

**ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ**  
**ΜΕ**  
**ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗ**  
**ΚΑΙ**  
**ΜΗΧΑΝΙΚΗ ΜΑΘΗΣΗ**

**ΒΑΣΙΛΕΙΟΣ Γ. ΠΑΛΑΣΣΟΠΟΥΛΟΣ**



Σχολή Εφαρμοσμένων Μαθηματικών και Φυσικών Επιστημών  
Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο

Επιβλέπων: Στεφανέας Πέτρος  
Μέλη Επιτροπής: Αρβανιτάκης Αλέξανδρος, Κολέτσος Ιωάννης

Ιούλιος 2018



# ABSTRACT

---

The subject of the present Thesis is the presentation of the Description Logics and of their application to Automated Reasoning and Machine Learning, within the context of the greater field of Artificial Intelligence. In the starting Chapter, the necessary framework for the application of Description Logics to Artificial Intelligence is presented. It starts with the concept of Knowledge Representation and continues with the concepts of Ontology in Informatics, of the Semantic Web and of the OWL Ontology Representation Language. These concepts lead directly to the justification of the use and of the significant advantages of Description Logics for the purposes of Artificial Intelligence.

In the second Chapter, the Description Logics are presented as decidable fragments of the First Order Predicate Logic. The presentation starts with the syntax and the semantics of Description Logics. Next, the more often used Description Logics are presented. The Chapter concludes with the comparative advantages and disadvantages of Description Logics, both among themselves and in comparison to the other similar Mathematical Logics.

In the third Chapter, Automated Reasoning with Description Logics is presented. The main characteristic of this type of Reasoning is the application of deductive inference rules (from general to specific) for the purpose of creating new knowledge from Ontologies based on Description Logics. The presentation starts with the problems of Automated Reasoning and continues with the necessary theoretical base for treating these problems. This treatment leads directly to the relevant Automated Reasoning algorithms, with the method of Analytic Tableau described in more detail. Next, the automated justification of the results and the complexity of the relevant algorithms is presented, together with the Semantic Reasoners, which have been developed up to date for the purposes of Automated Reasoning. The Chapter concludes with the problem of transforming databases into Ontologies for use in Automated Reasoning.

In the fourth Chapter, Machine Learning with Description Logics is presented. The main characteristic of this type of Learning is the use of inductive inference (from specific to general) for the purpose of creating new knowledge from Ontologies based on Description Logics. The presentation starts with a general presentation of Machine Learning and it then concentrates on the crucial target of this type of Learning, specifically

on the Learning of Concepts. In this respect, the formal definition of the problem is presented, followed by the strategy for solving the problem, the construction of refinement chains, and the final achievement of the objective by means of the open-source software DL-Learner (Description-Logics Learner).

In the fifth and final Chapter, specific conclusions from the present Thesis are presented, together with the currently open problems, for the purpose of generalizing the use of Description Logics in Artificial Intelligence.

# ΠΕΡΙΛΗΨΗ

---

Η παρούσα εργασία παρουσιάζει τις Περιγραφικές Λογικές και τις εφαρμογές τους στην Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική και στην Μηχανική Μάθηση, ως επιμέρους κλάδων του ευρύτερου πεδίου της Τεχνητής Νοημοσύνης. Στο αρχικό Κεφάλαιο, παρουσιάζεται το αναγκαίο γενικό πλαίσιο εφαρμογής των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη, ξεκινώντας από την έννοια της Αναπαράστασης Γνώσης και συνεχίζοντας με τις έννοιες της Οντολογίας στην Πληροφορική, του Σημασιολογικού Ιστού και της Γλώσσας Οντολογίας Ιστού OWL. Η ανάπτυξη αυτή οδηγεί στην τεκμηρίωση των σημαντικών πλεονεκτημάτων της χρήσης Περιγραφικών Λογικών για τους σκοπούς της Τεχνητής Νοημοσύνης.

