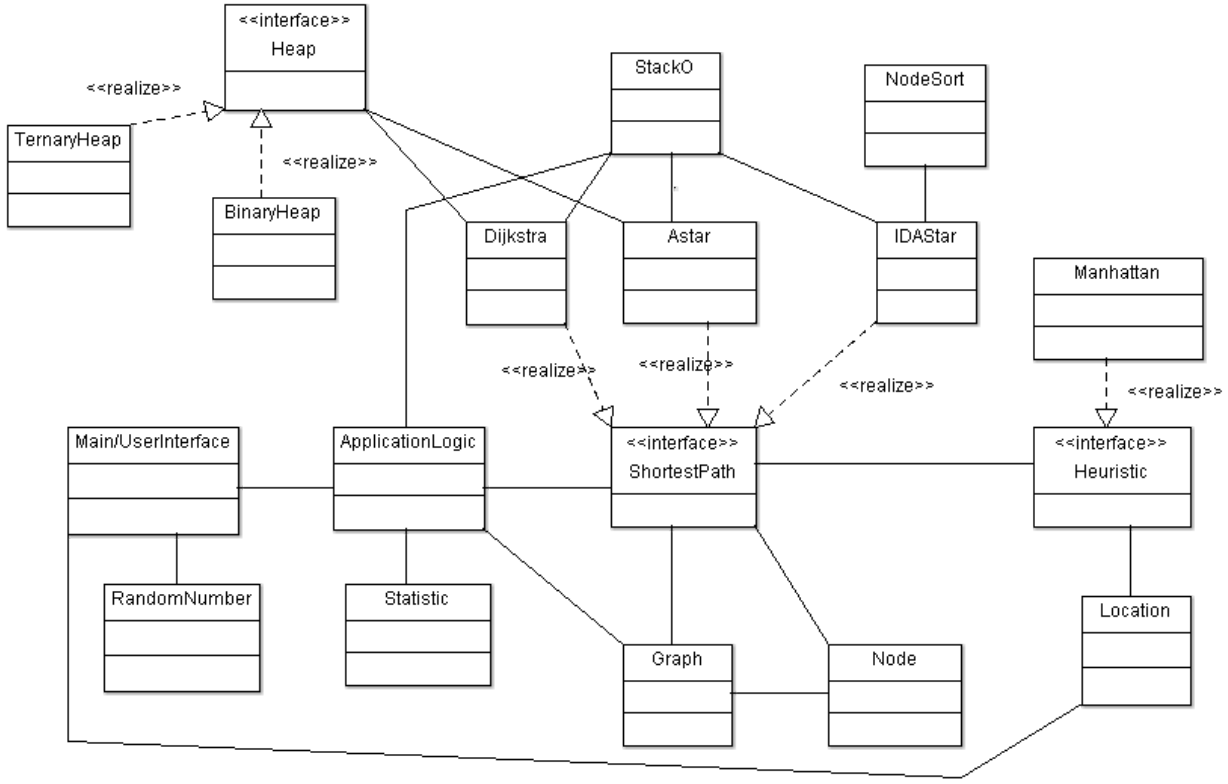
## Ohjelman yleisrakenne

Alla ylätason luokkakaavio, joka kuvaa ohjelman rakennetta:




## Saavutetut aika- ja tilavaativuudet

### Dijkstra

Pseudokoodi:

```
Dijkstra-with-heap(G,start, goal)
   Initialize(G)
   heap-insert(H,start,distance[start])
   while not empty(H)
      u = heap-del-min(H)
      if(u==goal) lopetetaan
      for jokaiselle solmulle v vierus[u]
         Relax(u,v)
         heap-insert(H,v,distance[v])
```

- Alustus vie aikaa O(|V|), kun kaikille koordinaatiston pisteille eli verkon solmuille asetetaan etäisyys (initialize-metodi)
- Algoritmi käyttää minimikekoa. Keko voi olla 2-keko (vanhemmalla max 2 lasta) tai 3-keko (vanhemmalla max 3 lasta). Algoritmi käyttää heap-insert (add-metodi) ja heap-del-min operaatioita (poll-metodi). Keko-operaatiot on nimetty Javan PriorityQueue:n mukaan, jotta tietorakennetta voidaan helposti vaihtaa
    - 2-keko
        - keko-operaatioiden aikavaativuus O(log n), kun keossa n alkiota
        - Rivillä 45 tehdään |V| kappaletta  heap-del-min  eli aikaa kuluu O(|V| log |V|)
        - Rivillä 63 tehdään |E| kappaletta  heap-insert operaatioita
        - Kokonaisuudessa aikaa kuluu (while luupissa riveillä 43-69) O(|E|+|V| log |V|)
    - 3-keko

      Heapify-operaation viimeisellä rivillä rekursiokutsu, joten suorituksen aikavaativuus määräytyy suoritettujen rekursiokutsujen määrän mukaan. Keon solmulla on kolme lasta, joten keon korkeudeksi saadaan $O(\log_3 n)$.
      Rivillä 45 tehdään |V| kappaletta  heap-del-min operaatiota, joka kutsuu heapify-operaatiota. Aikaa kuluu siis $O(|V| \log_3 |V|)$
      Rivillä 63 tehdään |E| kappaletta  heap-insert operaatioita
      Kokonaisuudessa aikaa kuluu (while luupissa riveillä 43-69) $O(|E|+|V| \log_3 |V|)$
- Tilavaativuus on O(|V|), koska kaikille taulukoille ja keolle varataan tilaa solmujen lukumäärän verran.

