ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΠΑΤΡΩΝ
UNIVERSITY OF PATRAS

ΑΝΟΙΚΤΑ ακαδημαϊκά μαθήματα ΠΠ

Τεχνολογίες Υλοποίησης Αλγορίθμων

Χρήστος Ζαρολιάγκης

Καθηγητής
Τμήμα Μηχ/κων Η/Υ & Πληροφορικής
Πανεπιστήμιο Πατρών
email: zaro@ceid.upatras.gr

Ενότητα 7

Ευρωπαϊκή Ένωση
Ευρωπαϊκό Κοινωνικό Ταμείο

ΕΠΙΧΕΙΡΗΣΙΑΚΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ
ΕΚΠΑΙΔΕΥΣΗ ΚΑΙ ΔΙΑ ΒΙΟΥ ΜΑΘΗΣΗ
επένδυση στην κοινωνία της γνώσης
ΥΠΟΥΡΓΕΙΟ ΠΑΙΔΕΙΑΣ & ΘΡΗΣΚΕΥΜΑΤΩΝ, ΠΟΛΙΤΙΣΜΟΥ & ΑΘΛΗΤΙΣΜΟΥ
ΕΙΔΙΚΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗΣ

ΕΣΠΑ 2007-2013
πρόγραμμα για την ανάπτυξη
ΕΥΡΩΠΑΪΚΟ ΚΟΙΝΩΝΙΚΟ ΤΑΜΕΙΟ

Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

Άδειες Χρήσης

- Το παρόν εκπαιδευτικό υλικό υπόκειται σε άδειες χρήσης Creative Commons.
- Για εκπαιδευτικό υλικό, όπως εικόνες, που υπόκειται σε άλλου τύπου άδειας χρήσης, η άδεια χρήσης αναφέρεται ρητώς.

Χρηματοδότηση

- Το παρόν εκπαιδευτικό υλικό έχει αναπτυχθεί στα πλαίσια του εκπαιδευτικού έργου του διδάσκοντα.
- Το έργο **«Ανοικτά Ακαδημαϊκά Μαθήματα στο Πανεπιστήμιο Πατρών»** έχει χρηματοδοτήσει μόνο τη αναδιαμόρφωση του εκπαιδευτικού υλικού.
- Το έργο υλοποιείται στο πλαίσιο του Επιχειρησιακού Προγράμματος «Εκπαίδευση και Δια Βίου Μάθηση» και συγχρηματοδοτείται από την Ευρωπαϊκή Ένωση (Ευρωπαϊκό Κοινωνικό Ταμείο) και από εθνικούς πόρους.

Περιεχόμενα

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ

- **for all** { $v \in V$ $d(v) = \infty$; $\pi(v) = nil$; }
  $d(s) = 0$;
  while $\exists$ $e = (u, v) \in E : d(v) > d(u) + c(e)$
  { $d(v) = d(u) + c(e)$; $\pi(v) = e$; }

- Γράφημα προκατόχων (οριζόμενο από τους δείκτες π):

$$P = \{e : e = \pi(v) \in E, v \in V\}$$

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ – Ιδιότητες

1. $d(s) = 0$ αvv $\pi(s) = nil$, και $d(v) < \infty$ αvv $\pi(v) \neq nil$, για $v \neq s$
2. Αν $\pi(v) = e = (u, v)$, τότε $d(v) \geq d(u) + c(e)$
3. Αν $\pi(v) \neq nil$, τότε η v είτε βρίσκεται σε έναν κύκλο του P, είτε είναι προσπελάσιμη από έναν κύκλο στο P, είτε είναι προσπελάσιμη από την s στο P. Αν $\pi(s) \neq nil$, τότε η s βρίσκεται σε έναν κύκλο του P.
4. Οι κύκλοι στο P έχουν αρνητικό κόστος
5. Αν η v βρίσκεται σε έναν κύκλο του P ή είναι προσπελάσιμη από έναν κύκλο στο P, τότε $\delta(v) = -\infty$
6. Αν $v \in V^f$ και $d(v) = \delta(v)$, τότε $\exists$ μια s-v διαδρομή στο P η οποία έχει κόστος $\delta(v)$
7. Αν $d(v) = \delta(v)\ \forall v \in V^f$, τότε το επαγώμενο από τις κορυφές του V^f υπογράφημα του P είναι ένα ΔΣΔ

