4. Şiruri de caractere

- Marea majoritate a celor preocupaţi de activitatea de programare sunt familiarizaţi cu şirurile de caractere întrucât aproape toate limbajele de programare includ **şirul** sau **caracterul** printre elementele predefinite ale limbajului.
    - În prima parte a capitolului se va preciza **tipul de date abstract şir**.
    - În continuare vor fi abordate **modalităţile majore de implementare a şirurilor**, prin intermediul **tablourilor** respectiv al **pointerilor**.
    - În ultima parte a capitolului vor fi precizate câteva din **tehnicile de căutare** în şiruri.

4.1. Tipul de date abstract şir

- Un şir este o colecţie de caractere, spre exemplu "`Structuri de date`".
- În toate limbajele de programare în care sunt definite şiruri, acestea au la bază **tipul primitiv** `char`, care în afara literelor şi cifrelor cuprinde şi o serie de alte caractere.
    - Se subliniază faptul că într-un şir, **ordinea caracterelor** contează. Astfel şirurile `"CAL"` şi `"LAC"` deşi conţin aceleaşi caractere sunt diferite.
- De asemenea, printr-un uşor **abuz** de notaţie se consideră că un *caracter* este interschimbabil cu *un şir* constând dintr-un singur caracter, deşi strict vorbind ele sunt de tipuri diferite.
- Asemeni oricărui tip de date abstracte, definirea precisă a **TDA Şir** necesită:
    - (1) Descrierea **modelului** său **matematic.**
    - (2) Precizarea **operatorilor** care acţionează asupra elementelor tipului.
- Din punct de vedere **matematic**, elementele tipului de date abstract şir pot fi definite ca **secvenţe finite de caractere** $(c_1, c_2, \ldots, c_n)$ unde c_i este de tip caracter, iar n precizează lungimea secvenţei.
    - Cazul în care n este egal cu zero, desemnează **şirul vid**.

- În continuare se prezintă un posibil set de operatori care acţionează asupra **TDA Şir.**

- Ca şi în cazul altor structuri de date, există practic o libertate deplină în selectarea acestor operatori motiv pentru care setul prezentat are un caracter orientativ.

TDA Şir

Modelul matematic: secvenţă finită de caractere. [4.1.a]

Notaţii: *s,sub,u* - siruri;
c - valoare de tip caracter;
b - valoare booleană;
poz,lung - întregi pozitivi.

Operatori:

CreazaSirVid*(sir s)* - procedură ce creează şirul vid *s*;

*b=****SirVid****(sir s)* - funcţie ce returnează true dacă şirul *s* este vid;

*b=****SirComplet****(sir s)* - funcţie booleană ce returnează valoarea true dacă şirul este complet;

*lung=****LungSir****(sir s)* - funcţie care returnează numărul de caractere ale lui *s*;

*poz=****PozitieSubsir****(sir sub,s)* - funcţie care returnează poziţia la care subşirul *sub* apare prima dată în *s*. Dacă *sub* nu e găsit în *s*, se returnează valoarea 0. Poziţiile caracterelor sunt numerotate de la stânga la dreapta începând cu 1;

ConcatSir*(sir u,s)* - procedură care concatenează la sfârşitul lui *u* atâtea caractere din *s*, până când *SirComplet(u)* devine **true**;

CopiazaSubsir*(sir u,s, int poz,lung)* - procedură care-l face pe *u* copia subşirului din *s* începând cu poziţia *poz*, pe lungime *lung* sau până la sfârşitul lui *s*; dacă *poz>LungSir(s)* sau *poz<1*, *u* devine şirul vid;

StergeSir*(sir s, int poz,lung)* - procedură care şterge din *s*, începând cu poziţia *poz*, subşirul de *lung* caractere. Dacă *poz* este invalid (nu aparţine şirului), *s* rămâne nemodificat;

InsereazaSir*(sir sub,s, int poz)* - procedură care inserează în *s*, începând de la poziţia *poz*, şirul *sub*; eventual trunchiere la depăşirea lungimii maxime;

*c=**FurnizeazaCarSir**(sir s, int poz)* - funcţie care returnează caracterul din poziţia *poz* a lui *s*. Pentru *poz* invalid, se returnează caracterul nul;

***AdaugaCarSir**(sir s, char c)* - procedură care adaugă caracterul *c* la sfârşitul şirului *s*;

***StergeSubsir**(sir sub,s, int poz)* - procedură care şterge prima apariţie a subşirului *sub* în şirul *s* şi returnează poziţia *poz* de ştergere. Dacă *sub* nu este găsit, *s* rămâne nemodificat iar *poz* este poziţionat pe 0;

***StergeToateSubsir**(sir s,sub)* - şterge toate aparitiile lui *sub* în *s*.

- Operatorii definiţi pentru un TDA-şir pot fi împărţiţi în două categorii:
  - Operatori **primitivi** care reprezintă un **set minimal de operaţii** strict necesare în termenii cărora pot fi dezvoltaţi operatorii nonprimitivi.
  - Operatori **nonprimitivi** care pot fi dezvoltaţi din cei anteriori.
- Această divizare este oarecum **formală** deoarece, de obicei e mai uşor să defineşti un operator neprimitiv direct decât să-l defineşti în termenii unor operatori primitivi.
  - Spre **exemplu** operatorul ***InsereazăŞir*** poate fi definit în termenii operatorilor ***CreazăŞirVid***, ***AdaugăCar*** şi ***FurnizeazaCar***.
  - Algoritmul este simplu: se construieşte un şir de ieşire temporar (`rezultat`) căruia i se **adaugă** pe rând:
    - (1) Caracterele şirului sursă până la punctul de inserţie.
    - (2) Toate caracterele şirului de inserat (`subşir`).
    - (3) Toate caracterele şirului sursă de după punctul de inserţie.
    - Şirul astfel construit înlocuieşte şirul iniţial (`sursa`) (secvenţa [4.1.b]).

```
/*Implementarea operatorului Inserează_Şir utilizând
operatorii Crează_Sir_Vid, Adaugă_Car_Sir şi
Furnizeaza_Car_Sir */
                                                /*[4.1.b]*/
void insereaza_sir(tip_sir subsir, tip_sir* sursa, int p)
  /*inserează subşir în sursă între poziţiile p şi p+1*/
{
  tip_sir rezultat; tip_indice i;

  if ((p<1)||(p>lung_sir(*sursa))) ;
      /*eroare (poziţie ilegală în inserţie)*/
```

```
    else
      {
        creaza_sir_vid(rezultat);
        for(i=1;i<=p-1;i++)
          adauga_car_sir(rezultat,
                         furnizeaza_car_sir(*sursa,i));
        for(i=1;i<=lung_sir(subsir);i++)
          adauga_car_sir(rezultat,
                         furnizeaza_car_sir(subsir,i));
        for(i=p;i<=lung_sir(*sursa);i++)
          adauga_car_sir(rezultat,
                          furnizeaza_car_sir(*sursa,i));
        creaza_sir_vid(*sursa);
        for(i=1;i<=lung_sir(rezultat);i++)
          adauga_car_sir(*sursa,
                          furnizeaza_car_sir(rezultat,i));
      }
}{insereaza_sir}
-------------------------------------------------------------
```

4.2. Implementarea tipului de date abstract şir

- Sunt cunoscute **două tehnici majore** de implementare a şirurilor:
  - (1) Implementarea bazată pe **tablouri**
  - (2) Implementarea bazată pe **pointeri**.

4.2.1. Implementarea şirurilor cu ajutorul tablourilor

- Cea mai simplă implementare a **TDA-şir** se bazează pe două elemente:
  - (1) Un **întreg** reprezentând lungimea şirului.
  - (2) Un **tablou** de caractere care conţine şirul propriu-zis.
- În tablou caracterele pot fi păstrate ca atare sau într-o formă **împachetată**.
- Exemple pentru o astfel de implementare în Pascal respectiv C apar în secvenţa [4.2.1.a].

```
-------------------------------------------------------------
/* Exemplu de implementare a TDA Sir utilizând tablouri -
structuri de date - varianta C*/

enum {Lungime_Max=100};
                                              /*[4.2.1.a]*/
typedef struct tip_sir {
  int lungime;             /*lungime curentă şir*/
  char sir[Lungime_Max];   /*tablou suport şir*/
} tip_sir;
```

```
tip_sir s;                  /*instanţiere şir*/
```

- Acest mod de implementare al şirurilor **nu** este unic.

- Se utilizează **tablouri** întrucât tablourile ca şi şirurile sunt **structuri liniare**.

  - Câmpul `lungime` este utilizat deoarece şirurile au lungimi diferite în schimb ce tablourile au lungimea fixă.

- Implementarea se poate dispersa de câmpul `lungime`, caz în care se poate utiliza un caracter convenit pe post de **santinelă de sfârşit** (**marker**).

  - În această situaţie operatorul `LungimeŞir` va trebui să **contorizeze** într-o manieră liniară caracterele până la detectarea markerului.

  - Din acest motiv este preferabil ca **lungimea şirului** să fie considerată un element **separat** al implementării.

- În contextul implementării şirurilor cu ajutorul tablourilor se defineşte noţiunea de **şir complet**.

  - **Şirul complet** este şirul care are lungimea egală cu `Lungime_Max`, adică egală cu **dimensiunea** tabloului definit spre a-l implementa.

  - Şirurile implementate în acest mod **nu** pot depăşi această lungime, motiv pentru care în acest context operează operatorul boolean ***ŞirComplet***.

- În accepţiunea modelului anterior prezentat, în continuare se prezintă o implementare a operatorilor primitivi [4.2.1.b,c,d,e] varianta C.

```
/*Exemplu de implementare a TDA Sir utilizând tablouri*/

void creaza_sir_vid(tip_sir* s)                /*[4.2.1.b]*/
  {
    s->lungime= 0;                  /*performanţa O(1)*/
  } /*creaza_sir_vid*/
-------------------------------------------------------------
int lung_sir(tip_sir* s)                       /*[4.2.1.c]*/
  {
    int lung_sir_result;            /*performanţa O(1)*/
    lung_sir_result=s->lungime;
    return lung_sir_result;
  } /*lung_sir*/
-------------------------------------------------------------
char furnizeaza_car(tip_sir s,tip_indice poz)
  {                                            /*[4.2.1.d]*/
    char furnizeaza_car_result;
    if ((poz<1)||(poz>s.lungime))
        {
          /*eroare(poziţie incorectă);*/
          furnizeaza_car_result='/0'; /*caracterul vid*/
        }
      Else                          /*performanţa O(1)*/
        furnizeaza_car_result=s.sir[poz-1];
```

```
    return furnizeaza_car_result;
  } /*furnizeaza_car*/
-------------------------------------------------------------
void adauga_car_sir(tipsir* s, char c)      /*[4.2.1.e]*/
  {
    if (s->lungime==lungime_max) ;
       /*eroare(se depaşeşte lungimea maximă a şirului)*/
      else
        {                              /*performanţa O(1)*/
          s->lungime=s->lungime+1;
          s->sir[s->lungime-1]=c;
        }
  } /*adauga_car_sir*/
-------------------------------------------------------------
```

- Se observă că toate aceste operaţii rulează în O*(1)* unităţi de timp indiferent de lungimea şirului.

