ΒΑΣΙΚΟΙ ΟΡΙΣΜΟΙ ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗΣ ΛΟΓΙΚΗΣ

Συντακτικό Προτάσεων ΚΛ

Έκφραση: Οτιδήποτε χρησιμοποιεί σύμβολα ΚΛ (ακόμη και ασύντακτο)

Ορός: Αποτιμάται σε τιμή από το πεδίο ορισμού

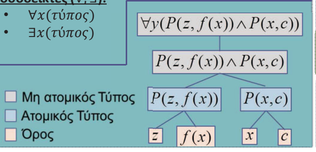
- **Μεταβλητή (π.χ. x, y, z...)**
- **Σταθερά (π.χ. c, d,...)**
- **Συναρτησιακό Σύμβολο (ορίσματα όροι)**
    - π.χ.: $f(ορος, ορος, \dots)$

Ατομικός Τύπος: Αποτιμάται σε Α/Ψ

- **Ισότητα όρων (≈)**
    - π.χ.: $ορος \approx ορος$
- **Κατηγορηματικό Σύμβολο (ορίσματα όροι)**
    - π.χ.: $P(ορος, ορος, \dots)$

Μη Ατομικός Τύπος: Αποτιμάται σε Α/Ψ

- **Προτασιακοί Σύνδεσμοί** ($\neg, \vee, \wedge, \rightarrow, \leftrightarrow$)
    - $\neg(τύπος)$
    - $(τύπος) \vee (τύπος)$
    - $(τύπος) \wedge (τύπος)$
    - $(τύπος) \rightarrow (τύπος)$
    - $(τύπος) \leftrightarrow (τύπος)$
- **Ποσοδείκτες (∀, ∃):**
    - $\forall x(τύπος)$
    - $\exists x(τύπος)$



$\forall x(τύπος)$	$\exists x(τύπος)$
Αληθές (για όλα τα x: τύπος =Α) Ψευδές (π.χ. για x=...: τύπος=Ψ)	Αληθές (π.χ. για x=... : τυπος=Α) Ψευδές (για όλα τα x: τύπος =Ψ)

Κανόνες Συντακτικού:

- **Πρόταση:** Τύπος χωρίς ελεύθερες μεταβλητές
- **Προτεραιότητα:**
    1. $\neg, \forall, \exists$
    2. $\vee, \wedge$
    3. $\rightarrow, \leftrightarrow$
- **Εμβέλεια:** Αν δεν καθορίζεται με παρενθέσεις, η εμβέλεια των ποσοδεικτών φτάνει μέχρι τον πρώτο διμελή προτασιακό σύνδεσμο.

Η δομή (ή ερμηνεία) Α αποτελείται από τα εξής:

- Το **σύμπαν της A** (συμβολίζεται με $|A|$) που είναι το πεδίο ορισμού των μεταβλητών.
- Σε κάθε **συναρτησιακό σύμβολο** f/n αντιστοιχούμε μια συνάρτηση: $f^A\colon |A|^n \rightarrow |A|$
- Σε κάθε **κατηγορηματικό σύμβολο** P/n αντιστοιχούμε μια σχέση: $P^A \subseteq |A|^n$
- Σε κάθε σύμβολο **σταθεράς c** αντιστοιχούμε μια τιμή: $c^A \in |A$

η ερμηνεία αποδίδει νόημα σε όλα τα σύμβολα που εμφανίζονται στον τύπο (ή στον όρο)

Η **αποτίμηση v** είναι μία συνάρτηση που δίνει τιμή από το σύμπαν σε κάθε ελεύθερη μεταβλητή.