Στο δεύτερο Κεφάλαιο, παρουσιάζονται οι Περιγραφικές Λογικές ως αποκρίσιμα τμήματα της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής. Η παρουσίαση ξεκινάει με το συντακτικό και τη σημασιολογία των Περιγραφικών Λογικών. Στη συνέχεια, παρουσιάζονται οι συνηθέστερα χρησιμοποιούμενες Περιγραφικές Λογικές. Το Κεφάλαιο ολοκληρώνεται με τη συγκριτική αντιπαράθεση των Περιγραφικών Λογικών, τόσο μεταξύ τους, όσο και με τις άλλες παρόμοιες Μαθηματικές Λογικές.

Στο τρίτο Κεφαλαίο, παρουσιάζεται η Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική με Περιγραφικές Λογικές, η οποία ουσιαστικά συνίσταται στην χρήση παραγωγικών κανόνων συμπερασμού (από το γενικό στο ειδικό) για την αυτοματοποιημένη δημιουργία νέας γνώσης από μία Οντολογία Περιγραφικής Λογικής. Η παρουσίαση ξεκινάει με τα προβλήματα της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής και συνεχίζει με την απαραίτητη θεωρητική βάση για την επεξεργασία αυτών των προβλημάτων. Η επεξεργασία αυτή οδηγεί άμεσα στους αλγόριθμους Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, από τους οποίους η Μέθοδος του Αναλυτικού Tableau περιγράφεται με μεγαλύτερη λεπτομέρεια. Στη συνέχεια, παρουσιάζεται η αυτοματοποιημένη εξήγηση των αποτελεσμάτων, η αντίστοιχη υπολογιστική πολυπλοκότητα, καθώς και οι Σημασιολογικοί Συλλογιστές οι οποίοι έχουν αναπτυχθεί μέχρι σήμερα για τους σκοπούς της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής. Το Κεφάλαιο ολοκληρώνεται με το πρόβλημα του μετασχηματισμού των Βάσεων Δεδομένων σε Οντολογίες προκειμένου να χρησιμοποιηθούν στην Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική.

Στο τέταρτο Κεφάλαιο, παρουσιάζεται η Μηχανική Μάθηση με Περιγραφικές Λογικές, η οποία ουσιαστικά συνίσταται στην χρήση επαγωγικών συμπερασμών (από το ειδικό στο γενικό) για την αυτοματοποιημένη δημιουργία νέας γνώσης από δεδομένα σε μία

Οντολογία Περιγραφικής Λογικής. Η παρουσίαση ξεκινάει από ορισμένα γενικά περιγραφικά στοιχεία για τη Μηχανική Μάθηση και στη συνέχεια επικεντρώνεται στον κρίσιμο στόχο, ο οποίος είναι η Μάθηση Έννοιας. Στο πλαίσιο αυτό, παρουσιάζεται ο τυπικός ορισμός του προβλήματος, η στρατηγική επίλυσης του προβλήματος, η κατασκευή αλυσίδων εκλέπτυνσης και η υλοποίηση του στόχου μέσω του λογισμικού ανοικτού κώδικα DL-Learner (Description-Logics Learner).

Στο πέμπτο και τελευταίο Κεφάλαιο του παρόντος, παρατίθενται συγκεκριμένα συμπεράσματα, τα οποία προκύπτουν από την εργασία, καθώς και τα υπάρχοντα ανοικτά προβλήματα για την διεύρυνση της χρήσης των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη.

*[Οι Μαθηματικοί] παραδίδουν τις ανακαλύψεις τους  
στους λογικολόγους να τις χρησιμοποιήσουν κατάλληλα*

— Πλάτων

## **ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ**

---

Ο συγγραφέας ευχαριστεί θερμά τον Καθηγητή κ. Πέτρο Στεφανέα, τόσο για την εμπνευσμένη Διδασκαλία εκ μέρους του, όλων των σχετιζόμενων με την παρούσα εργασία Μαθημάτων της Σχολής, όσο και για την καθοδήγησή του στην οργάνωση και στην συγγραφή της παρούσας Εργασίας.

Είναι αυτονόητο ότι, τυχόν σφάλματα και μη επαρκώς τεκμηριωμένοι ισχυρισμοί, στην παρούσα Εργασία, αποτελούν αποκλειστική ευθύνη του συγγραφέα της.





# ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

---

<b>1 ΑΝΑΠΑΡΑΣΤΑΣΗ ΓΝΩΣΗΣ, ΟΝΤΟΛΟΓΙΕΣ ΚΑΙ ΧΡΗΣΙΜΟΤΗΤΑ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ ΣΤΗΝ ΤΕΧΝΗΤΗ ΝΟΗΜΟΣΥΝΗ</b>	<b>1</b>
1.1 Σκοπός Κεφαλαίου . . . . .	1
1.2 Αναπαράσταση Γνώσης . . . . .	2
1.3 Οντολογίες στην Πληροφορική . . . . .	5
1.4 Σημασιολογικός Ιστός . . . . .	7
1.4.1 Γλώσσα Οντολογίας Ιστού OWL . . . . .	9
1.5 Συγκριτικά Πλεονεκτήματα Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη . . . . .	10
1.5.1 Ανεπάρκεια Προτασιακής Λογικής . . . . .	10
1.5.2 Περιορισμοί της Κατηγορηματικής Λογικής . . . . .	11
1.5.3 Αναγκαιότητα Περιγραφικών Λογικών . . . . .	12
<b>2 Η ΟΙΚΟΓΕΝΕΙΑ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ ΚΑΙ Η ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΤΟΥΣ ΜΕ ΑΛΛΕΣ ΜΑΘΗΜΑΤΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ</b>	<b>15</b>
2.1 Σκοπός κεφαλαίου . . . . .	15
2.2 Σύντομη περιγραφή . . . . .	15
2.3 Συντακτικό των Περιγραφικών Λογικών . . . . .	16
2.4 Σημασιολογία . . . . .	19
2.5 Η οικογένεια των Περιγραφικών Λογικών . . . . .	22
2.5.1 Ονοματοδοσία των Περιγραφικών Λογικών . . . . .	22
2.5.2 Η Περιγραφική Λογική $\mathcal{AL}$ και οι άμεσες επεκτάσεις της . . . . .	23
2.5.3 Η Περιγραφική Λογική $\mathcal{SROIQ}$ . . . . .	24
2.5.4 Η Περιγραφική Λογική $\mathcal{DLR}$ . . . . .	27
2.5.5 Άλλες Περιγραφικές Λογικές . . . . .	29
2.6 Επιπρόσθετα γλωσσικά στοιχεία για τις Περιγραφικές Λογικές . . . . .	29
2.7 Σύγκριση με άλλες Μαθηματικές Λογικές . . . . .	31
2.7.1 Κατηγορηματική Λογική . . . . .	31
2.7.2 Τροπική Λογική . . . . .	34
<b>3 ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗ ΜΕ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ</b>	<b>35</b>
3.1 Σκοπός Κεφαλαίου . . . . .	35
3.2 Προβλήματα Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής . . . . .	35
3.2.1 Προβλήματα συλλογιστικής σε Σώματα Ορολογίας . . . . .	36
3.2.2 Προβλήματα συλλογιστικής σε Σώματα Ισχυρισμών . . . . .	36

