.m atunci {tabela e plină}
        @ depășire tabelă
    Sfdacă
sfADAUGĂ
```

CĂUTARE

- pp. că vrem să căutăm cheia c

- o căutăm în ordinea dată de secvența de verificare a cheii $< d(c,0), d(c,1), \ldots, d(c,m-1) >$ până dăm de o locație liberă (marcată cu NIL)
- dacă găsim cheia undeva pe secvența de verificare ⇒ **căutare cu succes**, altfel **căutare fără succes**
- în exemplul 1
    - căutăm **35 (cu succes)**: căutăm în ordinea 5, 6, 7
        - o găsim pe poziția 7
    - căutăm **45 (fără succes)**: căutăm în ordinea 5, 6, 7, 8, NIL
        - nu găsim cheia pe secvența de verificare

Funcția CAUTĂ (*c*, *ch*) este
{*c*:Container, *ch*:TCheie}
  i←0 {numărul de verificare}
  gasit←fals {nu am găsit cheia}
  repetă
    j←*c*.d(*ch*,*i*) {locația de verificat}
    dacă *c*.ch[*j*]=*ch* atunci {am găsit cheia}
      gasit←adev
    altfel
      i←*i*+1 {căutăm mai departe pe secvența de verificare}
    sfdacă
  până_când (*c*.ch[*j*]=NIL) sau (*i*=*c*.m) sau (*gasit*)
  CAUTĂ← *gasit*
sfCAUTĂ

ȘTERGERE

Ștergerea unei chei *c*

- identificăm locația *i* la care este memorată cheia (ca și la căutare)
- nu putem marca locația *i* cu NIL (ca și cum ar fi liberă), deoarece ar fi imposibil să mai accesăm orice cheie a cărei inserare a verificat locația *i* și a găsit-o liberă

Sunt două soluții la ștergere

1. O soluție este de a marca la locația *i* o valoare speciala, ȘTERS (în loc de NIL)
    - vom modifica ADAUGĂ astfel încât să trateze locațiile marcate cu ȘTERS ca și cum ar fi libere
        - linia marcată cu (*) în ADAUGĂ o vom înlocui cu
            - dacă (*c*.ch[*j*]=NIL) sau (*c*.ch[*j*]=ȘTERS) atunci
    - nu este necesar să modificăm CAUTĂ
2. Prin deplasări ale datelor, astfel încât să nu mai existe riscul de a nu regăsi o cheie

Ștergere prin deplasări de date

Ilustrăm ideea ștergerii prin deplasări de date, presupunând verificarea liniară a tabelei.

- vrem să ștergem cheia c
- o localizăm (căutând pe secvența de verificare)
- fie i locația pe care se află cheia c și care trebuie ștearsă

Va trebui să ne asigurăm că ștergerea locației i (marcarea acesteia cu NIL) nu afectează regăsirea cheilor care au fost memrate pornind de la locația i (la adăugare, au găsit locația ocupată).

Pas 1. Luăm, pe rând, locațiile în ordinea secvenței de verificare $j = i+1, i+2, \ldots m-1, 0, \ldots$..până la o zonă liberă

- Fie p locația unde trebuia memorată data (cheia, în cazul nostru), de la locația j
    - $p = d'(ch[j])$
    - dacă am șterge cheia de la locația i,am putea regăsi cheia de la locația j, pornind de la p (iterând pe secvența de verificare, fără a da de o locație liberă)?
- Avem de tratat două cazuri, fiecare caz cu 3 subcazuri

1. $i < j$

1a) $0 \le p \le i$

$0 \ldots\ldots p \ldots\ldots i \ldots\ldots\ldots j \ldots\ldots\ldots m-1$

- (*) se mută data (cheia, în cazul nostru) de la locația j la locația i și se continua cu ștergerea locației j
    - $ch[i] \leftarrow ch[j]$
    - $i \leftarrow j$
- Salt la **Pas 1**.

1b) $i < p \le j$

$0 \ldots\ldots i \ldots\ldots p \ldots\ldots\ldots j \ldots\ldots\ldots m-1$

- nu e necesară mutare de date (ștergerea lui i nu afectează)
- Salt la **Pas 1**.

1c) $j < p \le m-1$

$0 \ldots\ldots i \ldots\ldots j \ldots\ldots\ldots p \ldots\ldots\ldots m-1$

- se efectuează mutarea de date (*) de la 1a)
- Salt la **Pas 1**.

2. $j < i$

2a) $0 \le p \le j$

$0 \ldots\ldots p \ldots\ldots j \ldots\ldots\ldots i \ldots\ldots\ldots m-1$

- nu e necesară mutare de date (ștergerea lui i nu afectează)
- Salt la **Pas 1**.

2b) $j < p \le i$

$0 \ldots\ldots j \ldots\ldots p \ldots\ldots\ldots i \ldots\ldots\ldots m-1$

- se efectuează mutarea de date (*) de la 1a)
- Salt la **Pas 1**.