- Άρα είναι μία συνάρτηση: $v\colon M(\Gamma_1) \rightarrow |A|$

ΜΕΤΑΦΡΑΣΤΙΚΟΣ ΠΙΝΑΚΑΣ

ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗ ΛΟΓΙΚΗ www.psounis.gr

$\neg(προταση)$	Δεν ισχύει η $(προταση)$
$(προταση) \wedge (προταση)$	$(προταση)$ και $(προταση)$
$(προταση) \vee (προταση)$	$(προταση)$ ή $(προταση)$
$(προταση) \rightarrow (προταση)$	Αν $(προταση)$ τότε $(προταση)$
$(προταση) \leftrightarrow (προταση)$	$(προταση)$ αν και μόνο αν $(προταση)$
$\exists x(ιδιότητα\ του\ x)$	Υπάρχει στοιχείο για το οποίο ισχύει η $(ιδιότητα\ του\ x)$ Υπάρχει στοιχείο τέτοιο ώστε να ισχύει η $(ιδιότητα\ του\ x)$
$\forall x(ιδιότητα\ του\ x)$	Κάθε στοιχείο έχει την $(ιδιότητα\ του\ x)$ Για κάθε στοιχείο ισχύει η $(ιδιότητα\ του\ x)$
$\exists x \exists y(x\ σχεση\ με\ y)$	Υπάρχει ζεύγος στοιχείων για το οποίο ισχύει η $(σχεση)$ Υπάρχει ζεύγος στοιχείων τέτοιο ώστε να ισχύει η $(σχεση)$
$\forall x \forall y(x\ σχεση\ με\ y)$	Κάθε ζεύγος στοιχείων έχει την $(σχεση)$ Για κάθε ζεύγος στοιχείων ισχύει η $(σχεση)$
$\exists x \forall y(x\ σχεση\ με\ y)$	Υπάρχει στοιχείο που έχει τη $(σχεση)$με όλα τα στοιχεία
$\forall x \exists y(x\ σχεση\ με\ y)$	Κάθε στοιχείο έχει τη $(σχεση)$ με τουλάχιστον ένα στοιχείο
$\exists x \exists y(x \neq y \wedge (x\ σχεση\ με\ y))$	Υπάρχει ζεύγος διαφ/κών στοιχείων για το οποίο ισχύει η $(σχεση)$
$\forall x \forall y(x \neq y \rightarrow (x\ σχεση\ με\ y)$	Για κάθε ζεύγος διαφ/κων στοιχείων ισχύει η $(σχεση)$
$\exists x\left[(ιδιοτητα\ στο\ x) \wedge \forall y\left((ομοια\ ιδιοτητα\ στο\ y) \rightarrow x \approx y\right)\right]$	Υπάρχει μοναδικό στοιχείο με την ιδιότητα Υπάρχει ακριβώς ένα στοιχείο με την ιδιότητα
$\exists x \exists y \begin{bmatrix}(ιδιοτητα\ στο\ x) \wedge (ομοια\ ιδιοτητα\ στο\ y) \wedge x \neq y \wedge \\ \forall z\left((ομοια\ ιδιοτητα\ στο\ z) \rightarrow z \approx x \vee z \approx y\right)\end{bmatrix}$	Υπάρχουν ακριβώς δύο στοιχεία με την ιδιότητα

ΝΟΜΟΙ ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗΣ ΛΟΓΙΚΗΣ

ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗ ΛΟΓΙΚΗ www.psounis.gr

Οι νόμοι ΚΛ είναι:

	Όνομα Νόμου	Διατύπωση
1	Άρνηση Ποσοδείκτη	$\neg \forall x\varphi \leftrightarrow \exists x \neg \varphi$ $\neg \exists x\varphi \leftrightarrow \forall x \neg \varphi$
2	Κατανομή Ποσοδείκτη	$\forall x(\varphi \wedge \psi) \leftrightarrow \forall x\varphi \wedge \forall x\psi$ $\exists x(\varphi \vee \psi) \leftrightarrow \exists x\varphi \vee \exists x\psi$
3	Εναλλαγή Ποσοδεικτών	$\forall x \forall y\varphi \leftrightarrow \forall y \forall x\varphi$ $\exists x \exists y\varphi \leftrightarrow \exists y \exists x\varphi$
4	Μετακίνηση Ποσοδείκτη	$(\varphi \rightarrow \forall x\psi) \leftrightarrow \forall x(\varphi \rightarrow \psi)$ $(\varphi \rightarrow \exists x\psi) \leftrightarrow \exists x(\varphi \rightarrow \psi)$ $(\forall x\varphi \rightarrow \psi) \leftrightarrow \exists x(\varphi \rightarrow \psi)$ $(\exists x\varphi \rightarrow \psi) \leftrightarrow \forall x(\varphi \rightarrow \psi)$