A*

Pseudokoodi:

```
Astar(G,start, goal)
  Initialize(G,s)
  heap-insert(H,start,distance[start]+loppuun[v])
  while not empty(H)
     u = heap-del-min(H)
     if(u==goal) lopetetaan
     for jokaiselle solmulle v vierus[u]
        Relax(u,v,w)
        heap-insert(H,v,distance[v]+loppuun[v])
```

- A* algoritmin “ohjelmarunko” on sama kuin Dijkstralla. Ainoa ero on, että A* käyttää heuristiikkaa ja kutsuu sen getToEnd-metodia etäisyysarvion saamiseksi ja se voidaan päätellä vakioajassa, O(1).

- Myös tilavaativuus on sama kuin Dijkstralla, eli O(|V|), koska kaikille taulukoille ja keolle varataan tilaa solmujen lukumäärän verran.

## IDA*

Pseudokoodi:

```
node: current node
g: cost to reach current node
f : estimated cost of cheapest path (root..node..goal)
h(node): estimated cost of cheapest path (node..goal)
cost(node, succ): step cost function
is_goal(node): goal test
successors(node): node expanding function

procedure ida_star(root)
  bound := h(root)
  loop
    t := search(root, 0, bound)
    if t = FOUND then return bound
    if t = ∞ then return NOT_FOUND
    bound := t
  end loop
end procedure

function search(node, g, bound)
  f := g + h(node)
  if f > bound then return f
  if is_goal(node) then return FOUND
  min := ∞
  for succ in successors(node) do
    t := search(succ, g + cost(node, succ), bound)
    if t = FOUND then return FOUND
    if t < min then min := t
  end for
  return min
end function
```

- Algoritmi toimii kuten syvyyssuuntainen algoritmi. IDA* algoritmi tekee syvyyssuuntaisia hakuja lähtösolmusta alkaen uudelleen ja uudelleen kunnes maalisolmu löytyy tai

paluuarvona syvyyssuuntaisesta hausta tulee ääretön, mikä kertoo ettei maalisolmua tavoiteta.
- Jos haut tehtäisiin käyttäen puuta, IDA* aikavaativuus on O($b^d$) ja tilavaativuus O(d), kun d on syvyys ja b lapsien määrä.
- En toteuttanut puu-tietorakennetta, mutta rekursiokutsuista voi ajatella rakentuvan puu ja manhattan-heuristiikkaa käytettäessä lapsia on max 4 (2-4).

| | | | | |
|---|---|---|---|---|
| | | O | | lähtösolmu |
| O | O | O | O | lähtösolmun naapurit |
| OOOO | OOOO | OOOO | OOOO | lähtösolmun naapureiden naapurit |
| jne. | | | | |

- Algoritmissa käytetään wikipedian pseukoodista poiketen visited-taulukkoa ja se alustetaan jokaisella search -operaation kutsukerralla, jotta solmuissa ei vierailla useaan kertaan yhdellä syvyyssuuntaishaulla. Lisäksi naapuritsolmut järjestetään etäisyyden mukaan nousevaan järjestykseen. Näin algoritmia on hieman nopeutettu.
- Algoritmin aikavaativuus on siis O($b^d$)
- Tilavaativuus on O(|V|), koska kaikille taulukoille varataan tilaa solmujen lukumäärän verran. Näin jos ei oteta huomioon rekursiokutsujen varaamaa tilaa.

## Suorituskyky- ja O-analyysivertailu (mikäli työ vertailupainotteinen)

## Työn mahdolliset puutteet ja parannusehdotukset

- Esteet tuottavat välillä ongelmia IDA* algoritmille, mutta en ole löytänyt yhteistä tekijää ongelmatapauksille. Ongelman huomaa, kun palautetun reitin varrella esiintyy este-koordinaatti.

## Lähteet


- https://www.cs.helsinki.fi/u/jkivinen/opetus/tira/k16/luennot.pdf (Dijkstra, A*)
- https://en.wikipedia.org/wiki/D-ary_heap (3-keko)
- https://en.wikipedia.org/wiki/Iterative_deepening_A* (ida* pseudokoodi)
- https://en.wikipedia.org/wiki/Iterative_deepening_depth-first_search (aikavaativuus)