Структури от данни. Стек, опашка, списък, дърво. Основни операции върху тях. Реализация

0. **Структури от данни** – дефиниране на понятието.
   Структурата от данни представлява съвкупност от данни(стойности), връзките между тях и допустимите приложими операции върху тях.
   Докато абстрактиният тип данни(АТД) задава логическото описание на типа данни, СД задава физическо описание, т.е. представляват схеми за организация на даден вид данни в паметта на компютъра.

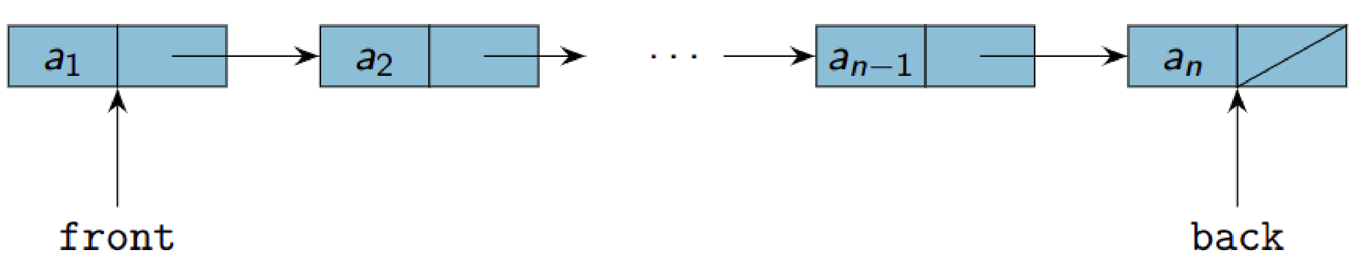
1. Списък.

Списъкът преставлява СД, която представя редица от елементи. За такава редица се предполага, че нямаме произволен достъп до елементите, а последователен.

- празният списък е списък
- списък с глава h и опашка t, където h е елемент, а t - списък

Физическото представяне е от възли, пазещи стойност на елемент-данна, както и препратка към следващ и/или предишен възел. Предполага се, че възлите могат да бъдат разпръснати из произволни места от оперативната памет. В зависимост от това колко и какви препратки пазим при реализацията, разглеждаме следните разновидности, заедно със сложностите им по време за някои основни операции:

<u>Списък с една връзка</u>

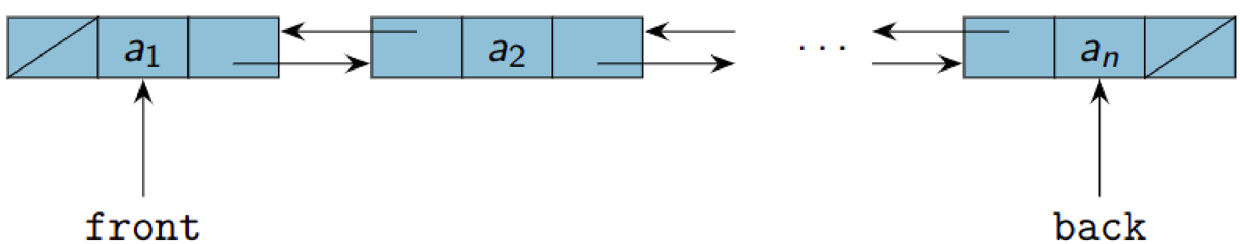


Връзките между възлите са от типа ***next*** или екв. ***previous***. Ще разгл. такива от типа ***next***.

- insert_after(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- push_front - $\Theta(1)$
- push_back - $\Theta(n)$, където n е броят елементи в списъка.
- insert_before(<препратка към възел>) - $\Theta(n)$
- remove(<ключова стойност на елемент>) - $\Theta(n)$, първо срещане
- erase_before(<препратка към възел>) - $\Theta(n)$
- erase_after(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- size - ако пазим размер като променлива, то $\Theta(1)$, иначе - линейна по броя елементи
- търсене по ключ - $\Theta(n)$

Реализация

<u>Списък с две връзки</u>



Връзките между възлите са от типа ***next*** и ***previous***.