Ορισμός: Ένας τύπος φ θα λέμε ότι είναι σε **Κανονική Ποσοδεικτική Μορφή** αν έχει τη μορφή:

$$Q_1 y_1 Q_2 y_2 \dots Q_n y_n \Psi$$

Όπου τα:

- $Q_1, Q_2, \dots, Q_n$ είναι ποσοδείκτες, δηλαδή: ∃ ή ∀
- $y_1, y_2, \dots, y_n$ είναι μεταβλητές
- Το Ψ είναι ανοιχτός τύπος (δεν έχει ποσοδείκτες)

ΜΕΘΟΔΟΛΟΓΙΑ Εύρεσης Κανονικής Ποσοδεικτικής Μορφής:

Στην αρχή του τύπου μόνο ποσοδείκτες που δεσμεύ-ουν όλο τον τύπο. Κάνουμε αλφαβητικές παραλλαγές (αν έχουμε ποσοδείκτες με το ίδιο όνομα ή ελεύθερη μεταβλητή με ίδιο όνο-μα με μεταβλητή ποσοδείκτη) και εφαρμόζουμε νόμους κατηγορηματικής λογικής για να φέρουμε τους ποσοδείκτες μπροστά (μετακί-νησης και άρνησης και νόμοι της προτασιακής που κανουν τα σύμβολα συνεπαγωγές).

ΘΕΩΡΗΜΑ: Κάθε τύπος είναι ταυτολογικά ισοδύναμος με έναν τύπο σε κανονική ποσοδεικτική μορφή!

ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ: Να βρεθεί η κανονική ποσοδείκτη μορφή του τύπου$\forall x Q(x) \vee \forall x R(x,x)$

$\forall x Q(x) \vee \forall x R(x,x)$	(Αλφαβητική Παραλλαγή)
$\equiv \forall x Q(x) \vee \forall y R(y,y)$	(Εφαρμόζω το νόμο διπλής άρνησης)
$\equiv \neg\neg \forall x Q(x) \vee \forall y R(y,y)$	(Εφαρμόζω το 1ο νόμο αντικατάστασης)
$\equiv \neg \forall x Q(x) \rightarrow \forall y R(y,y)$	(Εφαρμόζω το νόμο μετακίνησης ποσοδείκτη)
$\equiv \forall y[\neg \forall x Q(x) \rightarrow R(y,y)]$	(Εφαρμόζω το νόμο άρνησης ποσοδείκτη)
$\equiv \forall y[\exists x \neg Q(x) \rightarrow R(y,y)]$	(Εφαρμόζω το νόμο μετακίνησης ποσοδείκτη)
$\equiv \forall y \forall x[\neg Q(x) \rightarrow R(y,y)]$	

ΟΡΙΣΜΟΣ ΑΛΗΘΕΙΑΣ TARSKI

ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗ ΛΟΓΙΚΗ www.psounis.gr

Ορισμός Αλήθειας Tarski

Έστω Α ερμηνεία, v αποτίμηση και φ τύπος. Η εύρεση για το αν η v ικανοποιεί τον φ στην Α (ή ότι η ο φ αληθεύει για την v στην Α) και συμβολίζουμε με $A \vDash \varphi[v]$ ορίζεται αναδρομικά ως εξής:

1. $A \vDash t_1 \approx t_2[v] \iff v(t_1) = v(t_2)$
2. $A \vDash P(t_1, \dots, t_n)[v] \iff (v(t_1), \dots, v(t_n)) \in P^A$
3. $A \vDash \neg\varphi[v] \iff$ δεν ισχύει ότι $A \vDash \varphi[v]$
4. $A \vDash \varphi \wedge \psi[v] \iff A \vDash \varphi[v]$ και $A \vDash \psi[v]$
5. $A \vDash \varphi \vee \psi[v] \iff A \vDash \varphi[v]$ ή $A \vDash \psi[v]$
6. $A \vDash \varphi \rightarrow \psi[v] \iff$ Αν $A \vDash \varphi[v]$ τότε $A \vDash \psi[v]$
7. $A \vDash \varphi \leftrightarrow \psi[v] \iff A \vDash \varphi[v]$ αν και μόνο αν $A \vDash \psi[v]$
8. $A \vDash \forall x\varphi[v] \iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$: $A \vDash \varphi[v(x|a)]$
9. $A \vDash \exists x\varphi[v] \iff$ υπάρχει $\alpha \in |A|$: $A \vDash \varphi[v(x|a)]$

ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ: Στο σύμπαν των φυσικών, με την ερμηνεία του κατηγορήματος $P(x,y)$: $P^A(x,y)$ να αληθεύει αν $x < y$ με χρήση του ορισμού του Tarski να ερμηνεύσετε την πρόταση: $\forall x \forall y[P(x,y) \rightarrow \neg P(y,x)]$

Λύση: Εφαρμόζω τον ορισμό Tarski:

$A \vDash \forall x \forall y[P(x,y) \rightarrow \neg P(y,x)][v]$	(εφαρμόζω κανόνα 8)
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$: $A \vDash \forall y[P(x,y) \rightarrow \neg P(y,x)][v(x|a)]$	(εφαρμόζω κανόνα 8)
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$: $A \vDash [P(x,y) \rightarrow \neg P(y,x)][v(x|a, y|\beta)]$	(εφαρμόζω κανόνα 6)
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$:	
αν $A \vDash P(x,y)[v(x|a, y|\beta)]$	
τότε $A \vDash \neg P(y,x)[v(x|a, y|\beta)]$	(εφαρμόζω κανόνα 2 και 3)
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$:	
αν $(a, \beta) \in P^A$ τότε δεν ισχύει $A \vDash P(y,x)[v(x|a, y|\beta)]$	(εφαρμόζω κανόνα 2)
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$: αν $(a, \beta) \in P^A$ τότε δεν ισχύει $(\beta, \alpha) \in P^A$	
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$: αν $P^A(a, \beta)$ αληθες τότε δεν ισχύει $P^A(\beta, \alpha)$ αληθες	
$\iff$ για κάθε $\alpha \in |A|$, για κάθε $\beta \in |A|$: αν $\alpha < \beta$ τότε δεν ισχύει $\beta < \alpha$	

που είναι προφανώς αληθής.

ΟΡΙΣΜΟΙ ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗΣ ΛΟΓΙΚΗΣ

ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗ ΛΟΓΙΚΗ www.psounis.gr

ΙΚΑΝΟΠΟΙΗΣΙΜΟΣ ΤΥΠΟΣ

Ένας τύπος θα λέμε ότι είναι ικανοποιήσιμος, αν υπάρχει δομή (ερμηνεία) και αποτίμηση που ικανοποιεί τον τύπο.

Μια δομή που ικανοποιεί τον τύπο θα λέμε ότι είναι μοντέλο του τύπου.

Για να αποδείξουμε ότι ο τύπος είναι ικανοποιήσιμος:

- Διατυπώνουμε την ερμηνεία και την αποτίμηση (αν απαιτείται), μεταφράζουμε την πρόταση και δείχνουμε ότι είναι αληθής. (Συνίσταται η ερμηνεία των κατευθυνόμενων γραφημάτων)

ΙΚΑΝΟΠΟΙΗΣΙΜΟ ΣΥΝΟΛΟ ΤΥΠΩΝ

Ένα σύνολο τύπων θα λέμε ότι είναι ικανοποιήσιμο, αν υπάρχει δομή (ερμηνεία) και αποτίμηση που ικανοποιεί κάθε τύπο του συνόλου τύπων.