- Procedurile ***CopiazăSubŞir***, ***ConcatŞir***, ***ŞtergeŞir*** şi ***InsereazaŞir*** se execută într-un interval de timp liniar O*(n)*, unde *n* este după caz lungimea subşirului sau a şirului de caractere.

  - Spre **exemplu** procedura ***CopiazăSubşir***`(u,s,poz,lung)` returnează în `u` subşirul din `s` având `lung` caractere începând cu poziţia `poz`.

  - Accesul la elementele subşirului se realizează direct `(s.şir[poz], s.şir[poz+1],...,s.şir[poz+lung-1])`, astfel încât consumul de timp al execuţiei este dominat de mutarea caracterelor [4.2.1.f].

```
-------------------------------------------------------------
/*Implementarea operatorului CopiazăSubşir*/

void copiaza_subsir(tip_sir* u, tip_sir* s, int poz, int
                    lung)
 /*copiază un subşir din s, de la poziţia poz, de lungime
   lung în şirul u*/
{                                           /*[4.2.1.f]*/
  int index_sursa,index_copiere;

  if ((poz<1)||(poz>s->lungime))
      u->lungime=0;
    else                               /*performanţa O(n)*/
      {
        index_sursa=poz-1;
        index_copiere=0;
        while ((index_sursa<s->lungime) &&
                  (index_copiere<lung))
          {
            index_sursa=index_sursa+1;
            index_copiere=index_copiere+1;
            u->sir[index_copiere-1]=s->sir[index_sursa-1];
          } /*while*/
        u->lungime=index_copiere;
      } /*else*/
```

```
}/*copiaza_subsir*/
```

- Se observă faptul că în interiorul buclei **WHILE** există 3 atribuiri, care pentru o lungime `lung` a sub şirului determină `3*lung + 3` atribuiri.
- Se observă de asemenea că procedura `CopiazăSubşir` este liniară în raport cu lungimea `lung` a subşirului.

- Un alt exemplu îl reprezintă implementarea funcţiei `PoziţieSubşir` [4.2.1.g].
- Procedura de lucru a operatorului ***pozitie_subsir*** este următoarea:
  - Se compară şirul original `s` cu şirul model căutat `sub` poziţie cu poziţie, până la determinarea primei neconcordanţe. Simultan se memorează in `mark` punctul de start în şirul `s` al comparaţiei curente. Dacă s-a găsit coincidenţa între `s` şi `sub` se returnează poziţia lui `sub` în `s` (începutul coincidenţei, adică valoarea lui `mark`). Dacă nu s-a găsit o coincidenţă, `sub` avansează în `s` cu o poziţie (`mark=mark+1`) şi procesul se reia până la găsirea unei coincidenţe, sau până când în şirul original `s` nu mai există suficiente caractere pentru lungimea modelului `sub`. Căutarea nereuşită returnează valoarea `-1`.

```
/*Implementarea operatorului PoziţieSubşir*/
                                                /*[4.2.1.g]*/
int pozitie_subsir(tip_sir* sub,tip_sir* s)
/*determină poziţia lui sub în cadrul şirului s (prima
apariţie) şi returnează poziţia găsită sau -1 în caz de
nereuşită*/

 {
   int mark;       /*index pentru punctul de start al unei
                       comparaţii*/
   int index_sub; /*index subşir*/
   int index_sir; /*index şir*/
   int poz;        /*poziţia lui sub în s*/
   boolean stop;  /*devine adevărat când elementele
                corespunzătoare din s şi sub nu sunt egale*/

   index_sir=0;
   poz=-1;         /*iniţializare valoare poz pe -1*/
   do {
     index_sub=0;
     mark= index_sir;
     stop=false;
     while((!stop)&&(index_sir<s->lungime)&&
               (index_sub<sub->lungime))
       if(s->sir[index_sir]==sub->sir[index_sub])
           {
             index_sir=index_sir+1;
             index_sub=index_sub+1;
           }
         else
           stop=true;  /*while*/
     if(index_sub>sub->lungime)
```

```
            poz=mark;  /*potrivire*/
        else
          index_sir=mark+1; /*nepotrivire => avans model*/
   } while(!(poz>0) ||
          (index_sir+sub->lungime-1>s->lungime)); /*do*/
   return poz;
 } /*pozitie_subsir*/
```

- Complexitatea functiei ***poziţie_subşir***`(sub,s)` este
  O(*sub.lungime* * *s.lungime*) unde `sub.lungime` este lungimea modelului iar `s.lungime` este lungimea şirului în care se face căutarea.
    - Există însă şi alte metode mult mai **performante** de căutare care fac obiectul unui paragraf ulterior.
- Unul dintre marele **avantaje** ale utilizării datelor abstracte este următorul:
    - În situaţia în care se găseşte un algoritm mai **performant** pentru o anumită operaţie, se poate foarte simplu înlocui o **implementare** cu alta fără a afecta restul programului în condiţiile păstrării nealterate a prototipului operatorului.

4.2.2. Tabele de şiruri

- Utilizarea tabloului în implementarea şirurilor are avantajul că operatorii sunt uşor de redactat, simplu de înţeles şi suficient de rapizi.
- Cu toate că acest mod de implementare este economic din punct de vedere al **timpului** de execuţie, el este ineficient din punctul de vedere al **spaţiului** utilizat.
    - Lungimea **maximă** a tabloului trebuie aleasă la dimensiunea **celui mai lung şir** preconizat a fi utilizat deşi în cea mai mare parte a cazurilor se utilizează şiruri mult mai **scurte**.
- O modalitate de a economisi spaţiul în dauna vitezei de lucru specifică implementării cu ajutorul tablourilor, este aceea de a utiliza următoarele structuri de date:
    - (1) Un **tablou** suficient de lung numit "**heap**" (grămadă) pentru a memora toate şirurile.
    - (2) O **tabelă** auxiliară de şiruri care păstrează evidenţa şirurilor în heap.
- Aceasta tehnică este utilizată în unele interpretere BASIC.
- În acest mod de implementare a şirurilor, un şir este reprezentat printr-o **intrare** în **tabela de şiruri** care conţine două valori (fig.4.2.2.a):
    - **Lungimea** şirului .
    - Un **indicator** în heap care precizează **începutul** şirului.
- Un exemplu de implementare în limbajul `C` apare în secvenţa [4.2.2.a].
- Se observă că această implementare presupune:
    - Variabilele globale `TabelaDeŞiruri`, `Heap`, `Disponibil` şi `NumărDeŞiruri`.

- Structurarea în forma unui articol cu câmpurile `lungime` şi `indicator` a elementelor tabelei de şiruri.

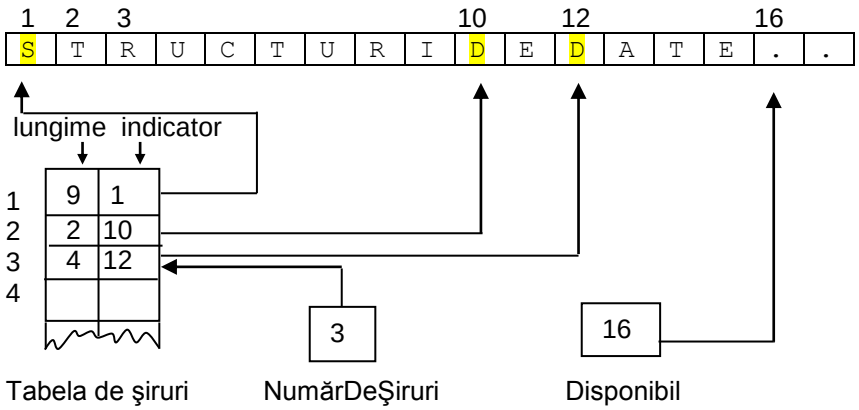


Fig. 4.2.2.a. Modelul tabelei de şiruri

```
-------------------------------------------------------------
/*Implementarea şirurilor utilizând tabele - structuri de
date*/
                                                  /*[4.2.2.a]*/
int Lungime_Heap = /*numărul maxim de caractere*/;
int Lungime_Tabela = /*numărul maxim de şiruri*/;

typedef struct element_tabela
     {
       int lungime;       /*lungimea şirului*/
       int indicator;     /*poziţie in heap*/
     } Element_Tabela;

typedef int Tip_Sir;

/*tabela de şiruri*/
element_tabela Tabela_De_Siruri[Lungime_Tabela];
char Heap[Lungime_Heap]; /*zona de şiruri (heap)*/
int  Disponibil;         /*prima locaţie liberă în heap*/
int  Numar_De_Siruri;    /*număr curent de şiruri*/
-------------------------------------------------------------
```

- În continuare se prezintă pentru exemplificare implementarea operatorului ***AdaugăCarŞir***.

  - Deoarece adăugarea unui caracter produce depăşirea şirului în cauză în dauna şirului următor din spaţiul de lucru, funcţia ***AdaugăCarŞir*** trebuie:

    - [1] Să creeze o nouă copie a şirului în zona disponibilă a heap-ului.
    - [2] Să recopieze şirul în noua locaţie.
    - [3] Să adauge noul caracter.