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ – Προβλήματα

- ΠΧΠ εκθετική (ακόμη και σε απουσία αρνητικών κύκλων)
- Ο αλγόριθμος δεν τερματίζει όταν $\exists$ αρνητικοί κύκλοι

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ – Αντιμετώπιση 1ου προβλήματος

- *Διατήρηση ενός συνόλου κορυφών U:* κορυφές που προσωρινά δεν παραβιάζουν την τριγωνική ανισότητα

$$U \supseteq \{u : d(u) < \infty \text{ και } \exists (u,v) \in E \text{ με } d(u) + c(u,v) < d(v)\}$$

- **for all** { $v \in V$ $d(v) = \infty$; $\pi(v) = nil$; }
  $d(s) = 0$;
  $U = \{s\}$;
  while $U \neq \emptyset$
  { επιλογή $u \in U$; $U = U - \{u\}$;
  for all $e = (u,v) \in E$
  { **if** $d(v) > d(u) + c(e)$ **then**
  { $U = U \cup \{v\}$; $d(v) = d(u) + c(e)$; $\pi(v) = e$; }
  }
  }

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ – Αντιμετώπιση 1ου προβλήματος

- *Ποια κορυφή $u \in U$ πρέπει να επιλέξουμε ;*

- **Ύπαρξη Βέλτιστης Επιλογής**
  - (I) Για κάθε $v \in V^f$ με $d(v) > \delta(v)$, $\exists$ κορυφή $u \in U$ με $d(u) = \delta(u)$ και η οποία βρίσκεται σε μια s-v ΣΔ
  - (II) Όταν μια κορυφή u με $d(u) = \delta(u)$ διαγράφεται από το U, τότε δεν προστίθεται ποτέ ξανά στο U

Γενικευμένος Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ – Αντιμετώπιση 1ου προβλήματος

- Σχέση μεταξύ (d, π) και $(dist, pred)$

$$pred[v] = \pi(v), \quad dist[v] = \begin{cases} d(v) & \text{αν } d(v) < \infty \\ \text{αυθαίρετη} & \text{αν } d(v) = +\infty \end{cases}$$

- Αναπαράσταση του $+\infty$

$$d(v) = +\infty \quad \text{αvv } v \neq s \text{ και } \pi(v) = nil$$

- Σύγκριση $d < d(v)$, $d \in \mathbb{R}$

```
(pred[v] == nil && v != s) || d < dist[v]
```

Αλγόριθμος Bellman-Ford – Αντιμετώπιση 2ου προβλήματος

- **Πώς επιλέγουμε κορυφές από το U ;**
  - Οργάνωση του αλγορίθμου σε φάσεις
    $U_i = U$ στην αρχή της φάσης i, $i \geq 0$, $U_0 = \{s\}$
  - Στην φάση i, όλες οι κορυφές του U_i διαγράφονται από το U και οι νέες κορυφές που προστίθενται στο U εισάγονται στο U_{i+1}
- **Υλοποίηση του U με χρήση ουράς Q**
  - Φάση i: όλες οι κορυφές του U_i βρίσκονται στην αρχή της Q και όλες οι κορυφές του U_{i+1} βρίσκονται στο τέλος της Q, χωρισμένες από έναν *διαχωριστή* με τιμή *nil*
  - Όταν ο διαχωριστής *nil* βρίσκεται στην αρχή της Q, τότε αυξάνεται βηματικά η `phase_count`
  - `node_array<bool> in_Q`: $in\_Q[v] = true$, αν $v \in Q$
    (αποφυγή επανεισαγωγών στην Q)

Αλγόριθμος Bellman-Ford

- Ο αλγόριθμος τερματίζει όταν $Q = \emptyset$, ή όταν $i = n$
- Στην πρώτη περίπτωση ($Q = \emptyset$): $d(v) = \delta(v), \forall v \in V$
- Στη δεύτερη περίπτωση ($i = n$): $d(v) = \delta(v), \forall v \in V^+ \cup V^f$
- Οι κορυφές του V^- αντιμετωπίζονται σε μια μεταγενέστερη φάση