Για να αποδείξουμε ότι το σύνολο τύπων είναι ικανοποιήσιμο:

- ομοίως με τον ικανοποιήσιμο τύπο

ΛΟΓΙΚΗ ΣΥΝΕΠΑΓΩΓΗ

Θα λέμε ότι ένα σύνολο τύπων Τ συνεπάγεται λογικά τον τύπο φ ή ότι ο φ είναι σημασιολογική συνέπεια του Τ και θα συμβολίζουμε με $T \vDash \varphi$

αν και μόνο αν

Για όλες τις δομές και αποτιμήσεις που το σύνολο τύπων Τ είναι ικανοποιήσιμο, ικανοποιείται και ο τύπος φ

Για να αποδείξουμε ότι ισχύει μια λογική συνεπαγωγή

Π.χ. Αν $\{\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3\} \vDash \varphi$ αρκεί να δείξουμε ότι ο τύπος: $\varphi_1 \wedge \varphi_2 \wedge \varphi_3 \rightarrow \varphi$ είναι λογικά έγκυρος.

Για να αποδείξουμε ότι δεν ισχύει μία λογική συνεπαγωγή:

- Επιλέγουμε μια δομή και μία αποτίμηση που κάνει τις υποθέσεις αληθείς και το συμπέρασμα ψευδές.
- Διατυπώνουμε την ερμηνεία και μεταφράζουμε υποθέσεις και συμπέρασμα. Δείχνουμε ότι οι υποθέσεις είναι αληθείς και το συμπέρασμα είναι ψευδές.

ΛΟΓΙΚΑ ΕΓΚΥΡΟΣ ΤΥΠΟΣ

Ένας τύπος θα λέμε ότι είναι λογικά έγκυρος τύπος (ή λογικά αληθής τύπος), αν αληθεύει για οποιαδήποτε ερμηνεία και οποιαδήποτε αποτίμηση.

Θα συμβολίζουμε με $\vDash \varphi$ έναν λογικά έγκυρο τύπο.

Ένας λογικά έγκυρος τύπος είναι και τυπικό θεώρημα του κατηγορηματικού λογισμού

Για να αποδείξουμε ότι ένας τύπος είναι λογικά έγκυρος:

- Είτε δείχνουμε ότι είναι Σ.Α. σε νόμο προτασιακής ή κατηγορηματικής λογικής ή αξιωματικό σχήμα του ΠΛ.
- Είτε κάνουμε εφαρμογή του Tarski και αφού καταλήξουμε στην μετάφραση αποδεικνύουμε ότι αληθεύει σε κάθε δομή και σε κάθε αποτίμηση χρησιμοποιώντας μαθηματικά επιχειρήματα.

Για να αποδείξουμε ότι ένας τύπος δεν είναι λογικά έγκυρος:

Δείχνουμε ότι υπάρχει δομή και αποτίμηση που κάνει τον τύπο ψευδή ως εξής: Διατυπώνουμε μια ερμηνεία (σύμπαν, κατηγορηματικά σύμβολα κ.λπ.), Μεταφράζουμε την πρόταση, Δείχνουμε ότι είναι ψευδής.

Η ΓΛΩΣΣΑ ΤΩΝ ΚΑΤΕΥΘΥΝΟΜΕΝΩΝ ΓΡΑΦΗΜΑΤΩΝ

ΚΑΤΗΓΟΡΗΜΑΤΙΚΗ ΛΟΓΙΚΗ www.psounis.gr

Ορισμός: Ορίζουμε τη γλώσσα των κατευθυνόμενων γραφημάτων να συμπεριλαμβάνει ερμηνείες που περιλαμβάνουν τα εξής στοιχεία:

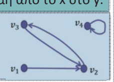
- Το σύμπαν είναι το σύνολο κορυφών |A|={1,2,…,n} (Γράφημα με n κορυφές)
- Το κατηγορηματικό σύμβολο P(x,y) είναι αληθές αν υπάρχει η κατευθυνόμενη ακμή από το x στο y.