2c) $i < p \le m$-1

0 …… j …… i ……… p ……. m-1

- nu e necesară mutare de date (ștergerea lui i nu afectează)
- Salt la **Pas 1**.

Pas 2. La încheierea structurii repetitive de la **Pas 1,** se poate șterge cheia de locația de la i.

<u>Exemplu</u> Considerăm exemplul 1 - **adresare deschisă cu verificare liniară**

- m=10
- $d(c,i) = (d'(c) + i) \bmod m \qquad \forall i = 0, 1, \ldots, m-1$
- $d'(c)$=c mod m

c	5	15	13	22	20	35	30	32	2
d'(c)	5	5	3	2	0	5	0	2	2

Vrem să ștergem cheia 5.

Tabela inițială este

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	20	30	22	13	32	5	15	35	2	NIL

i	***j***	**Locația *j* liberă?**	***p***	**Caz**
5	6	NU	5	1a) ⇒ mutare date
6	7	NU	5	1a) ⇒ mutare date
7	8	NU	2	1a) ⇒ mutare date
8	9	DA ⇒ STOP	-	**Pas 2**, se șterge cheia de la i

Tabela finală va fi

Indice	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Cheie	20	30	22	13	32	15	35	2	NIL	NIL

Iteratorul pe un container reprezentat folosind o TD cu adresare deschisă este simplu de implementat

- se iterează vectorul asociat, iterând doar pe pozițiile pe care e memorată o cheie diferită de NIL (în convenția noastră).
- $\theta(m)$

În directorul asociat cursului, găsiți implementarea parțială a containerului Colecție reprezentat folosind o TD cu adresare deschisă și verificare liniară.

Analiza dispersiei cu adresare deschisă

1. Teorema. **Într-o TD cu adresare deschisă, în *ipoteza dispersiei uniforme simple* (SUH), cu factor de încărcare $\alpha = \frac{n}{m} < 1$numărul *mediu* de verificări este CEL MULT**

   CORMEN, THOMAS H. - LEISERSON, CHARLES - RIVEST, RONALD R.: Introducere în algoritmi. Cluj-Napoca: Editura Computer Libris Agora, 2000.

   - $\frac{1}{1-\alpha}$ pentru **adăugare** și **căutare fără succes**
   - $\frac{1}{\alpha} \cdot ln \frac{1}{1-\alpha}$pentru **căutare cu succes**

Demonstrațiile sunt schițate și în directorul asociat cursului, subdirectorul **Demonstratii Complexitati - TD Adresare deschisă.**

CONCLUZII

- Dacă α e constant $\Rightarrow \theta(1)$ în **medie** pentru operații
- Caz defavorabil $O(n)$

Observație

- în cazul în care se folosește vector dinamic pentru implementarea tabelei, analiza anterioară a complexităților este valabilă pentru cazul **amortizat**
- deși, din perspectivă teoretică, adresarea deschisă e mai performantă decât cea închisă, în bibliotecile existente (Java, STL), TD sunt implementate prin liste independente
  - Java – *HashTable*
    - se poate preciza, prin constructor, capacitatea inițială a tabelei și factorul de încărcare
    - implicit m=11, factorul de încărcare maxim e α=0.75
    - redispersare dacă se depășește factorul de încărcare implicit
  - STL - *unordered_map/set*
    - implicit m=8, factorul de încărcare maxim e α=1
    - redispersare dacă se depășește factorul de încărcare implicit

PROBLEME

1. Considerând o tabelă de dispersie cu adresare deschisă, scrieți un algoritm pentru operația de **ștergere** și modificați operația **adaugă** și **caută** pentru a încorpora valoarea specială **ŞTERS.**
2. Se consideră o tabelă de dispersie cu adresare deschisă, cu dispersie uniformă și factor de încărcare 0.5. Dați margini superioare pentru numărul mediu de verificări într-o căutare cu succes și o căutare fără succes.

2. DISPERSIA PERFECTĂ
(PERFECT HASHING)

- Scop - să nu existe coliziuni.
  - Cât de mare să fie tabela încât să fim siguri că nu sunt coliziuni?
  - Dacă $m=N^2$, atunci tabela este fără coliziuni cu probabilitatea cel puțin 0.5.
    - N – numărul de chei din container
  - Impractic.
- **Soluție - *Dispersia perfectă (perfect hashing)***
  - Doar dacă avem o colecție **STATICĂ** de chei (nu se adaugă chei)
  - Se folosește o TD de dimensiune N (tabela **primară**)
  - În locul listelor independente se folosește o altă TD (tabela **secundară**)
  - Tabela secundară de la o locație i se va construi cu dimensiunea n_i^2 unde n_i este numărul de elemente din acea tabelă (numărul de coliziuni de la locația i).
  - Tabela secundară se va construi cu o altă funcție de dispersie și va fi reconstruită până nu va avea coliziuni.