Αλγόριθμος Bellman-Ford – Πρόβλημα ΕΣΔΑΚ

- `bool BELLMAN_FORD_T(const graph& G, node s,`
  `const edge_array<NT>& c,`
  `node_array<NT>& dist,`
  `node_array<edge>& pred)`

- Επιστρέφει `false` αν $\delta(v) = -\infty$ για κάποια κορυφή v· αλλιώς, επιστρέφει `true`
- Χρόνος: $O(nm)$

Αλγόριθμος Bellman-Ford – Πρόβλημα ΕΣΔΑΚ

```
// BF: helper

template <class NT>
bool BELLMAN_FORD_T(const graph& G, node s, const edge_array<NT>& c,
                    node_array<NT>& dist, node_array<edge>& pred )

{ int n = G.number_of_nodes();
  int phase_count = 0;

  b_queue<node> Q(n+1);
  node_array<bool> in_Q(G,false);
  node u,v;
  edge e;

  forall_nodes(v,G) pred[v] = nil;

  dist[s] = 0;
  Q.append(s); in_Q[s] = true;
  Q.append((node) nil); // end marker
```

Αλγόριθμος Bellman-Ford – Πρόβλημα ΕΣΔΑΚ

```
  while( phase_count < n )
  { u = Q.pop();
    if ( u == nil)
    { phase_count++;
      if ( Q.empty() ) return true;
      Q.append((node) nil);
      continue;
    }
    else in_Q[u] = false;

    NT du = dist[u];

    forall_adj_edges(e,u)
    { v = G.opposite(u,e);  // makes it also work for ugraphs
      NT d = du + c[e];
      if ( (pred[v] == nil && v != s) || d < dist[v] )
      { dist[v] = d; pred[v] = e;

        if ( !in_Q[v] ) { Q.append(v); in_Q[v] = true; }
      }
    }
  }
  // BF: postprocessing
  return false;
}
```

Μεταγενέστερη Φάση: $Q \neq \emptyset$ μετά από n φάσεις

- Πρόβλημα: μπορεί να υπάρχουν κορυφές στο V^- που δεν είναι ακόμη προσπελάσιμες από έναν κύκλο στο γράφημα P
- *Πώς μπορούμε να βρούμε αυτές τις κορυφές χωρίς να χρειαστεί να εκτελέσουμε τον αλγόριθμο για έναν μεγαλύτερο αριθμό φάσεων ;*

Βασικές Ιδιότητες μετά από n φάσεις

$$\delta_k(v) = \min\{c(p) : p \text{ μια } s\text{-}v \text{ διαδρομή με το πολύ } k \text{ ακμές}\}$$

1. $d(v) \leq \delta_n(v)$ και αν $v \in U$, τότε $d(v) < \delta_{n-1}(v)$
2. $s \in V^f$ αvv $\pi(s) = nil$
3. Κάθε κορυφή $u \in U$ βρίσκεται είτε σε έναν κύκλο του P, είτε είναι προσπελάσιμη από έναν κύκλο στο P
4. Κάθε κορυφή $v \in V^-$ είναι προσπελάσιμη στο G από κάποια $u \in U$
5. Αν $\pi(s) \neq nil$, τότε κάθε κορυφή προσπελάσιμη από την s βρίσκεται είτε σε έναν κύκλο του P, είτε είναι προσπελάσιμη από έναν κύκλο στο P

Μεταγενέστερη Φάση

- Έστω $V^f \neq \emptyset$ ($\pi(s) = nil$), και $R \supseteq V^f$ το σύνολο των κορυφών που είναι προσπελάσιμες από την s στο P
- Όλες οι κορυφές $w \in R$ που είναι προσπελάσιμες από μια κορυφή $u \in U$ ανήκουν στο V^- και επομένως πρέπει να ενημερωθούν οι $\pi(w)$
- Ενημέρωση $\pi(w)$, $w \in R$
  - Εκτέλεση ΑΠΒ από κάθε $u \in U$
  - όταν μια κορυφή $w \in R$ προσπελαύνεται μέσω της ακμής (z, w), τότε θέτουμε $\pi(w) = (z, w)$

    $\Downarrow$

    όλες οι κορυφές του $R \cap V^-$ είναι προσπελάσιμες από τις κορυφές του U και από την (3) προσπελάσιμες από έναν κύκλο στο P