- [4] Să reactualizeze tabela de şiruri şi variabila `Disponibil` [4.2.2.b].

```
/*Implementarea operatorului AdaugăCarŞir - varianta pseudocod*/

PROCEDURE AdaugaCarSir(Tip_Sir s, char c)  /*[4.2.2.b]*/
   /*adaugă caracterul c la sfârşitul şirului s*/
   int i,lungimeVeche,indicatorVechi;

     daca((s<1)OR(s>Numar_De_Siruri))  /*performanţa O(n)*/
         *eroare(referinţă invalidă de şir);
       altfel
    [1] | lungimeVeche=Tabela_De_Siruri[s].lungime;
        | indicatorVechi=Tabela_De_Siruri[s].indicator;
        |
    [2] | pentru i=0 la lungimeVeche-1
        |   Heap[Disponibil+i]=Heap[indicatorVechi+i];
        |
    [3] | Heap[Disponibil+lungimeVeche]=c;  /*se adaugă c*/
        |
    [4] | Tabela_De_Siruri[s].indicator=Disponibil;
        | Tabela_De_Siruri[s].lungime=lungimeVeche+1;
        | Disponibil=Disponibil+lungimeVeche+1;
        | □ /*altfel*/
/*AdaugaCarSir*/
```

- Se observă că în această implementare ***AdaugăCarŞir*** necesită O*(n)* unităţi de timp pentru un şir de `n` caractere faţă de implementarea bazată pe tablouri care necesită un timp constant (O*(1)*).
  - Aceasta este tributul plătit facilităţii de a putea lucra cu şiruri de **lungime variabilă**.
  - De asemenea în urma creării noii copii a şirului supus operaţiei de adăugare, vechea instanţă a şirului rămâne în heap ocupând memorie în mod inutil.
- O altă problemă potenţială a acestei implementări este următoarea:
  - Se consideră o procedură care realizează **copierea** unui şir **sursă** într-un şir **destinaţie**.
  - În implementarea bazată pe **tabelă de şiruri** acest lucru se poate realiza simplu făcând ca şirului destinaţie să-i corespundă **acelaşi indicator** în `heap` ca şi şirului sursă.
  - Acest fenomen este cunoscut în programare sub denumirea de **supraîncărcare** ("**aliasing**"), adică două variabile diferite se referă la aceeaşi locaţie de memorie.
  - Dacă se cere însă **ştergerea** şirului sursă sau destinaţie se pot pierde ambele şiruri.
  - Această problemă poate fi ocolită printr-o implementare adecvată.

- Pentru rezolvarea **problemei supraîncărcării**, se poate proceda ca şi în cazul operatorului ***AdaugăCarŞir***, adică:
  - (1) Pentru şirul destinaţie se creează o **instanţă** începând cu prima locaţie disponibilă în `heap`.
  - (2) Se copiază sursa în noua locaţie.
  - (3) Se introduce referinţa care indică această locaţie, în tabela de şiruri în intrarea corespunzătoare şirului nou creat.

- De fapt, în anumite variante ale limbajului `BASIC`, această manieră de rezolvare a copierii stă la baza implementării instrucţiunii `LET`.

4.2.3. Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor

- Esenţa implementării **şirurilor** cu ajutorul pointerilor rezidă în reprezentarea acestora printr-o colecţie de **celule înlănţuite**.

- Fiecare **celulă** conţine [4.2.3.a]:
  - Un **caracter** (sau un grup de caractere într-o implementare mai elaborată).
  - Un **pointer** la celula următoare.

```
-------------------------------------------------------------
{Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor - structuri
de date - varianta PASCAL}

TYPE PointerCelula = ^Celula;                    {[4.2.3.a]}

     Celula = RECORD
       ch: char;
       urm: PointerCelula
     END;

     TipSir = RECORD
       lungime: integer;
       cap,coada: PointerCelula
     END;
-------------------------------------------------------------
/*Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor -
structuri de date - varianta C*/

typedef struct celula                          /*[4.2.3.a]*/
     {
       char ch;
       struct celula* urm;
     } celula;

typedef struct Tip_Sir
     {
       int lungime;
```

```
      celula* cap,coada;
    } Tip_Sir;
```

- Spre exemplu în fig. 4.2.3.a apare reprezentarea şirului `'DATE'` în această implementare,

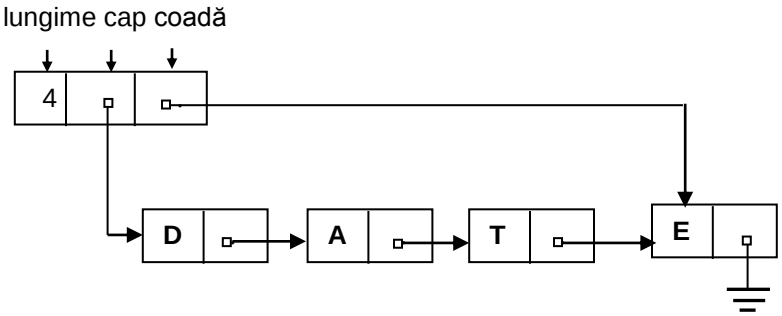


Fig. 4.2.3.a. Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor

- În secvenţele [4.2.3.b, c, d, e] apare implementarea unor operatori primitivi specifici.

```
{Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor}

PROCEDURE CreazaSirVid(VAR s: TipSir);          {[4.2.3.b]}
  BEGIN
    s.lungime:=0;
    s.cap:=nil;                              {performanţa O(1)}
    s.coada:=nil
  END; {CreazaSirVid}
```

```
FUNCTION LungSir(s: TipSir): integer;           {[4.2.3.c]}
  BEGIN
    LungSir:=s.lungime                       {performanţa O(1)}
  END; {LungSir}
```

```
FUNCTION FurnizeazaCarSir(s:TipSir; poz:integer): char;
  VAR contor: integer;
      p: PointerCelula;                          {[4.2.3.d]}
  BEGIN
    IF (poz<1)AND(poz>s.lungime) THEN
        BEGIN
          *eroare(index eronat)
          FurnizeazaCarSir:=chr(0) {caracterul nul}
        END
      ELSE                                   {performanţa O(n)}
        BEGIN
          p:=s.cap;
          {căutare secvenţială în şir}
          FOR contor:=1 TO poz-1 DO p:=p^.urm;
          FurnizeazaCarSir:=p^.ch
        END
```

```
  END; {FurnizeazaCarSir}
-----------------------------------------------------------
PROCEDURE AdaugaCarSir(var s:TipSir; c:char); {[4.2.3.e]}
  BEGIN
    IF s.lungime=0 THEN {primul caracter al şirului}
        BEGIN
          new(s.cap);
          s.cap^.ch:=c;
          s.cap^.urm:=nil;
          s.coada:=s.cap
        END
      ELSE                                  {performanţa O(1)}
        BEGIN
          new(s.coada^.urm);
          s.coada^.urm^.ch:=c;
          s.coada^.urm^.urm:=nil;
          s.coada:=s.coada^.urm
        END;{ELSE}
    s.lungime:=s.lungime+1
  END; {AdaugaCarSir}
-----------------------------------------------------------
```

- În ceea ce priveşte implementarea operaţiei de **copiere,** apar aceleaşi probleme legate de **supraîncărcare** care pot fi rezolvate într-o manieră asemănătoare prin generarea unui **şir nou destinaţie** identic cu sursa.

- Un astfel de operator ***Copiază***`(destinaţie,sursa)` poate fi utilizat cu succes în implementarea operaţiei ***ConcatŞir*** [4.2.3.f].

```
-----------------------------------------------------------
{Implementarea operatorului ConcatŞir utilizând operatorul
Copiază}

PROCEDURE ConcatSir(VAR u: TipSir; s: TipSir);  {[4.2.3.f]}
  VAR temp: TipSir;
  BEGIN
    IF u.lungime=0 THEN
         Copiaza(u,s)
      ELSE
        IF s.lungime<>0 THEN
          BEGIN
            CreazăŞirVid(temp);
            Copiaza(temp,s);
            {adaugă temp la sfârşitul lui u}
            u.coada^.urm:=temp.cap;
            u.coada:=temp.coada;
            u.lungime:=u.lungime+s.lungime
          END
  END; {ConcatSir}
-----------------------------------------------------------
```

- Acest mod de reprezentare a şirurilor are unele **avantaje**.
  - (1) Permite o mare **flexibilitate** în gestionarea şirurilor.
  - (2) Înlătură **dezavantajul** lungimii fixe.

- Principalele **dezavantaje** rezidă în:
    - (1) **Parcurgerea secvenţială** a şirului în vederea realizării accesului la o anumită poziţie.
    - (2) **Risipa** de spaţiu de memorie datorată prezenţei pointerului asociat fiecărui caracter al şirului.

4.2.4. Comparaţie între metodele de implementare a şirurilor

- După cum s-a văzut, se utilizează trei maniere de implementare a şirurilor:
    - Implementarea bazată pe **tablouri.**
    - Implementarea bazată pe **pointeri**.
    - Implementarea bazată pe **tabele** care reuneşte parţial caracteristicile structurilor anterioare.
- Din punctul de vedere al paragrafului de faţă prezintă interes **primele două metode**, caracteristicile celei de-a treia putând fi uşor deduse din acestea.
- **Diferenţele** marcante dintre cele două moduri de implementare a şirurilor şi anume prin **tablouri** şi **pointeri** îşi au de fapt originea în **caracterul fundamental** al **structurilor de date suport**. Astfel:
    - Şirul implementat ca **tablou** este o **structură de date statică** cu **acces direct**.
    - Şirul implementat prin **pointeri** este o **structură de date dinamică** cu **acces secvenţial**, de fapt o **listă înlănţuită**.
- Aceste caracteristici fundamental diferite influenţează într-o manieră **decisivă** atât **proprietăţile şirurilor** în fiecare din cele două moduri de reprezentare, cât şi **algoritmii** care implementează **operatorii specifici**.
- **Implementarea şirurilor cu ajutorul tablourilor** oferă următoarele avantaje**:**
    - Posibilitatea realizării **directe** a accesului la caractere.
    - Accesul la o poziţie precizată într-un şir este **imediat**, element care avantajează operaţiile ***CopiazăSubşir***, ***ŞtergeŞir***, ***InsereazăŞir***, ***FurnizeazăCarŞir***.
    - Algoritmii specifici pentru ***FurnizeazăCarŞir***, ***AdaugăCarŞir*** şi ***LungŞir*** sunt rapizi (O*(1)*).
    - Restul operatorilor în marea lor majoritate au performanţa O*(n)*.
    - Operatorul ***PoziţieSubşir*** în implementarea bazată pe **căutare directă** are performanţa $O(n*m)$ unde `n` este lungimea şirului iar `m` lungimea subşirului, (există pentru această reprezentare şi metode mai performante).
    - **Dezavantajele** acestui mod de implementare sunt:
        - **Dimensiunea fixă** (limitată) a şirurilor.