- insert_after(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- push_front - $\Theta(1)$
- push_back - $\Theta(1)$
- insert_before(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- remove(<ключова стойност на елемент>) - $\Theta(n)$, първо срещане
- erase_before(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- erase_after(<препратка към възел>) - $\Theta(1)$
- size - ако пазим размер като променлива, то $\Theta(1)$, иначе - линейна по броя елементи
- търсене по ключ - $\Theta(n)$

Реализация

2. Стек.

Логическо описание - хомогенна линейна структура с организация LIFO(Last In First Out)
Сложността по време на операциите е $\Theta(1)$.

Операции

- push(x) - добавяне на елемент на върха на стека
- pop() - изключване на елемент от върха на стека
- peek() - елемент на върха на стека(последно добавен)
- empty() - проверка за празнота

Последователно представяне на стек

- използваме масив за контейнер, върхът на стека представлява индекс
- push представлява инкрементиране на индекса за върха и записване на елемента на тази позиция
- pop представлява декрементиране на индекса на върха

Реализация

Свързано представяне на стек

- представяме стека като верига от кутии(кутиите са потенциално разпръснати из оперативната памет)
- върхът на стека е началото на индуцирания свързан списък(или края, в зависимост от реализацията)
- добавянето е добавяне в началото
- премахването е премахване в началото

Реализация

3. Опашка

Логическо описание - хомогенна линейна структура с организация FIFO(First In First Out)
Сложността по време на операциите е $\Theta(1)$.

Операции

- empty() - проверка за празнота
- enqueue(x) - включване на елемент в края на опашката

- dequeue() - изключване на елемент от началото на опашката
- head() - достъп до елемента в началото

При реализациите е съществено, че имаме нужда да пазим както указател към началото на опашката, така и към края, за можем да реализираме FIFO стратегията.

Статичната реализация

- контейнерът е масив с фиксиран размер
- модулна аритметика за преместване на пазените индекси

Реализация

Динамична реализация

- както при статичната, но добавяме и начин за преоразмеряване при достигане на капацитета

Реализация

Свързана реализация

- индуцира свързан списък, за който пазим указатели както към началото, така и към края

Реализация

4. Дървовидни структури от данни – кореново дърво и двоично кореново дърво.

Логическо описание. Начини за представяне в паметта. Дефиниране на клас, реализиращ кореново дърво или двоично кореново дърво.

4.1 Кореново дърво

Логическо описание

Деф. Кореново дърво е $(X, T_1, ..., T_n)$, където

- X е данна(корен)
- $T_1, ..., T_n$ са коренови дървета(поддървета), $n \geq 0$

Операции

- намиране на елемент с определено свойство
- добавяне на елемент
- премахване на елемент
- проверка на свойства
- обхождане
    - в ширина
    - в дълбочина

При условие, че нямаме повече информация за това в какво отношение/наредба са елементите, реализациите биха имали сложност на добавяне/премахване и търсене на елемент $O(N)$. Въпреки това, раклонеността би могла да бъде благоприятна за бързодействието.

Когато елементите имат наредба обаче тези операции могат да имат сложност $\Theta(lgN)$ при реализиране на балансиране.

4.1.1 Кореново дърво с представяне на децата като (свързан)списък

```
struct Node {
    int data;
    <списък от деца>

};
```

Може списъкът да бъде съхранен в масив, както можем да използваме и свързан списък. Реализацията с масив би могла да бъде подходяща, когато нямаме често добавяне на елементи "по средата", заради изместването, което може да се наложи. Съответно списъкът би бил подходящ, когато такива обстоятелства са в сила.

Реализация

4.1.2 Кореново дърво с представяне left-child-right-sibling

Определя се от следната структура на възлите

```
struct Node {
    int data;
    Node* child = nullptr;
    Node* sibling = nullptr;
}
```

По този начин можем да превърнем всяко дърво с произволна разклоненост в такова с максимална разклоненост 2.

Реализация

4.2 Двоично кореново дърво

Кореново дърво, чиято максимална разклоненост е 2
Реализация

5. Двоично кореново дърво за търсене.

Двоично кореново дърво, което използва наредбата между елементите(линейна), за да нареди наследниците си в ред, подходящ търсене.

Операциите по търсене, добавяне и изтриване на елемент имат сложност $\Theta(h)$, където h е височината на дървото. Следователно, в най-добрия случай $\Theta(lgN)$, а в най-лошия $\Theta(N)$.

Реализация