Μεταγενέστερη Φάση: Πώς προσδιορίζονται οι κορυφές του R ;

- ΑΠΒ από την s στο P, αφού πρώτα «κρύψουμε» τις ακμές που δεν ανήκουν στο P και μετά τις επαναφέρουμε στο αρχικό γράφημα

```
// BF: postprocessing

if (pred[s] != nil) return false;

node_array<bool> in_R(G,false);

forall_edges(e,G)
  if (e != pred[G.target(e)]) ((graph*) &G)->hide_edge(e);

DFS(G,s,in_R); // sets in_R[v] = true for v in R

((graph*) &G)->restore_all_edges();

node_array<bool> reached_from_node_in_U(G,false);

forall_nodes(v,G)
  if (in_Q[v] && !reached_from_node_in_U[v])
    Update_pred(G,v,in_R,reached_from_node_in_U,pred);
```

Μεταγενέστερη Φάση: Πώς προσδιορίζονται οι κορυφές του R; (συνέχεια)

```
// BF: helper

inline void Update_pred(const graph& G, node v,
                  const node_array<bool>& in_R,
                  node_array<bool>& reached_from_node_in_U,
                  node_array<edge>& pred)
{ reached_from_node_in_U[v] = true;
  edge e;
  forall_adj_edges(e,v)
    { node w = G.target(e);
      if ( !reached_from_node_in_U[w] )
    { if ( in_R[w] ) pred[w] = e;
            Update_pred(G,w,in_R,reached_from_node_in_U,pred);
        }
    }
}
```

Γενικός Αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ

```
template <class NT>
bool SHORTEST_PATH_T(const graph& G, node s, const edge_array<NT>& c,
                     node_array<NT>& dist, node_array<edge>& pred )
{
  if ( Is_Acyclic(G) )
  { ACYCLIC_SHORTEST_PATH_T(G,s,c,dist,pred);
    return true;
  }
  bool non_negative = true;
  edge e;
  forall_edges(e,G) if (c[e] < 0) non_negative = false;

  if (non_negative)
  { DIJKSTRA_T(G,s,c,dist,pred);
    return true;
  }
  return BELLMAN_FORD_T(G,s,c,dist,pred);
}
```

Ελεγκτής Ορθότητας Αλγορίθμων ΕΣΔΑΚ

- Ανάπτυξη προγράμματος `CHECK_SP_T(G,s,c,dist,pred)` το οποίο θα ελέγχει αν το ζεύγος $(dist, pred)$ είναι μια σωστή λύση του προβλήματος ΕΣΔΑΚ (G, s, c)

- **Εσφαλμένη λύση:** σταματάει αμέσως η εκτέλεση του προγράμματος με διαγνωστικό μήνυμα λάθους ("assertion failed")

- **Σωστή λύση:** επιστρέφει ένα `node_array<int> label` με
  $label[v] < 0$, αν $v \in V^-$
  $label[v] = 0$, αν $v \in V^f$
  $label[v] > 0$, αν $v \in V^+$

Ελεγκτής Ορθότητας Αλγορίθμων ΕΣΔΑΚ – Ορισμοί

- $$U^f = \begin{cases} \emptyset & \text{αν } pred[s] \neq nil \\ \{v; \exists\ s\text{-}v \text{ διαδρομή στο } P\} & \text{αν } pred[s] = nil \end{cases}$$

- $U^+ = \{v; v \neq s \text{ και } pred[v] = nil\}$

- $U^- = \{v; v \text{ βρίσκεται σε έναν κύκλο του } P$
  $\text{ή είναι προσπελάσιμη από έναν κύκλο στο } P\}$

Ελεγκτής Ορθότητας Αλγορίθμων ΕΣΔΑΚ – Έλεγχοι Ορθότητας

Το ζεύγος $(dist, pred)$ είναι μια σωστή λύση αν ικανοποιούνται οι παρακάτω συνθήκες/έλεγχοι:

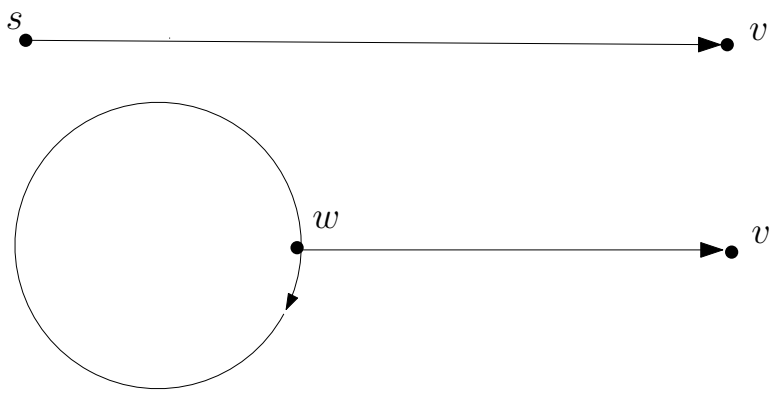
1. $v \in U^+$ αν $\nexists$ διαδρομή s-v στο G
2. Όλοι οι κύκλοι στο P έχουν αρνητικό κόστος
3. $\nexists$ ακμή $(v, w) \in E$ με $v \in U^-$ και $w \in U^f$
4. $\forall e = (v, w) \in E$: αν $v \in U^f$ και $w \in U^f$, τότε $dist[v] + c[e] \geq dist[w]$
5. $\forall v \in U^f$: αν $v = s$, τότε $dist[v] = 0$, και
   αν $v \neq s$ τότε $dist[v] = dist[u] + c[pred[v]]$ όπου u είναι η αρχική κορυφή της $pred[v]$

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθ. (1) & Κατηγοριοποίηση κορυφών

- Αρχικά όλες οι κορυφές έχουν label ίσο με UNKNOWN
- Εκτέλεση ΑΠΒ για προσδιορισμό όλων των κορυφών που είναι προσπελάσιμες από την s, και έλεγχος για όλα τα $v \neq s$: $pred[v] = nil$ αν $\nexists$ s-v διαδρομή
- Σε όλες τις κορυφές που δεν είναι προσπελάσιμες από την s: ανάθεση τιμής label ίσο με PLUS

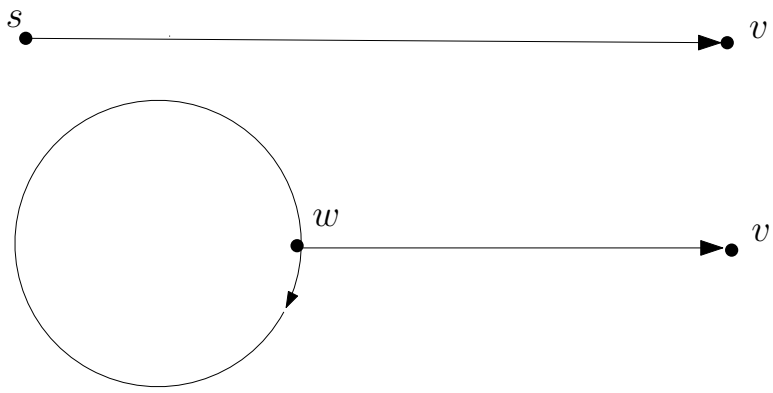
```
// condition (1)

enum{ NEG_CYCLE = -2,  ATT_TO_CYCLE = -1, FINITE = 0,
  PLUS = 1, CYCLE = 2, ON_CUR_PATH = 3, UNKNOWN = 4  };

node_array<int> label(G,UNKNOWN);
node_array<bool> reachable(G,false);

DFS(G,s,reachable);

node v;
forall_nodes(v,G)
{ if (v != s)
  { assert( (pred[v] == nil) == (reachable[v] == false));
    if (reachable[v] == false) label[v] = PLUS;
  }
}
```

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθ. (1) & Κατηγοριοποίηση κορυφών