        - **Trunchierea** cauzată de inserţia într-un şir complet.
        - **Inserţia** şi **suprimarea** într-un şir presupun mişcări de elemente şi un consum de timp proporţional cu lungimea şirului.

- **Implementarea şirurilor cu ajutorul pointerilor:**
    - Se bucură de **flexibilitatea** specifică acestei implementări.
    - Este grevată de proprietăţile rezultate din **caracterul secvenţial** al reprezentării.
    - Faza de inserţie propriu-zisă şi suprimare din cadrul operatorilor ***`InsereazăŞir`*** şi ***`ŞtergeŞir`*** se realizează în O*(1)* unităţi de timp.
    - **Căutarea** poziţiei însă necesită practic O*(n)* unităţi de timp.
    - De fapt **căutarea secvenţială** a poziţiei este marele **dezavantaj** al acestei reprezentări care diminuează performanţa marii majorităţi a operatorilor.
    - Cu toate că în fiecare moment se consumă spaţiu de memorie numai pentru caracterele existente, totuşi **risipa de memorie** datorată pointerilor este mare.
    - Performanţa operatorilor ***`ConcatŞir`*** şi ***`AdaugăCarŞir`*** creşte în mod semnificativ dacă se utilizează pointerul "`coadă`".
    - Această implementare este indicat a fi utilizată atunci când:
        - Este foarte important ca şirurile să **nu** fie **trunchiate**.
        - Când se cunoaşte cu probabilitate redusă lungimea maximă a şirurilor.

- Admiţând trunchierea ca şi un rău necesar, marea majoritate a limbajelor de programare care definesc şi implementează în cadrul limbajului tipul `string` şi operatorii aferenţi utilizează implementarea şirurilor bazată pe **tablouri**.

4.3. Tehnici de căutare în şiruri

- Una din operaţiile cele mai frecvente care se executată asupra şirurilor este **căutarea**.
    - Întrucât **performanţa** acestei operaţii are o importanţă covârşitoare asupra marii majorităţi a prelucrărilor care se realizează într-un sistem de calcul, studiul **tehnicilor de căutare performante** reprezintă o **preocupare permanentă** a cercetătorilor în domeniul programării.

- În cadrul acestui paragraf vor fi trecute în revistă câteva dintre cele mai cunoscute **tehnici de căutare în şiruri de caractere**.

4.3.1. Căutarea tabelară (Table search)

- O căutare într-un tablou se numeşte şi **căutare tabelară** ("**table search**"), cu deosebire în situaţia în care cheile sunt la rândul lor **obiecte structurate** spre exemplu **tablouri de numere** sau de **caractere**.

- Cazul mai des întâlnit este acela în care cheile tablourilor sunt **şiruri de caractere** sau **cuvinte**.

- În continuare, pentru obiectivele acestui paragraf, se definesc pentru o **structură şir,** în termeni de logica predicatelor, **relaţia de coincidenţă** respectiv **relaţia de ordonare** (lexicografică) a două şiruri x şi y după cum urmează [4.3.1.a,b,c]:

/*Definirea tipului şir*/

```
typedef  char tip_sir[m];                    /*[4.3.1.a]*/
```

{Definirea relaţiei de egalitate a două şiruri (coincidenţa)}

$(x=y) <= (\mathbf{A}_j : 0 \le j < m : x_j = y_j)$ {[4.3.1.b]}

{Definirea relaţiei de ordonare a două şiruri}

$(x<y) <= \mathbf{E}_i : 0 \le i < m : ((\mathbf{A}_j : 0 \le j < i : x_j = y_j) \,\&\, (x_i < y_i))$ {[4.3.1.c]}

$(x>y) <= \mathbf{E}_i : 0 \le i < m : ((\mathbf{A}_j : 0 \le j < i : x_j = y_j) \,\&\, (x_i > y_i))$

- Pentru a stabili **coincidenţa**, este necesară stabilirea **egalităţii tuturor caracterelor** corespunzătoare din şirurile comparate.

  - Presupunând că lungimea şirurilor este mică, (spre exemplu mai mică decât 30), în acest scop se poate utiliza **căutarea liniară**.

- În cele mai multe aplicaţii se lucrează cu şiruri de **lungime variabilă**, asociindu-se fiecărui şir o **informaţie suplimentară** referitoare la **lungimea** sa.

  - Utilizând tipul şir anterior definit, lungimea **nu** poate depăşi valoarea maximă m.

  - Deşi este limitativă, această schemă permite suficientă **flexibilitate** evitând alocarea dinamică a memoriei.

- Sunt utilizate în mod frecvent **două moduri de reprezentare a lungimii şirurilor**:

  - (1) Lungimea este specificată **implicit**, plasând pe ultima poziţie a şirului (după ultimul caracter) un caracter prestabilit (**marker**) - de exemplu caracterul având codul 0 (CHR(0)).

    - Pentru aplicaţiile ce urmează este important ca marker-ul să fie cel mai **mic** caracter al setului de caractere.

    - În limbajul C este chiar codul cu valoarea zero.

  - (2) Lungimea şirului este memorată în mod **explicit** ca şi **prim element** al tabloului.

    - Astfel un şir are forma $s=s_0, s_1, s_2, \ldots, s_{n-1}$ unde $s_1, \ldots, s_{n-1}$ sunt caracterele şirului iar s_0 memorează **lungimea şirului de caractere**.

- **Avantajul** acestei soluţii: lungimea şirului este direct disponibilă.
- **Dezavantajul**: lungimea este limitată la valoarea maximă reprezentabilă pe unitatea de informaţie alocată unui caracter, de regulă un octet (255).

- În continuare, pentru precizarea **lungimii unui şir** se va utiliza modalitatea (1), respectiv cea bazată pe caracterul **marker,** definit drept caracterul al cărui cod are valoarea 0.

- În aceste condiţii, **compararea** a două şiruri va lua forma [4.3.1.d]:

```
-------------------------------------------------------------
{Compararea liniară a două şiruri}

tip_sir x,y;                                        {[4.3.1.d]}

    i=0;                                  {performanţa O(n)}
    while((x[i]=y[i])AND(x[i]<>chr(0))) i=i+1;
-------------------------------------------------------------
```

- Caracterul corespunzător codului 0 acţionează ca şi **fanion**.

- **Invariantul** buclei, adică condiţia a cărei îndeplinire determină reluarea buclei (ciclului), este [4.3.1.e], iar **condiţia** de **terminare** [4.3.1.f]:

```
-------------------------------------------------------------
{Invariantul buclei de comparare}

  Aj:0≤j≤i:xj=yj≠chr(0)                              {[4.3.1.e]}
-------------------------------------------------------------
{Condiţia de terminare a buclei de comparare}

((xi ≠yi)OR(xi=yi=chr(0)))&(Aj:0≤j<i:xj=yj ≠chr(0)){[4.3.1.f]}
-------------------------------------------------------------
```

- **Condiţia de terminare a buclei de comparare** stabileşte:
  - (1) **Coincidenţa** celor două şiruri `x=y` **dacă** la terminarea buclei $x_i=y_i=chr(0)$.
  - (2) **Inegalitatea** celor două şiruri `x<y (x>y)` **dacă** la terminarea buclei $x_i<y_i$ $(x_i>y_i)$.
- Se face precizarea că inegalitatea $x_i<y_i$ poate apare şi în situaţia în care `x` **coincide** cu `y` dar `x` e mai **scurt** decât `y`.
  - În acest caz se obţine $x_i \neq y_i$ dar $x_i=chr(0)$ (s-a ajuns la sfârşitul şirului `x`).
  - Întrucât în această situaţie x_i este cel mai mic caracter, aceasta echivalează cu $x_i<y_i$, deci `x<y`, ceea ce este corect, inclusiv din punctul de vedere al **ordonării lexicografice**.
- În acest context, **căutarea tabelară** este de fapt o **căutare încuibată** care constă:
  - (1) Dintr-o parcurgere a intrărilor unei tabele de şiruri.

- (2) Dintr-o secvenţă de comparaţii între componentele individuale ale şirului curent şi cele ale şirului căutat, realizată în cadrul fiecărei intrări.

- Se consideră următoarele structuri de date [4.3.1.g], unde `T` este tabela de şiruri iar `x: TipSir`, argumentul căutat.

```
-------------------------------------------------------------
/*Căutarea tabelară - structuri de date*/
                                                /*[4.3.1.g]*/
int n = /*numărul de şiruri din tabela de şiruri*/;
int m = /*numărul maxim de caractere dintr-un şir*/;
/*sfârşitul unui şir se marchează cu chr(0)*/

/*definire tip şir*/
typedef char Tip_Sir[m];
/*definire tabela de şiruri*/
typedef Tip_Sir  Tip_Tabela[n];

Tip_Tabela T;  /*instanţiere tabelă de şiruri*/
Tip_Sir  x;    /*instanţiere şir de căutat*/
-------------------------------------------------------------
```

- Presupunând că `n` este suficient de mare şi că **tabela** este **ordonată alfabetic**, se poate utiliza **căutarea binară**.

- Utilizând algoritmul **căutării binare** şi **compararea a două şiruri**, se poate redacta următoarea variantă de **căutare tabelară** [4.3.1.h].

```
-------------------------------------------------------------
/*Căutarea tabelară - varianta pseudocod*/

boolean CautareTabelara(Tip_Tabela T, Tip_Sir x, int * poz)

    int i,S,D,mijloc;                          /*[4.3.1.h]*/
    S=0; D=n;
    cat timp(S<D) /*căutare binară*/
      |mijloc= (S+D)div2; i=0;
      |cat timp((T[mijloc,i]=x[i])AND(x[i]<>chr(0)))  i=i+1;
      |daca(T[mijloc,i]<x[i]) S=mijloc+1;
      |  else D=mijloc;
      |□ /*cât timp*/
    if(D<n)  /*comparaţia finală de şiruri*/
      |i= 0;
      |cat timp((T[D,i]=x[i])AND(x[i]<>chr(0)))
      |  i=i+1;
      |□ /*dacă*/
    *poz= D;
    return((D<n)AND(T[D,i]=x[i]))
 /*CautareTabelara*/
-------------------------------------------------------------
```

- Funcţia ***CautareTabelară*** primeşte ca parametri de intrare tabela `T` şi sirul de cautat `x` şi returnează **`true`** respectiv **`false`** după cum căutarea este **reuşită** sau **nu**.