3.3 Θεωρητική βάση για την επίλυση των προβλημάτων Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής . . . . .	37
3.3.1 Ιδιότητες των λογικών τελεστών . . . . .	37
3.3.2 Ισοδυναμίες Βάσεων Γνώσης . . . . .	38
3.3.3 Μετατροπή του Σώματος Ισχυρισμών σε Σώμα Ορολογίας . . . . .	38
3.3.4 Μετασχηματισμοί στο Σώμα Ορολογίας . . . . .	38
3.4 Ισοδυναμίες μεταξύ προβλημάτων Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής . . . . .	39
3.4.1 Ισοδυναμίες Προβλημάτων Συλλογιστικής σε Σώματα Ορολογίας	39
3.4.2 Ισοδυναμίες Προβλημάτων Συλλογιστικής σε Σώματα Ισχυρισμών	40
3.5 Μετατροπή σύνθετων εννοιών στην Κανονική Μορφή Άρνησης . .	41
3.6 Αλγόριθμοι . . . . .	42
3.6.1 Μέθοδος με χρήση Παραγωγικών Κανόνων Συμπερασμού . . . . .	42
3.6.2 Μέθοδος του Αναλυτικού Tableau . . . . .	44
3.6.3 Μέθοδος με χρήση της Αρχής της Ανάλυσης . . . . .	48
3.7 Εξήγηση αποτελεσμάτων . . . . .	49
3.8 Υπολογιστική Πολυπλοκότητα Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής .	51
3.9 Σημασιολογικοί Συλλογιστές . . . . .	52
3.10 Μετατροπή Βάσεων Δεδομένων σε Οντολογίες για χρήση Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής . . . . .	53
3.10.1 Σχέση Βάσεων Δεδομένων με Οντολογίες . . . . .	53
3.10.2 Περίπτωση μετατροπής για το μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων .	54
<b>4 ΜΗΧΑΝΙΚΗ ΜΑΘΗΣΗ ΜΕ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ</b>	<b>57</b>
4.1 Σκοπός Κεφαλαίου . . . . .	57
4.2 Γενικά για την Μηχανική Μάθηση . . . . .	57
4.3 Μάθηση Εννοιών . . . . .	59
4.3.1 Γενική Περιγραφή . . . . .	59
4.3.2 Τυπικός ορισμός του προβλήματος στις Περιγραφικές Λογικές . .	61
4.3.3 Η στρατηγική επίλυσης του προβλήματος . . . . .	61
4.3.4 Κατασκευή αλυσίδων εκλέπτυνσης στην Περιγραφική Λογική <i>ALC</i>	63
4.4 Εφαρμογή στο Πρόγραμμα Μηχανικής Μάθησης DL-Learner . . . . .	64
<b>5 ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ - ΑΝΟΙΚΤΑ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ</b>	<b>67</b>
5.1 Συμπεράσματα . . . . .	67
5.2 Ανοικτά Προβλήματα . . . . .	68
5.2.1 Ανοικτά Προβλήματα στη Μηχανική Μάθηση . . . . .	68
5.2.2 Ανοικτά Προβλήματα στη Λογική Εκφραστικότητα . . . . .	69
5.3 Καταληκτικό Σχόλιο . . . . .	69
<b>ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ</b>	<b>71</b>

# ΑΝΑΠΑΡΑΣΤΑΣΗ ΓΝΩΣΗΣ, ΟΝΤΟΛΟΓΙΕΣ ΚΑΙ ΧΡΗΣΙΜΟΤΗΤΑ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ ΣΤΗΝ ΤΕΧΝΗΤΗ ΝΟΗΜΟΣΥΝΗ

---

## 1.1 ΣΚΟΠΟΣ ΚΕΦΑΛΑΙΟΥ

Σκοπός του παρόντος εισαγωγικού Κεφαλαίου είναι η παρουσίαση του γενικού πλαισίου και η αιτιολόγηση της εφαρμογής των Περιγραφικών Λογικών<sup>1</sup> στην Τεχνητή Νοημοσύνη<sup>2</sup>. Η εφαρμογή αυτή είναι ιδιαίτερα σημαντική γιατί, όπως θα αποδειχθεί λεπτομερώς σε επόμενα Κεφάλαια της παρούσας Εργασίας, οι Περιγραφικές Λογικές χρησιμοποιούνται κατά προτίμηση, έναντι των άλλων λογικών, τόσο στην Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική<sup>3</sup>, όσο και στην Μηχανική Μάθηση<sup>4</sup>. Και, όπως είναι γνωστό, οι δύο προαναφερόμενοι κλάδοι της Τεχνητής Νοημοσύνης αποτελούν σήμερα δύο από τα κρισιμότερα πεδία αιχμής των προσπαθειών, για την αποτελεσματικότερη χρήση της Τεχνητής Νοημοσύνης σε ένα ευρύτατο φάσμα εφαρμογών, με πολύ μεγάλο πρακτικό ενδιαφέρον.

Στο πλαίσιο αυτού του σκοπού, είναι απαραίτητο να επισημανθεί από την αρχή, ότι η εφαρμογή των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη έχει ένα ιδιαίζον χαρακτηριστικό. Συγκεκριμένα, σε αντιδιαστολή προς άλλες εφαρμογές της Τεχνητής Νοημοσύνης, οι Περιγραφικές Λογικές δεν μπορούν να εφαρμοστούν άμεσα σε πρωτογενή δεδομένα. Αντίθετα, οι Περιγραφικές Λογικές μπορούν να εφαρμοστούν μόνο σε δεδομένα τα οποία αναπαριστάνουν γνώση. Μάλιστα, η γνώση αυτή πρέπει να είναι κατάλληλα τυποποιημένη, ώστε να μπορεί να γίνει αυτοματοποιημένη επεξεργασία της με τις Περιγραφικές Λογικές.