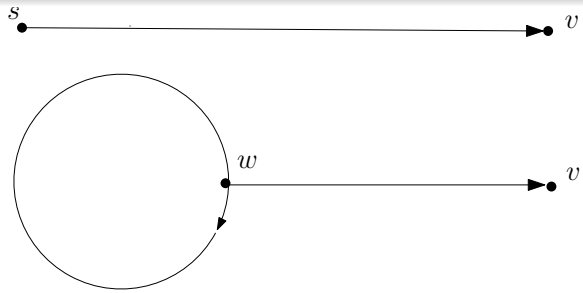
- Ακολουθούμε τη διαδρομή $[v, source(pred[v]), source(pred[source(pred[v])]), \ldots]$ μέχρι να συναντήσουμε μια κορυφή δύο φορές (U^-) ή μέχρι να μην μπορούμε να προχωρήσουμε άλλο (U^f)
- U^- : κορυφές που ανήκουν σε έναν κύκλο στο P (label `CYCLE`) και κορυφές που είναι προσπελάσιμες από έναν κύκλο στο P (label `ATT_TO_CYCLE`)
- Η διαπέραση μιας διαδρομής δεν πρέπει να γίνει πολλές φορές $\Rightarrow$
  - η διαπέραση σταματά όταν συναντήσουμε μια κορυφή με label $\neq$ `UNKNOWN`
  - Κατά τη διαπέραση όλες οι κορυφές της διαδρομής εισάγονται σε μία στοίβα S και παίρνουν label `ON_CUR_PATH`

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθ. (1) & Κατηγοριοποίηση κορυφών




```
// classification of nodes

if (pred[s] == nil) label[s] = FINITE;
forall_nodes(v,G)
{ if ( label[v] == UNKNOWN )
  { stack<node> S;
    node w = v;
    while ( label[w] == UNKNOWN )
    { label[w] = ON_CUR_PATH;
      S.push(w);
      w = G.source(pred[w]);
    }
    // label all nodes on current path
  }
}
```

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθ. (1) & Κατηγοριοποίηση κορυφών



- Εξέταση κορυφής w με label $\neq$ `UNKNOWN`
  - Αν `label[w]=FINITE`, τότε όλες οι κορυφές της διαδρομής $\in U^f$
  - Αν `label[w]=CYCLE` ή `label[w]=ATT_TO_CYCLE`, τότε όλες οι κορυφές (εκτός της w) είναι προσπελάσιμες από έναν κύκλο.
    Αν επίσης η w ανήκει στην τρέχουσα διαδρομή, τότε ανήκει στον κύκλο

```
// label all nodes on current path
int t = label[w];
if ( t == ON_CUR_PATH )
{ node z;
  do { z = S.pop();
       label[z] = CYCLE;
     }
  while ( z != w );
  while ( !S.empty() ) label[S.pop()] = ATT_TO_CYCLE;
}
else // t is CYCLE, ATT_TO_CYCLE, or FINITE
{ if ( t == CYCLE ) t = ATT_TO_CYCLE;
  while ( !S.empty() ) label[S.pop()] = t;
}
```

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθήκη (2)

- Για κάθε κορυφή v με `label[v]=CYCLE` διαπερνούμε τον κύκλο στον οποίο ανήκει, υπολογίζουμε το κόστος του και ελέγχουμε αν είναι αρνητικό.
  Αν ναι, τότε δίνουμε σε όλες τις κορυφές του κύκλου νέο label ίσο με `NEG_CYCLE`. Αυτό εξασφαλίζει ότι κάθε κύκλος διαπερνάται μόνο μία φορά

```
// condition (2)

forall_nodes(v,G)
{ if ( label[v] == CYCLE )
  { node w = v;
    NT cycle_length = 0;
    do
    { cycle_length += c[pred[w]];
      label[w] = NEG_CYCLE;
      w = G.source(pred[w]);
    } while (w != v);
    assert(cycle_length < 0);
  }
}
```

Υλοποίηση Ελεγκτή – Συνθήκες (3), (4) & (5)

3. $\nexists$ ακμή $(v, w) \in E$ με $v \in U^-$ και $w \in U^f$
4. $\forall e = (v, w) \in E$: αν $v \in U^f$ και $w \in U^f$, τότε $dist[v] + c[e] \geq dist[w]$
5. $\forall v \in U^f$: αν $v = s$, τότε $dist[v] = 0$, και
   αν $v \neq s$ τότε $dist[v] = dist[u] + c[pred[v]]$ όπου u είναι η αρχική κορυφή της $pred[v]$

```
//conditions (3), (4), and (5)

if ( label[s] == FINITE ) assert(dist[s] == 0);

edge e;
forall_edges(e,G)
{ node v = G.source(e);
  node w = G.target(e);
  if ( label[w] == FINITE )
  { assert( label[v] == FINITE || label[v] == PLUS);
    if ( label[v] == FINITE )
    { assert( dist[v] + c[e] >= dist[w] );
      if ( e == pred[w] )
         assert( dist[v] + c[e] == dist[w] );
    }
  }
```