- În cazul unei **căutări reuşite**, în variabila de ieşire `poz` se returnează intrarea corespunzătoare din tabelă.

- În cazul unei **căutări nereuşite** variabila de ieşire `poz` returnează o valoare nedeterminată.

4.3.2. Căutarea de şiruri directă

- O manieră frecvent întâlnită de căutare este aşa numita **căutare de şiruri directă** ("**string search**").
- **Specificarea problemei**:
  - Se dă un tablou `s` de `n` caractere şi un tablou `p` de `m` caractere, unde `0<m<n` declarate ca în secvenţa [4.3.2.a].
  - **Căutarea de şiruri directă** are drept scop stabilirea **primei apariţii** a lui `p` în `s`.

```
-------------------------------------------------------------
/*Căutarea de şiruri directă – structuri de date*/

typedef unsigned int char;                  /*[4.3.2.a]*/
char s[n];     /*şir original (text)*/
char p[m];     /*şir model de căutat (pattern)*/
-------------------------------------------------------------
```

- De regulă, `s` poate fi privit ca un **text**, iar `p` ca un cuvânt **model** ("pattern") a cărui **primă apariţie** se caută în textul `s`.
  - Aceasta este o **operaţie fundamentală** în toate sistemele de prelucrare a textelor şi în acest sens este de mare interes găsirea unor algoritmi cât mai eficienţi.
- Cea mai **simplă** metodă de căutare este aşa numita **căutare de şiruri directă** ("**string search**").
- **Rezultatul** unei astfel de căutări este un indice `i` care precizează apariţia unei **coincidenţe** de lungime `j` caractere între model şi şir.
  - Acest lucru este formalizat de **predicatul** **`P(i,j)`** [4.3.2.b].

```
-------------------------------------------------------------
   P(i,j)= Ak:0≤k<j:si+k=pk                          [4.3.2.b]
-------------------------------------------------------------
```

- **Predicatul** **`P(i,j)`** precizează faptul că există o **coincidenţă** între:
  - Şirul `s` (începând cu indicele `i`).
  - Şirul `p` (începând cu indicele `0`).
  - Coincidenţa se extinde pe o lungime de `j` caractere (fig. 4.3.2.a).

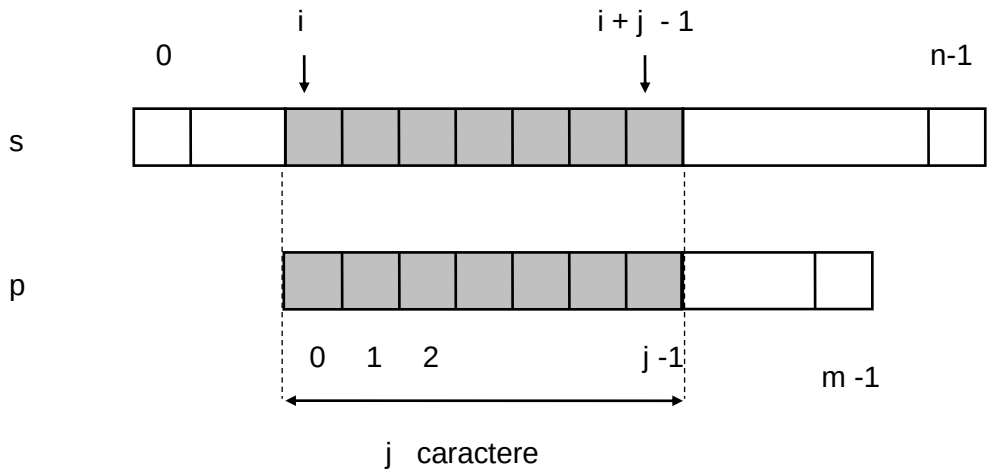


Fig.4.3.2.a. Reprezentarea grafică a predicatului **P**(i,j)

- Este evident că indexul i care rezultă din **căutarea directă de şiruri** trebuie să satisfacă predicatul **P**(i,m).

- Această condiţie **nu** este însă **suficientă**.

  - Deoarece căutarea trebuie să furnizeze **prima apariţie** a modelului, **P**(k,m) trebuie să fie fals pentru toţi $k < i$.

- Se notează această condiţie cu **Q**(i) [4.3.2.c].

$$\mathbf{Q}(i) = \mathbf{A}_k : 0 \le k < i : \sim \mathbf{P}(k,m) \qquad [4.3.2.c]$$

- Specificarea problemei sugerează implementarea **căutării directe de şiruri** ca şi o iteraţie de comparaţii redactată în **termenii predicatelor Q** respectiv **P**.

  - Astfel implementarea lui **Q**(i) conduce la secvenţa [4.3.2.d]:

```
{Căutarea de şiruri directă – Implementare a predicatului Q(i)}

 i=-1;                                              /*[4.3.2.d]*/
|repeta
 | i=i+1;
 | gasit=P(i,m)
|pana cand (gasit OR (i=n-m))
 □ /*repeta*/
```

- Calculul lui **P** rezultă în continuare ca şi o iteraţie de comparaţii de caractere individuale.

- Rafinarea secvenţei anterioare conduce de fapt la **implementarea căutării de şiruri directe** ca o repetiţie într-o altă repetiţie [4.3.2.e].

```
-------------------------------------------------------------
/*Implementarea căutării de şiruri directe - varianta C*/

boolean cautare_directa(int* poz)          /*[4.3.2.e]*/
  {
     int i;   /*i parcurge caracterele din şir*/
     int j;   /*j parcurge caracterele din model*/

     i=-1;
     do {
       i=i+1; j=0;    /*Q(i)*/
       while ((j<m)&&(s[i+j]==p[j]))
           j=j+1;     /*P(i,m)*/
     } while (!((j==m)||(i==n-m)));
     *poz=i;
     return (j==m);
  } /*cautare_directa*/
-------------------------------------------------------------
```

- Termenul `j=m` din condiţia de terminare, corespunde lui **găsit** deoarece el implică **`P`**`(i,m)`.
- Termenul `i=n-m` implică **`Q`**`(n-m)`, deci **non existenţa** vreunei coincidenţe în cadrul şirului.

4.3.2.1 Analiza căutării de şiruri directe

- Algoritmul lucrează destul de **eficient** dacă se presupune că **nepotrivirea** în procesul de căutare apare după cel mult câteva comparaţii în cadrul buclei interioare.
  - Astfel pentru un set de 128 de caractere se poate presupune că nepotrivirea apare după inspectarea a 1 sau 2 caractere.
- Cu toate acestea în **cazul cel mai nefavorabil**, degradarea performanţei este îngrijorătoare. Astfel dacă spre exemplu:
  - Şirul `s` este format din `n-1` caractere 'A' urmate de un singur 'B'.
  - Modelul constă din `m-1` caractere 'A' urmate de un 'B'.
  - În acest caz este necesar un număr de comparaţii de ordinul `n * m` pentru a găsi coincidenţa la sfârşitul şirului.
- Din fericire există metode care îmbunătăţesc radical comportarea algoritmului în această situaţie.
- Tehnicile de căutare care sunt prezentate în continuare materializează acest deziderat.

4.3.3. Căutarea de şiruri Knuth-Morris-Pratt

- În anul 1970 Knuth, Morris şi Pratt au inventat un algoritm de căutare în şiruri de caractere care necesită un **număr de comparaţii** de ordinul `n` chiar în cel mai **defavorabil** caz.

- Noul algoritm se bazează pe **observaţia** că avansul modelului în cadrul şirului cu o **singură** poziţie la întâlnirea unei nepotriviri, aşa cum se realizează în cazul **căutării directe**, pe lângă o eficienţă scăzută, conduce la **pierderea** unor informaţii utile.

- Astfel după o **potrivire parţială** a modelului cu şirul:

  - Întrucât se cunoaşte **parţial** şirul (până în punctul baleat);

  - Dacă avem cunoştinţe **apriorice** asupra modelului obţinute prin **precompilare;**

  - Le putem folosi pentru **a avansa mai rapid** în şir în procesul de căutare.

- Acest lucru este pus în evidenţă de **exemplul** următor în care:

  - Se caută modelul `MARGINE` în textul sursă dat.

  - Caracterele care se compară sunt cele subliniate.

  - După fiecare nepotrivire, modelul este deplasat de-a lungul **întregului** drum parcurs întrucât deplasări mai scurte **nu** ar putea conduce la o potrivire totală [4.3.3.a].

```
-------------------------------------------------------------
MAREA MARMARA SE MARGINESTE...
MARGINE
   MARGINE                                          [4.3.3.a]
    MARGINE
     MARGINE
      MARGINE
        MARGINE
           MARGINE
                    . . .
                  MARGINE
-------------------------------------------------------------
```

- Utilizând predicatele **`P`** şi **`Q`**, **algoritmul KMP** poate fi formulat astfel [4.3.2.b]:

```
-------------------------------------------------------------
/*Căutarea de şiruri Knuth-Morris-Pratt*/

  i=0; j=0;                                    /*[4.3.3.b]*/
  cat timp((j<m)AND(i<n))
   |/*Q(i-j)&& P(i-j,j)*/
   |cat timp((j>=0)AND(s[i]<>p[j]))   j=d; /*deplasare*/
   |i=i+1; j=j+1
   □ /*cat timp*/
-------------------------------------------------------------
```

- Formularea algoritmului este **aproape** completă, cu excepţia factorului `d` care precizează **valoarea deplasării**.

- Se subliniază faptul că în continuare **`Q`**`(i-j)` şi **`P`**`(i-j,j)` sunt **invarianţii globali** ai procesului de căutare, la care se adaugă relaţiile `0<i<n` şi `0<j<m`.

- Este important de subliniat faptul că, din raţiuni de claritate, predicatul **`P`** va fi uşor modificat: de aici înainte **nu** `i` va fi indicele care precizează **poziţia primului caracter** al modelului în şir **ci** valoarea `i-j`.

    - Indicele `i` precizează **poziţia la care a ajuns** procesul de căutare în şirul `s`. (fig.4.3.3.a].