Παράδειγμα: Ερμηνείας- - Γραφήματος

$A = \{\ |A| = \{v_1, v_2, v_3, v_4\},$

$P^A = \{(v_1, v_2), (v_2, v_3), (v_3, v_2), (v_4, v_4)\}$

}



Συντομογραφίες στα κατευθυνόμενα γραφήματα:

- K(x) αληθεύει αν η x είναι απομονωμένη:
  $K(x) \equiv \forall y[P(x,y) \vee P(y,x) \rightarrow x \approx y]$
- $out_0(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό 0
  $out_0(x) \equiv \forall y[\neg P(x,y)]$
- $out_{\geq 1}(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό ≥ 1
  $out_{\geq 1}(x) \equiv \exists y[P(x,y)]$
- $out_1(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό 1
  $out_1(x) \equiv \exists y[P(x,y) \wedge \forall z(P(x,z) \rightarrow z \approx y)]$
- $out_{\leq 1}(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό ≤ 1
  $out_{\leq 1}(x) \equiv out_0(x) \vee out_1(x)$
- $out_{\geq 2}(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό ≥ 2
  $out_{\geq 2}(x) \equiv \exists y \exists z[P(x,y) \wedge P(x,z) \wedge y \neq z]$
- $out_2(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό 2
  $out_2(x) \equiv \exists y \exists z[P(x,y) \wedge P(x,z) \wedge y \neq z \wedge$
  $\wedge \forall w(P(x,w) \rightarrow w \approx y \vee w \approx z)]$
- $out_{\leq 1}(x)$ αληθεύει αν η κορυφή x έχει έξω βαθμό ≤ 1
  $out_{\leq 2}(x) \equiv out_0(x) \vee out_1(x) \vee out_2(x)$

Αντιστρέφοντας τη σειρά των ορισμάτων στο κατηγόρημα P(x,y) έχουμε συντομογραφίες για τον έσω βαθμό.

Παράδειγμα: Να ερμηνεύσετε τις προτάσεις σε φυσική γλώσσα:

	Τύπος	Μετάφραση
1	$\forall x P(x,x)$	Κάθε κορυφή έχει ανακύκλωση
2	$\exists x P(x,x)$	Υπάρχει κορυφή με ανακύκλωση
3	$\forall x \forall y P(x,y)$	Το γράφημα είναι πλήρες
4	$\exists x \exists y P(x,y)$	Το γράφημα έχει τουλάχιστον μία ακμή
5	$\forall x \exists y P(x,y)$	Κάθε κορυφή έχει έξω βαθμό τουλάχιστον 1
6	$\exists x \forall y P(x,y)$	Υπάρχει κορυφή με έξω βαθμό n [n: πλήθος κορυφών]
7	$\forall y \forall x P(x,y)$	(ίδιο με 3 από Νόμο Κατανομής Ποσοδεικτών)
8	$\exists y \exists x P(x,y)$	(ίδιο με 4 από Νόμο Κατανομής Ποσοδεικτών)
9	$\exists y \forall x P(x,y)$	Υπάρχει κορυφή με έσω βαθμό n [n: πλήθος κορυφών]
10	$\forall y \exists x P(x,y)$	Κάθε κορυφή έχει έσω βαθμό τουλάχιστον 1

Ορισμοί σε Κατευθυνόμενα Γραφήματα:

Ανακυκλώσεις (Είναι ακμές με αρχή και τέλος την ίδια κορυφή)

Παράλληλες Ακμές (Είναι ακμές με κοινά άκρα και κοινή φορά)

Αντιπαράλληλες ακμές (Είναι ακμές με κοινά άκρα και αντίθετη φορά)

Μονοπάτι P μήκους n είναι μια ακολουθία n διαδοχικών ακμών (ακολουθώντας τις κατευθύνσεις τους)

Απλό μονοπάτι είναι ένα μονοπάτι χωρίς επαναλαμβανόμενες κορυφές

Κύκλος είναι ένα μονοπάτι χωρίς επαναλαμβανόμενες ακμές που αρχίζει και τελειώνει στην ίδια κορυφή

Απλός Κύκλος είναι ένας κύκλος χωρίς επαναλαμβανόμενες κορυφές

Έσω Βαθμός της κορυφής v_i είναι το πλήθος των ακμών που εισέρχονται στην κορυφη v_i

Έξω Βαθμός της κορυφής v_i είναι το πλήθος των ακμών που εξέρχονται από την κορυφη v_i

Απομονωμένη κορυφή είναι μία κορυφή στην οποία δεν εισέρχονται ούτε εξέρχονται ακμές από άλλες κορυφές.