Λόγω του παραπάνω ιδιαίζοντος χαρακτηριστικού, είναι απαραίτητο το παρόν εισαγωγικό Κεφάλαιο να έχει ένα ιεραρχικό χαρακτήρα παρουσίασης, ξεκινώντας από την θεμελιώδη έννοια της “Αναπαράστασης Γνώσης”<sup>5</sup> και προχωρώντας στις έννοιες της “Οντολογίας”<sup>6</sup>, του

---

1 αγγλικά: Description Logics, DLs

2 αγγλικά: Artificial Intelligence, AI

3 αγγλικά: Automated Reasoning

4 αγγλικά: Machine Learning

5 αγγλικά: Knowledge Representation, KR

6 αγγλικά: Ontology

“Σημασιολογικού Ιστού”<sup>7</sup> και της “Γλώσσας Οντολογίας Ιστού”<sup>8</sup>. Ένα πρόσθετο πλεονέκτημα αυτής της ιεραρχικής παρουσίασης θα αποτελέσει, στο τέλος του Κεφαλαίου, η πλήρης αιτιολόγηση του γιατί, από τις συνήθεις Μαθηματικές Λογικές (π.χ. Προτασιακή Λογική, Πρωτοβάθμια Κατηγορηματική Λογική, Λογικές Ανώτερης Τάξεως), η οικογένεια των Περιγραφικών Λογικών είναι αυτή, η οποία εφαρμόζεται κατά προτίμηση στην Τεχνητή Νοημοσύνη.

## 1.2 ΑΝΑΠΑΡΑΣΤΑΣΗ ΓΝΩΣΗΣ

Για την καλύτερη κατανόηση του όρου “Αναπαράσταση Γνώσης” και όσων προκύπτουν από αυτόν, είναι αναγκαίο να οριστούν προηγουμένως οι όροι “Γνωστικό Πεδίο”<sup>9</sup> και “Πεδίο Ενδιαφέροντος”<sup>10</sup>.

Με τον όρο “Γνωστικό Πεδίο” θα νοείται κάθε συγκεκριμένο πεδίο γνώσεως, το οποίο έχει ενιαία ορολογία και σημασιολογία. Για παράδειγμα, Γνωστικά Πεδία αποτελούν οι ιατρικές επιστήμες, οι νομικές επιστήμες, οι μαθηματικές επιστήμες κλπ., αλλά επίσης και μη επιστημονικά πεδία, όπως π.χ. η μαγειρική. Επίσης, ως Γνωστικά Πεδία μπορούν να θεωρηθούν και συγκεκριμένα υποσύνολα των προαναφερομένων. Για παράδειγμα στην Ιατρική, Γνωστικό Πεδίο μπορεί να αποτελέσει η παθολογία, η ανατομία κλπ.

Στη συνέχεια, με τον όρο “Πεδίο Ενδιαφέροντος” θα νοείται ένα συγκεκριμένο υποσύνολο Γνωστικού Πεδίου, στο οποίο εφαρμόζεται ή αναφέρεται μία συγκεκριμένη εφαρμογή ή μεθοδολογία. Για παράδειγμα, Πεδίο Ενδιαφέροντος στην Ιατρική μπορεί να αποτελέσει η καρκινογένεση από συγκεκριμένη ομάδα χημικών παραγόντων κ.α..

Χρησιμοποιώντας την παραπάνω ορολογία, με τον όρο “Αναπαράσταση Γνώσης” θα νοείται το σύνολο συντακτικών και σημασιολογικών παραδοχών, οι οποίες καθιστούν δυνατή την περιγραφή ενός συγκεκριμένου Γνωστικού Πεδίου μέσω Ηλεκτρονικού Υπολογιστή<sup>11</sup>, προκειμένου να λυθούν σύνθετα προβλήματα.