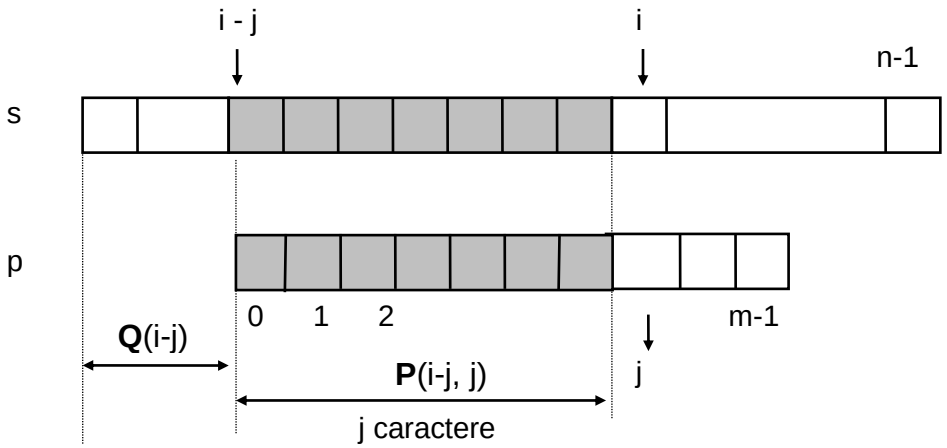


Fig. 4.3.3.a. Reprezentarea predicatelor **`P`** şi **`Q`** în contextul căutării KMP

- Dacă algoritmul se termină deoarece `j=m,` termenul **`P`**`(i-j,j)` al invariantului devine **`P`**`(i-m,m)`, ceea ce conform relaţiei care-l defineşte pe **`P`** indică **o potrivire** între şir şi model, începând de la poziţia `i-m` a şirului pe întreaga lungime `m` a modelului.

- Dacă la terminare `i=n` şi `j<m`, invariantul **`Q`**`(i)` implică **absenţa** vreunei potriviri.

- În vederea determinării valorii lui `d` trebuie lămurit rolul atribuirii `j= d`.

- Considerând prin **definiţie** că `d<j` atunci atribuirea `j=d` reprezintă o **deplasare** a **modelului** în cadrul şirului, spre **dreapta,** cu `j-d` **poziţii**.

    - Pentru a înţelege acest lucru trebuie remarcat faptul că **indicii** `i` şi `j` sunt **întotdeauna aliniaţi** în procesul de căutare.

    - Este evident că este de dorit ca deplasarea să fie cât mai **lungă** şi în consecinţă `d` cât mai **mic** posibil.

- Pentru a determina valoarea lui `d` se prezintă două exemple.

- **Exemplul 4.3.3.a.** Se consideră situaţia din figura 4.3.3.b.

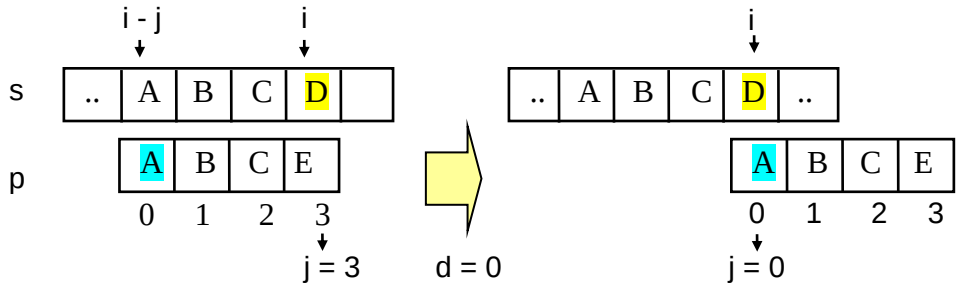


Fig. 4.3.3.b. Deplasarea modelului în cadrul şirului `s`. Cazul 1.

- Se observă că deplasarea se poate face peste 3 poziţii întrucât nu mai pot apare alte potriviri. În aceste condiţii `d=0`, iar atribuirea `j=d` produce deplasarea cu `j-d = 3` poziţii.

- **Exemplul 4.3.3.b.** Se consideră situaţia din figura 4.3.3.c.

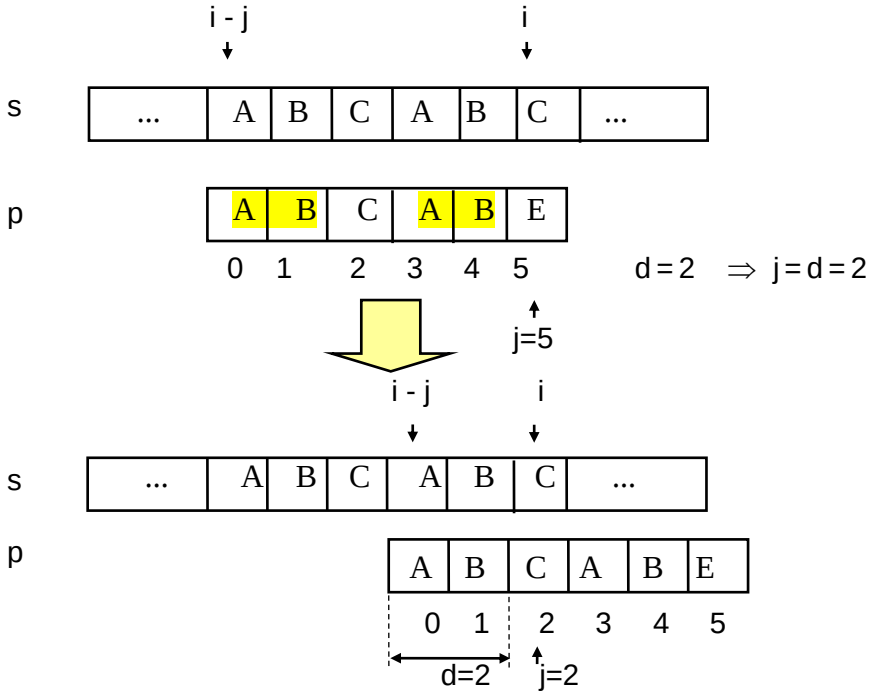


Fig. 4.3.3.c. Deplasarea modelului în cadrul şirului `s`. Cazul 2.

- În această situaţie deplasarea **nu** se poate face peste toată lungimea modelului întrucât mai există o posibilitate de potrivire începând de la `i-2`.

- Acest lucru se întâmplă întrucât în cadrul modelului există 2 **subsecvenţe identice** `'AB'` de lungime 2.
- Se notează cu `d` lungimea acestei subsecvenţe.

- După cum se observă din figura 4.3.3.c, deplasarea modelului la dreapta se poate face **numai** peste `j-d` (`5-2=3`) poziţii deoarece **primele** `d` poziţii ale modelului **coincid** cu `d` poziţii ale modelului care preced nepotrivirea (indicele `j`) şi implicit cu cele `d` caractere ale textului, care **preced** indicele `i` (care indică neconcordanţa).

- În **concluzie**:
  - **Iniţial** există o potrivire între şirul `s` şi modelul `p` începând de la poziţia `i-j` pe lungime `j` adică este valabil invariantul **`P`**`(i-j,j)`**`& Q`**`(i-j).`
  - **După** efectuarea deplasării avem din nou o potrivire la `i-d` de lungime `d` adică este valabil invariantul **`P`**`(i-d,d)`**`& Q`**`(i-d).`

- Această situaţie rezultă din observaţia că **în model** există **două subsecvenţe identice** de lungime `d` una la începutul modelului alta de la poziţia `j-d` la `j-1`.
  - **Formal** acest lucru este precizat de relaţia [4.3.3.c].

$$p_0 \ldots p_{d-1} = p_{j-d} \ldots p_{j-1} \qquad [4.3.3.c]$$

- Pentru ca lucrurile să se desfăşoare **corect** este necesar ca lungimea lui `d` să fie **maximă**, adică să avem **cea mai lungă subsecvenţă** care îndeplineşte condiţiile precizate.
  - **Rezultatul esenţial** este acela că **valoarea** lui `d` este determinată **exclusiv** de **structura modelului** şi **nu** depinde de textul propriu-zis.

- Din cele expuse rezultă că pentru a-l determina pe `d` se poate utiliza următorul **algoritm**:
  - Pentru fiecare poziţie `j` din cadrul modelului.
  - Se caută în model cel mai mare `d`, adică cea mai lungă secvenţă de caractere a modelului care precede imediat poziţia `j` şi care se potriveşte ca un număr egal de caractere de la începutul modelului.
    - Se notează valoarea `d` pentru un anumit `j` cu d_j.
  - Întrucât valorile d_j depind **numai** şi **numai** de **model**, **înaintea** căutării propriu-zise poate fi construit un **tablou** `d` cu aceste valori, printr-un proces de **precompilare a modelului**.
  - Desigur acest efort merită să fie depus dacă $m \ll n$.

- În continuare se prezintă trei **situaţii particulare** de determinare a valorii deplasamentului `d`.

- **Exemplul 4.3.3.c.** Se consideră situaţia din figura 4.3.3.d.

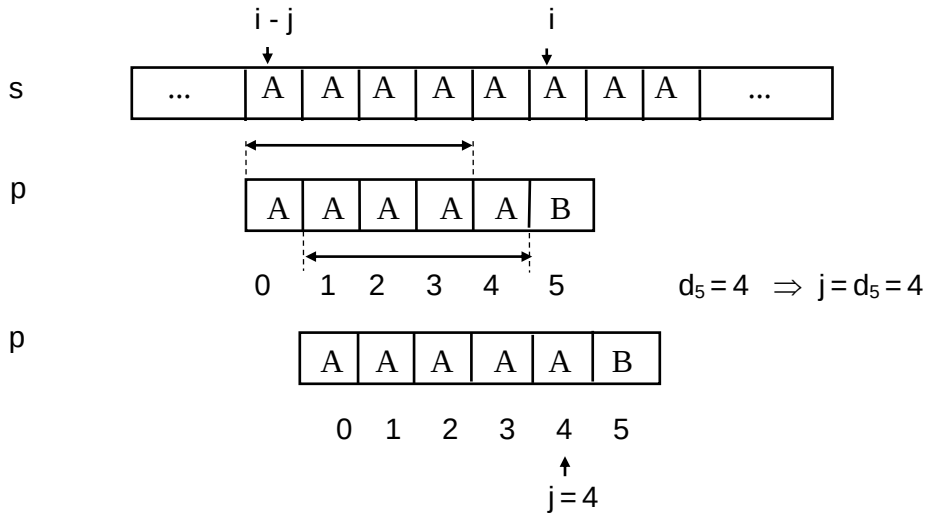


Fig. 4.3.3.d. Determinarea deplasamentului `d` . Cazul 1.