  - Se poate demonstra că spațiul total de memorare pentru tabelele secundare este cel mult $2*N \Rightarrow O(N)$**.**
- Fie p numărul prim mai mare decât cea mai mare cheie.
- Funcțiile de dispersie se aleg dintr-o familie de *funcții de dispersie universală*.
  - $\boldsymbol{d_{a,b}(x) = ((a \cdot x + b)\ mod\ \ p)\ mod\ \ m}$
  - $\boldsymbol{1 \leq a \leq p-1,\ 0 \leq b \leq p-1}$ (a și b selectate aleator la inițializarea funcției de dispersie)
  - $\boldsymbol{m = N}$
- Performanța în caz **defavorabil** este $\boldsymbol{\theta(1)}$ (se caută cel mult 2 poziții – cea din TD principală și secundară)

<u>EXEMPLU</u>

  - 15 litere: I, N, S, X, E,....
  - $N=m=15$
  - Fiecărei litere îi asociem ca *hashCode* numărul de ordine al literei în alfabet
  - Dacă $a=3$ și $b=2$ (alese aleator)
  - $p=29$

Litera	I	N	S	X	E
hashCode	9	14	19	24	5
d(*hashCode*)	0	0	1	1	2

  - **Coliziuni**
    - poziția 0 – I, N
    - poziția 1 – S, X

        - poziția 2 – E
        - ...
    - Pentru pozițiile unde nu avem coliziuni (ex. poziția **2**) avem o TD secundară cu un singur element și $d(x)=0$
    - Pentru pozițiile cu **2** elemente, vom avea o TD secundară cu 4 elemente și diferite funcții de dispersie, alese din același *univers*, cu diferite valori aleatoare pentru a și b.
    - De ex,. pentru poziția 0, putem defini $a=4$ și $b=11$ și vom avea
        - $d(\text{I})=d(9)=2$, $d(\text{N})=d(14)=1$
    - Pentru poziția 1, să pp. că avem $a=5$ și $b=2$.
        - $d(\text{S})=d(19)=2$, $d(\text{X})=d(24)=2$ => coliziune
        - Alegem alte valori pentru a și b – de ex. $a=2$ și $b=13$. Vom avea
            - $d(\text{S})=d(9)=2$, $d(\text{X})=d(14)=3$

3. ALTE VARIANTE DE DISPERSIE

1. Dispersia Cuckoo (*Cuckoo hashing*)

- Se folosesc 2 TD cu două funcții de dispersie diferite
    - Fiecare tabelă e mai mult de jumătate *goală*
- Se poate garanta că un element va fi fie în prima, fie în a doua tabelă.
- **Căutarea** și **ștergerea** sunt simple (elementul se va localiza în una din cele 2 TD)
- **Inserarea unei chei *c***
    - Se încearcă adăugarea în prima tabelă. Dacă e liber, se adaugă.
    - Dacă poziția în prima tabelă e ocupată de cheia *c'*, se scoate *c'* din prima tabelă, se adaugă noul element *c*. Elementul scos din prima tabelă *c'* se va adăuga în a doua. Dacă poziția în a doua tabelă e ocupată de *c''*, se va scoate acel element (în locul său se va adăuga elementul *c'* din prima tabelă) și *c''* se va adăuga în prima tabelă. Se va repeta procesul până se va obține o poziție liberă. Dacă se revine în aceeași poziție de start (există un ciclu) se face re-dispersare (**rehashing**)

2. Liste independente interconectate (*Linked hashing*)

- JAVA – *LinkedHashMap*
    - *HashMap* din Java folosește rezolvare coliziuni prin liste independente (inițial $m=16$)
    - Dacă $\alpha>0.75$, se face redispersare (*rehashing*) – m se dublează
    - Java 8 – în locul listelor înlănțuite se folosesc arbori binari de căutare echilibrați $\Rightarrow\theta(\log_2 n)$ caz defavorabil pentru căutare
- Combină ideea de TD și listă înlănțuită.
    - Păstrează o listă dublu înlănțuită cu toate elementele din TD într-o anumită ordine (implicit -în ordinea în care au fost adăugate în dicționar)
    - Fiecare intrare în tabelă (*Entry*) – nod care memorează perechea <c,v> - are 2 pointeri adiționali spre perechea *anterioară* și cea *următoare* (adresele sunt ale nodurilor din lista dublu înlănțuită)

- Datorită mecanismului de memorare, cheile vor fi returnate (la iterare) în ordinea în care au fost adăugate (varianta implicită – *insertion order* – se poate modifica la *access order*: de la cea mai recent accesată la cea mai devreme accesată).
- Aceeași perfomanță ca și *HashMap*
- Ca și implementarea *HashMap*, *LinkedHashMap* nu e sincronizată (nu funcționează cu acces concurent)
- **Dezavantaj** – spațiu de memorare suplimentar pentru lista înlănțuită
- **Avantaj -** iterare în $\theta(n)$ (față de $\theta(n+m)$)