Υλοποίηση Ελεγκτή – Το πλήρες πρόγραμμα

```
template <class NT>
node_array<int> CHECK_SP_T(const graph& G, node s,
                           const edge_array<NT>& c,
                           const node_array<NT>& dist,
                           const node_array<edge>& pred)
{
  // condition (1)
  // classification of nodes
  // condition (2)
  // conditions (3), (4), and (5)
  return label;
}
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων

- Αλγόριθμοι γραφημάτων
  - ακμές/κορυφές γραφημάτων είναι συσχετισμένες με τιμές ενός συγκεκριμένου (αριθμητικού) τύπου
  - πρέπει να μπορούν να εφαρμοσθούν σε **οποιονδήποτε** αριθμητικό τύπο που ικανοποιεί κάποιες προϋποθέσεις (π.χ. είναι γραμμικά διατεταγμένος)
- Ο μηχανισμός αρχετύπων χρησιμοποιείται γιαυτό το σκοπό

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων

- Παράδειγμα: αλγόριθμος ΕΣΔΑΚ

```
template <class NT>
void DIJKSTRA_T(const graph& G, node s,
                const edge_array<NT>& c,
                node_array<NT>& dist,
                node_array<edge>& pred);
```

- Η παράμετρος αρχετύπου `NT` μπορεί να συγκεκριμενοποιηθεί με οποιονδήποτε αριθμητικό τύπο που πληροί κάποιες συντακτικές και σημασιολογικές προϋποθέσεις

  Π.χ. πρέπει να είναι γραμμικά διατεταγμένος και η λειτουργία της πρόσθεσης πρέπει να είναι μονότονη

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Επιθυμητοί Στόχοι

- Οι πιο συχνά χρησιμοποιούμενες συγκεκριμενοποιήσεις πρέπει να είναι προμεταγλωττισμένες
- Οι προ-συγκεκριμενοποιημένες εκδοχές πρέπει να μπορούν να χρησιμοποιούνται εναλλακτικά με τις εκδοχές αρχετύπων

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Μηχανισμός LEDA

- Για κάθε συνάρτηση `Alg` που υλοποιεί κάποιον αλγόριθμο ∃ τρία αρχεία
  - `Alg.h:` βρίσκεται στον κατάλογο `LEDAROOT/incl/LEDA` και περιέχει τις δηλώσεις όλων των συναρτήσεων
    Η προ-συγκεκριμενοποιημένη εκδοχή έχει όνομα `Alg`, ενώ η εκδοχή αρχετύπου έχει όνομα `Alg_T`
  - `Alg.t:` βρίσκεται στον κατάλογο `LEDAROOT/incl/LEDA/templates` και περιέχει τον ορισμό της συνάρτησης αρχετύπου
  - `_Alg.c:` βρίσκεται στον κατάλογο `LEDAROOT/src` και περιέχει τις υλοποιήσεις των συγκεκριμενοποιήσεων με βάση τη συνάρτηση αρχετύπου

    Το αρχείο αυτό είναι προμεταγλωττισμένο στο αρχείο κώδικα αντικειμένου `_Alg.o` που περιέχεται σε κάποια από τις βιβλιοθήκες της LEDA

Χρήση των διαφορετικών εκδοχών

- Συνάρτηση αρχετύπου

```
#include <LEDA/templates/Alg.t>
```

- Προ-συγκεκριμενοποιημένη συνάρτηση

```
#include <LEDA/Alg.h>
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Παράδειγμα: αλγόριθμος Dijkstra

```
// file dijkstra.h

#ifndef DIJKSTRA_H
#define DIJKSTRA_H

#include <LEDA/graph.h>

template <class NT>
void DIJKSTRA_T(const graph& G, node s,
                const edge_array<NT>& c,
                node_array<NT>& dist,
                node_array<edge>& pred);

// next come the pre-instantiated versions //

void DIJKSTRA(const graph& G, node s,
              const edge_array<int>& c,
              node_array<int>& dist,
              node_array<edge>& pred);

// and, similarly, for double, ...

#endif
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Παράδειγμα: αλγόριθμος Dijkstra