- **Exemplul 4.3.3.d.** Se consideră situaţia din figura 4.3.3.e.

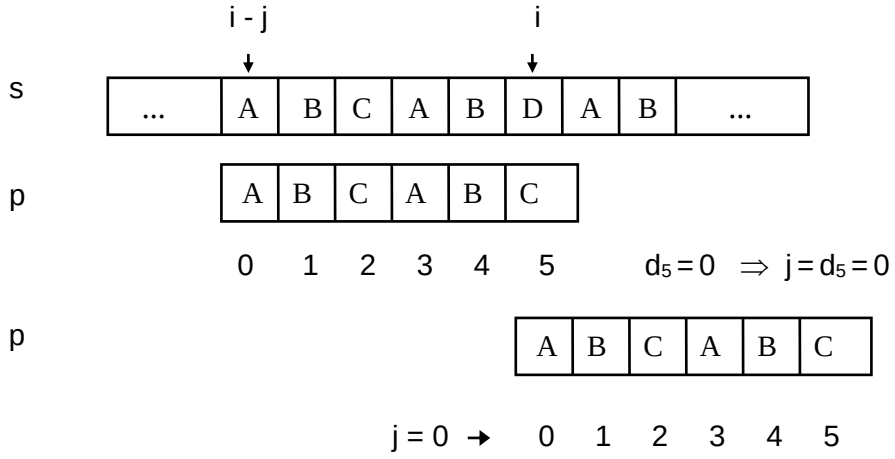
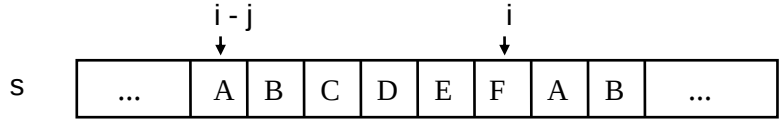


Fig. 4.3.3.e. Determinarea deplasamentului `d`. Cazul 2.

- **Exemplul 4.3.3.e.** Se consideră situaţia din figura 4.3.3.f.



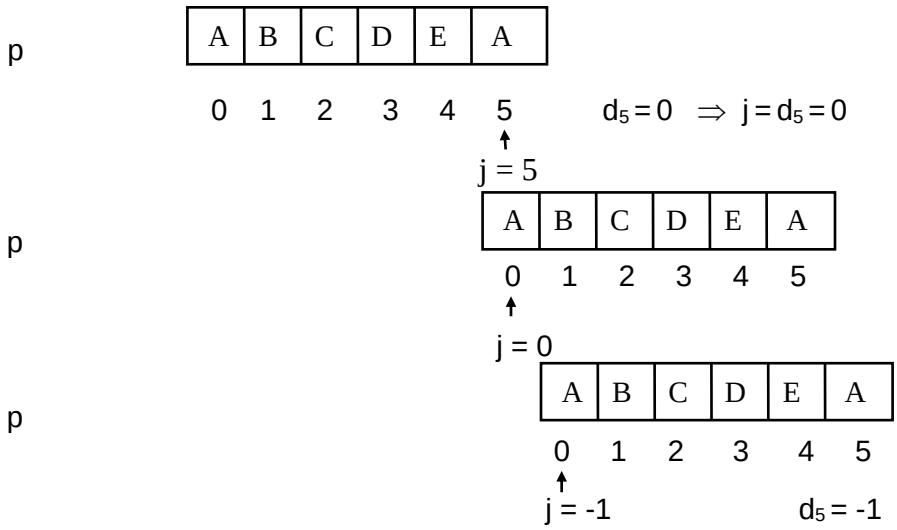


Fig. 4.3.3.f. Determinarea deplasamentului `d`. Cazul 3.

- Ultimul exemplu sugerează că se poate merge mai departe cu deplasările şi că în loc să se realizeze deplasarea peste 5 poziţii, în această situaţie se poate face peste întregul model, deci $d_5 = -1$ iar deplasarea se face peste $5 - (-1) = 6$ poziţii.
    - Acest lucru este posibil deoarece **primul** caracter al modelului este **identic** cu **ultimul** său caracter şi **diferit** de caracterul `i` al şirului.
    - Întrucât s-a constatat **necoincidenţa** pentru ultimul caracter al modelului, rezultă că **nu** poate exista o coincidenţă nici în cazul primului caracter al acestuia (identic cu ultimul), deci deplasarea se poate realiza inclusiv **peste** acesta.
- În aceste condiţii, calculul lui d_j care presupune căutarea celor mai lungi secvenţe care se potrivesc în baza relaţiei [4.3.3.c], poate fi completat după cum urmează.
    - Dacă se constată că $d_j=0$ şi $p_0=p_j$, atunci se poate face $d_j= -1$ indicând **deplasarea integrală** a modelului faţă de poziţia sa curentă în cadrul şirului `s`.
- În figura 4.3.3.g. apare un **tablou demonstrativ** în care pentru mai multe şiruri model `p` se precizează structura tabloului `d` asociat adică valorile d_j corespunzătoare caracterelor modelului rezultate în urma precompilării.
- În stânga tabelului apare modelul `p` iar în dreapta tabelul `d` asociat.
- Programul care implementează **căutarea de şiruri Knuth-Morrison-Pratt** apare în secvenţa [4.3.3.d].

p							**d**						
0	1	2	3	4	5	6	0	1	2	3	4	5	6
A							-1						
A	A						-1	-1					

A	A	A	A	A	B		-1	-1	-1	-1	-1	4	
A	B	C	A	B	C		-1	0	0	-1	0	0	
A	B	C	A	B	C	D	-1	0	0	-1	0	0	3
A	B	C	A	B	D		-1	0	0	-1	0	2	
A	B	C	D	E	F		-1	0	0	0	0	0	
A	B	C	D	E	A		-1	0	0	0	0	-1	
M	A	R	G	I	N	E	-1	0	0	0	0	0	0

Fig. 4.3.3.g. Exemple de precompilare a unor modele

```
-------------------------------------------------------------
/*Căutarea de şiruri Knuth-Morrison-Pratt – pseudocod*/

int mmax=/*lungime maximă model*/;          /*[4.3.3.d]*/
int nmax=/*lungime maximă şir sursă*/;

int m             /*lungime model*/;
int n             /*lungime şir*/;
char   p[mmax];   /*model*/
char   s[nmax];   /*şir*/
int    d[mmax];   /*tabela de deplasări*/

boolean CautareKMP(int * poz)
     int i,j,k;

[1]  *citire şir în s          /*n = lungime curentă şir*/
[2]  *citire model în p        /*m = lungime curentă model*/
[3]  j=0; k=-1; d[0]=-1;       /*precompilare model*/
     cat timp(j<m-1)
      | cat timp((k>=0)AND(p[j]<>p[k])) k=d[k];
      |   j=j+1; k=k+1;
      |   daca(p[j]=p[k]) d[j]=d[k];
      |     altfel d[j]=k;
      | □ /*cât timp*/
[4]  i=0; j=0;                 /*căutare model*/
     cat timp((j<m)AND(i<n))
      | cat timp((j>=0)AND(s[i]<>p[j])) j=d[j];
      | j=j+1;
      | i=i+1;
      | □ /*cât timp*/
     *poz=i-m;
     return (j==m);
 /*CautareKMP*/
-------------------------------------------------------------
```

- Programul KMP constă din 4 părţi:
  - [1] Prima parte realizează **citirea şirului** `s` în care se face căutarea.
  - [2] A doua parte realizează **citirea modelului** `p`.

- [3] A treia parte **precompilează modelul** şi calculează valorile d_j.
- [4] Cea de-a patra parte **implementează căutarea** propriu-zisă.

- Se precizează că partea a treia a algoritmului (precompilarea modelului) fiind practic o căutare de şiruri, se implementează tot ca şi o **căutare KMP** utilizând porţiunea deja determinată a tabloului precompilat `d`.

4.3.3.1 Analiza căutării de şiruri Knuth-Morrison-Pratt

- Analiza exactă a performanţei căutării de şiruri Knuth-Morrison-Pratt este asemenea algoritmului, foarte sofisticată.

- Inventatorii demonstrează că **numărul** de **comparaţii** de caractere este de ordinul `n+m`.
  - Aceasta reprezintă o îmbunătăţire substanţială faţă de `m*n`.

- De asemenea se subliniază faptul că pointerul `i` care baleează şirul **nu** merge niciodată înapoi.
  - Acest lucru diferenţiază căutarea KMP de căutarea directă, unde după o potrivire parţială se reia căutarea cu modelul deplasat cu o poziţie, chiar dacă o parte din caracterele şirului au fost deja parcurse.
  - Acest avantaj permite aplicarea acestei metode şi în cazul unor **prelucrări secvenţiale**.

4.3.4. Căutarea de şiruri Boyer-Moore

- Metoda ingenioasă de căutare KMP conduce la beneficii **numai** dacă **nepotrivirea** dintre şir şi model a fost **precedată** de o **potrivire parţială** de o anumită lungime.
  - **Numai** în acest caz deplasarea modelului se realizează peste mai **mult** de o poziţie.

- Din păcate această situaţie în realitate este mai degrabă **excepţia** decât **regula**; potrivirile apar mult mai rar ca şi nepotrivirile.
  - În consecinţă, **beneficiile** acestei metode **sunt reduse** în marea majoritate a căutărilor normale de texte.

- Metoda de căutare inventată în 1975 de **R.S. Boyer** şi **J.S. Moore** îmbunătăţeşte performanţa atât pentru situaţia cea mai defavorabilă cât şi în general.

- Ideea de căutării este clasică: modelul avansează de-a lungul şirului şi se compară identitatea caracterelor corespunzătoare dintre model şi şir. În caz de nereuşită, modelul avansează de-a lungul şirului.

- **Căutarea BM**, după cum mai este numită, este bazată însă pe ideea **neobişnuită** de a începe compararea caracterelor între şir şi model de la **sfârşitul modelului** şi **nu** de la **începutul** acestuia.

- Ca şi în cazul metodei KMP, modelul este **precompilat** anterior într-un tablou `d`.

- **Precompilarea** presupune următorii paşi:

  - (1) Pentru **fiecare caracter** `x` **care apare în model**, se notează cu d_x distanţa dintre **cea mai din dreapta apariţie** a lui `x` în cadrul modelului şi sfârşitul modelului (fig.4.3.4.a.).

  - (2) Valoarea d_x se trece în tabloul `d` în poziţia corespunzătoare caracterului `x`.