Στο πλαίσιο αυτό, επισημαίνεται ότι η “Φυσική Γλώσσα”, παρόλο που χρησιμοποιείται από τον ανθρώπινο εγκέφαλο, είναι θεμελιωδώς ακατάλληλη για χρήση μέσω Η/Υ. Οι λόγοι είναι πολλοί και μεταξύ αυτών περιλαμβάνονται:

- Η Πολυσημαντότητα (ambiguity) της φυσικής γλώσσας, και

7 αγγλικά: Semantic Web

8 αγγλικά: Web Ontology Language, OWL

9 αγγλικά: Domain of Knowledge

10 αγγλικά: Domains of Discourse

11 Η/Υ στα επόμενα

- Η ερμηνεία της φυσικής γλώσσας με βάση τα συμφραζόμενα (context)

Επίσης, επισημαίνεται ότι, ούτε οι συνήθειες “Γλώσσες Προγραμματισμού”, είναι κατάλληλες για την Αναπαράσταση Γνώσης. Ο λόγος είναι ότι οι συνήθειες Γλώσσες Προγραμματισμού έχουν αναπτυχθεί κυρίως για την επεξεργασία πρωτογενών δεδομένων. Και, όπως μπορεί εύκολα να ελεγχθεί, τυχόν προσπάθεια αναπαράστασης γνώσεως με την χρήση των συμβατικών “Γλωσσών Προγραμματισμού” οδηγεί σε ιδιαίτερα μεγάλα και σύνθετα προγράμματα, τα οποία είναι πολύ δύσκολο να ελεγχθούν, να συντηρηθούν και να ανανεωθούν.

Για να γίνει σωστή και αποτελεσματική αναπαράσταση της γνώσης για χρήση με Η/Υ, είναι απαραίτητο να οριστεί πρώτα επαρκώς η έννοια της Γνώσης στο γενικότερο πλαίσιο της Τεχνητής Νοημοσύνης και ο ορισμός αυτός απαιτεί την ιεραρχική θεώρηση των εννοιών “Δεδομένα”, “Πληροφορία”, “Γνώση” και “Σοφία”.

Πλέον συγκεκριμένα:

- Με τον όρο “Δεδομένα” νοούνται τα μη-οργανωμένα και μη-επεξεργασμένα γεγονότα, σχετικά με αντικείμενα ή συμβάντα σε ένα συγκεκριμένο Πεδίο Ενδιαφέροντος, τα οποία καταγράφονται στον Η/Υ, π.χ.
  - Οι μετρήσιμες ή υπολογίσιμες τιμές των ιδιοτήτων των αντικειμένων
  - Η τιμή πώλησης ενός προϊόντος σε μία εμπορική συναλλαγή
  - Η ημερομηνία γέννησης ενός ατόμου
- Στη συνέχεια, με τον όρο “Πληροφορία” νοούνται δεδομένα, τα οποία ανήκουν όλα σε ένα συγκεκριμένο Πεδίο Ενδιαφέροντος, και έχουν φιλτραριστεί και μορφοποιηθεί κατάλληλα, ώστε να μπορούν να ερμηνευτούν και να διευκολύνουν στη λήψη αποφάσεων, π.χ.
  - Το ετήσιο άθροισμα πωλήσεων κάποιου υποκαταστήματος επιχείρησης
  - Η μέγιστη και ελάχιστη θερμοκρασία σε ένα συγκεκριμένο μήνα του έτους
- Κατόπιν, με τον όρο “Γνώση” νοείται η πληροφορία, η οποία ανήκει σε ένα συγκεκριμένο Γνωστικό Πεδίο, και η οποία έχει υποστεί, τόσο μία σειρά ειδικών ελέγχων για την πιστοποίησή της, όσο και ειδικής επεξεργασίας, προκειμένου να προκύψουν χρήσιμα γενικά συμπεράσματα, τα οποία δεν είναι προφανή χωρίς αυτή την επεξεργασία, π.χ.
  - Η επιστημονική γνώση

- Η γνώση που προέρχεται από μακρόχρονη επιβεβαίωση των καθημερινών εμπειριών
- Η επαναλαμβανόμενη παρατήρηση πως οι πωλήσεις από ένα συγκεκριμένο υποκατάστημα αυξάνονται κατά 20% περίπου κατά τους καλοκαιρινούς μήνες
- Τέλος, με τον όρο “Σοφία” νοείται η ικανότητα να χρησιμοποιηθεί όλη η διαθέσιμη γνώση σε ένα συγκεκριμένο Γνωστικό Πεδίο, κατά το δυνατόν αποδοτικότερα, για συγκεκριμένο σκοπό.