```
// file dijkstra.t

#include <LEDA/dijkstra.h>

template <class NT>
void DIJKSTRA_T(const graph& G, node s,
                const edge_array<NT>& c,
                node_array<NT>& dist,
                node_array<edge>& pred)
{
  /* implementation of DIJKSTRA_T */
}
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Παράδειγμα: αλγόριθμος Dijkstra

```
// file _dijkstra.c

#include <LEDA/templates/dijkstra.t>

void DIJKSTRA(const graph& G, node s,
              const edge_array<int>& c,
              node_array<int>& dist,
              node_array<edge>& pred)
{
  DIJKSTRA_T(G,s,c,dist,pred);
}

// and, similarly, for double ...
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Παράδειγμα: αλγόριθμος Dijkstra

Χρήση προ-συγκεκριμενοποιημένης εκδοχής σε πρόγραμμα εφαρμογής

```
#include <LEDA/dijkstra.h>

// define G, s, c, dist, pred with number type int

DIJKSTRA(G,s,c,dist,pred);
```

Αρχέτυπα για Αλγορίθμους Γραφημάτων – Παράδειγμα: αλγόριθμος Dijkstra

Χρήση εκδοχής αρχετύπου σε πρόγραμμα εφαρμογής

```
#include <LEDA/templates/dijkstra.t>

// define G, s, c, dist, pred for any number type NT

DIJKSTRA_T(G,s,c,dist,pred);

// define G, s, c, dist, pred for number type int
// and use template version

DIJKSTRA_T(G,s,c,dist,pred);

// use pre-instantiated version

DIJKSTRA(G,s,c,dist,pred);
```

Μια συνιστώμενη διαφορετική μέθοδος

- Τα `.t`-αρχεία δεν πρέπει να συμπεριλαμβάνονται άμεσα στα προγράμματα εφαρμογής, διότι μπορεί να περιέχουν βοηθητικές συναρτήσεις οι οποίες να δημιουργούν πρόβλημα με τον χώρο ονομάτων του προγ/τος εφαρμογής
- Δημιουργία **ενδιάμεσων** αρχείων
  Π.χ. συγκεκριμενοποίηση της `DIJKSTRA_T` με τον τύπο δεδομένων `real` της LEDA

```
// real_dijkstra.h

#include <LEDA/real.h>

void DIJKSTRA(const graph& G, node s,
              const edge_array<real>& c,
              node_array<real>& dist,
              node_array<edge>& pred)
```

Μια συνιστώμενη διαφορετική μέθοδος

```
// real_dijkstra.c
#include "real_dijkstra.h"
#include <LEDA/templates/dijkstra.t>

void DIJKSTRA(const graph& G, node s,
              const edge_array<real>& c,
              node_array<real>& dist,
              node_array<edge>& pred)
{
  DIJKSTRA_T(G,s,c,dist,pred);
}
```

- Το αρχείο `real_dijkstra.h` συμπεριλαμβάνεται στο πρόγραμμα εφαρμογής, ενώ το αρχείο `real_dijkstra.c` μεταγλωττίζεται και προστίθεται στη βιβλιοθήκη κώδικα αντικειμένου από τον διασυνδετή

Τέλος Ενότητας

Σημείωμα Ιστορικού Εκδόσεων Έργου

Το παρόν έργο αποτελεί την έκδοση **1.0**.

Σημείωμα Ιστορικού Εκδόσεων Έργου

Σημείωμα Ιστορικού Εκδόσεων Έργου

Διατήρηση Σημειωμάτων

Οποιαδήποτε αναπαραγωγή ή διασκευή του υλικού θα πρέπει να συμπεριλαμβάνει :

- το Σημείωμα Αναφοράς
- το Σημείωμα Αδειοδότησης
- τη δήλωση Διατήρησης Σημειωμάτων
- το Σημείωμα Χρήσης Έργων Τρίτων (εφόσον υπάρχει) μαζί με τους συνοδευόμενους υπερσυνδέσμους