  - (3) Pentru toate celelalte caractere ale setului de caractere**, care nu apar în model** d_x se face egal cu **lungimea totală** a modelului.

  - (4) Pentru **ultimul caracter al modelului**, d_x se face de asemenea egal cu **lungimea totală** a modelului.

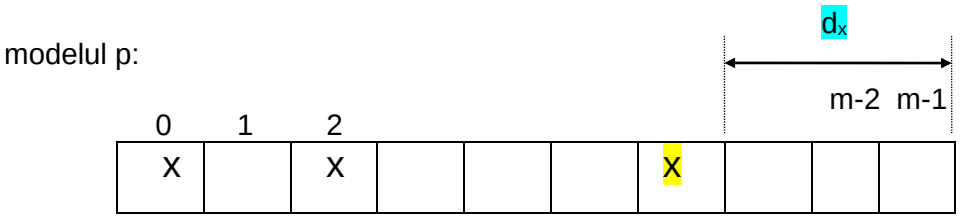


Fig. 4.3.4.a. Determinarea valorii d_x corespunzătoare caracterului `x` al modelului

- În continuare, se presupune că în procesul de **comparare de la dreapta la stânga** al **şirului** cu **modelul** a apărut o **nepotrivire** între caracterele corespunzătoare.

  - În această situaţie **modelul** poate fi imediat **deplasat spre dreapta** cu $d[p_{m-1}]$ poziţii, valoare care este de regulă mai mare ca 1.

  - Se precizează faptul că p_{m-1} este **caracterul din şirul baleat** `s`, corespunzător **ultimului caracter al modelului** la momentul considerat, **indiferent** de locul în care s-a constatat nepotrivirea (figura 4.3.4.b.).

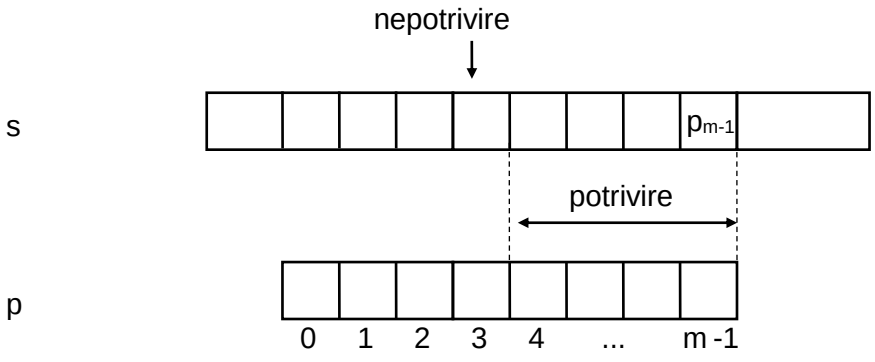
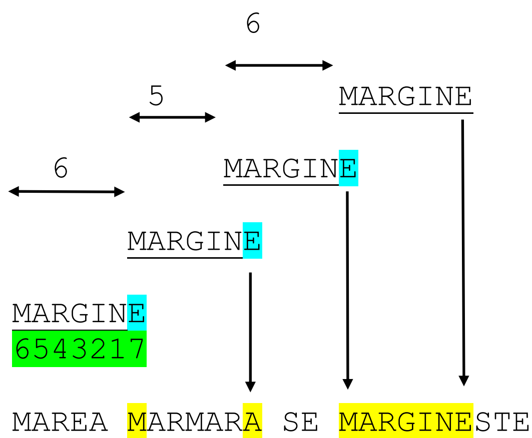


Fig. 4.3.4.b. Comparare şir-model pentru determinarea lui p_{m-1}

- Dacă caracterul p_{m-1} **nu** apare în model, deplasarea este mai mare şi anume cu întreaga lungime a modelului.

- Exemplul din secvenţa [4.3.4.a.] evidenţiază acest proces.



[4.3.4.a]

- Deoarece compararea individuală a caracterelor se realizează de la dreapta spre stânga, este mai **convenabilă** următoarea reformulare a predicatelor **P** şi **Q** [4.3.4.b].

$$P(i,j) = A_k: j \le k < m : s_{i-j+k} = p_k$$

$$Q(i) = A_k: 0 \le k < i : \sim P(k,0)$$

[4.3.4.b]

- Interpretarea grafică a a noii formulări a predicatului `P(i,j)` în cauză apare în figura 4.3.4.c.

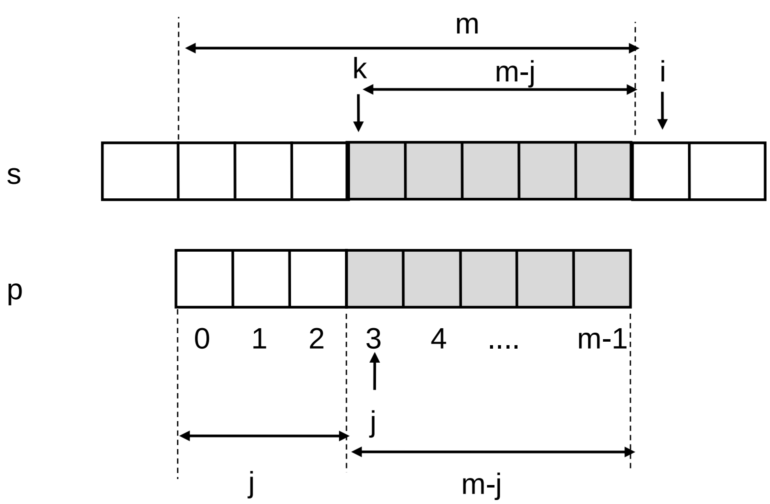


Fig. 4.3.4.c. Interpretarea predicatelor **P** şi **Q** în căutarea BM

- În această interpretare indicele `i` indică poziţia următoare celei de la care se demarează căutarea curentă (spre stânga).
- După cum se observă, există o **potrivire** începând de la `i` spre **stânga** cu ultimele `m-j` caractere ale modelului, adică începând de la sfârşitul modelului, până la poziţia `j` (spre stânga).
- Când `j=0` , avem o potrivire de la `i-m` cu `m-0` caractere, deci cu modelul integral (de la poziţia `0` a modelului).

- Aceste predicate sunt utilizate în formularea următoare a algoritmului BM [4.3.4.c]:

```
-------------------------------------------------------------
/*căutare Boyer-Moore - varianta C*/

  i=m; j=m;                                      /*[4.3.4.c]*/
  while((j>0)&&(i<n))
   {
     /*Q(i-m)*/
     j=m; k=i;
     /*comparare şir-model*/
     while((j>0)&&(s[k-1]==p[j-1]))
      {
        /*P(k-j,j)&&(k-j=i-m)*/
        k=k-1;
        j=j-1;
      } /*while*/
    if(j>0) i=i+d[s[i-1]];  /*deplasare model în şir*/
   } /*while*/
/*cautare Boyer-Moore*/
-------------------------------------------------------------
```

- Indicii implicaţi satisfac următoarele relaţii: `0<j<m`, `0<i` şi `k<n`.
  - **Terminarea** algoritmului cu `j=0` presupune că **`P`**`(k-j,j)` devine **`P`**`(k,0)` ceea ce indică o **potrivire** începând de la poziţia `k` din şir, spre dreapta, de `m` caractere, unde `k=i-m`.
  - **Terminarea** algoritmului cu `j>0` implică `i=n`.
    - În acest caz **`Q`**`(i-m)` devine **`Q`**`(n-m)` indicând **absenţa potrivirii**.

- Programul următor [4.3.4.d] implementează **strategia Boyer-Moore** într-un context similar căutării KMP.

```
-------------------------------------------------------------
/* Căutarea Boyer-Moore -varianta C */

typedef unsigned char boolean;              /*[4.3.4.c]*/
#define true           (1)
#define false          (0)

enum { mmax = 100      /*lungime maximă model*/,
       nmax = 200}     /*lungime maximă şir sursă*/;
int m;                 /*lungime model*/
```

```
int n;                  /*lungime şir*/;
char p[mmax];           /*model*/
char s[nmax];           /*şir*/
int d[256];             /*tabela de deplasări*/

boolean cautare_bm(int* poz)
  {
     int i,j,k;

     *citire sir;    /*n este lungimea curentă a şirului*/
     *citire model;  /*m este lungimea curentă a modelului*/
     /*iniţializare tabelă de deplasări*/
     for(i=0;i<=255;i++) d[i]=m;
     /*precompilare model, construcţie tabelă de deplasări*/
     for(j=0;j<=m-2;j++) d[p[j]]=m-j-1;
     /*căutare model*/
     i=m; j=m;
     while((j>0)&&(i<=n))
       {
         j=m;
         k=i;
         while((j>0)&&(s[k-1]==p[j-1]))
           {
             k=k-1;
             j=j-1;
           } /*while*/
         if(j>0) i=i+d[s[i-1]];
       } /*while*/
     *poz=i-m; /*poz=k*/
     return j==0;
  } /*cautare_bm*/
/*-------------------------------------------------------*/
```

4.3.4.1 Analiza căutării Boyer-Moore

- Autorii căutării BM, au demonstrat proprietatea remarcabilă că **în toate cazurile**, cu excepţia unora special construite, **numărul** de **comparaţii** este substanţial mai **redus** decât `n`.
    - În cazul cel mai **favorabil** când ultimul caracter al modelului nimereşte întotdeauna în şir peste un caracter diferit de cele ale modelului, **numărul** de **comparaţii** este `n/m`.
- Autorii indică anumite direcţii de **îmbunătăţire a performanţelor** algoritmului.
    - Una din ele este aceea de a **combina** strategia **BM** care realizează o deplasare substanţială în prezenţa unei nepotriviri cu strategia **KMP** care permite o deplasare mai substanţială după detecţia unei potriviri (parţiale).
    - Această metodă necesită **două** tablouri precalculate:
        - d_1 - tabloul specific căutării **BM**.
        - d_2 - tabloul corespunzător căutării **KMP**.

    - Toate acestea conduc la **complicarea** algoritmului şi la **creşterea regiei** sale prin precompilarea tablourilor.

- De fapt în multe cazuri trebuie analizată oportunitatea implementării unor extensii sofisticate care deşi **rezolvă anumite situaţii punctuale**, pot avea drept consecinţă **deteriorarea performanţelor de ansamblu** prin **creşterea excesivă** a **regiei algoritmului implicat**.