Από την παραπάνω ιεραρχική κατάταξη, προκύπτει ότι τα δεδομένα είναι πολύ περισσότερα από την πληροφορία, οι πληροφορίες είναι πολύ περισσότερες από τη προκύπτουσα γνώση και οι γνώσεις είναι περισσότερες από την τυχόν υπάρχουσα σοφία. Και, με βάση αυτή την παρατήρηση, δεδομένα, πληροφορία, γνώση και σοφία μπορούν να παρασταθούν σχηματικά ως μία πυραμίδα, όπως στο παρακάτω σχήμα:



Επίσης, από την παραπάνω ιεραρχική κατάταξη, προκύπτουν και τα είδη της Γνώσης, τα οποία μπορούν να αναπαρασταθούν με τη χρήση του Η/Υ. Αυτά είναι:

- Τα Αντικείμενα (Objects): Αφορά την αναπαράσταση των αντικειμένων ενός συγκεκριμένου Γνωστικού Πεδίου και των σχέσεων μεταξύ τους. Η προκύπτουσα γνώση ονομάζεται “Σημασιολογική γνώση” (semantic knowledge) και είναι ιεραρχικά δομημένη
- Τα Γεγονότα (Events): Αφορά την αναπαράσταση των ενεργειών και της χρονικής ακολουθίας με την οποία αυτές συμβαίνουν, καθώς και

τις σχέσεις αίτιου-αποτελέσματος. Η προκύπτουσα γνώση ονομάζεται “Επεισοδιακή γνώση” (episodical knowledge)

- Η Εκτέλεση (Performance): Αφορά την αναπαράσταση των δεξιοτήτων για το πώς εκτελείται συγκεκριμένη εργασία ή διεκπεραιώνεται συγκεκριμένη διαδικασία. Η προκύπτουσα γνώση ονομάζεται “Διαδικαστική γνώση” (procedural knowledge).
- Η Μετα-Γνώση (Meta-Knowledge): Αφορά την γνώση, η οποία προκύπτει από επεξεργασία ολόκληρης ομάδας συναφών πρωτογενών γνώσεων. Ουσιαστικά, είναι συνώνυμη με την σοφία.

Όπως είναι φανερό από το παραπάνω γενικό ορισμό της Γνώσης στο πλαίσιο της Τεχνητής Νοημοσύνης, υπάρχουν πολλές δυνατές μορφές Αναπαράστασης Γνώσης με χρήση Η/Υ. Για το λόγο αυτό, πριν παρατεθούν οι επικρατέστερες μορφές Αναπαράστασης Γνώσης στα επόμενα, είναι σημαντικό να παρατεθούν συγκεκριμένα κριτήρια Αξιολόγησης των Μεθόδων Αναπαράστασης Γνώσης. Ορισμένα από αυτά είναι τα παρακάτω:

- Η Επάρκεια αναπαράστασης (representational adequacy), δηλαδή η ικανότητα να αναπαριστά όλα τα είδη της γνώσης
- Η Επάρκεια συμπερασμού (inferential adequacy), δηλαδή η ικανότητα να συνεργάζεται με μηχανισμούς που επεξεργάζονται υπάρχουσες δομές γνώσης
- Η Αποδοτικότητα συμπερασμού (inferential efficiency), δηλαδή η ικανότητα να μπορεί να εισάγει επιπλέον πληροφορίες στις δομές γνώσης, έτσι ώστε να κατευθύνει τους μηχανισμούς εξαγωγής συμπερασμάτων γρηγορότερα προς τη λύση, και
- Η Αποδοτικότητα απόκτησης (acquisitional efficiency), δηλαδή η ικανότητα να επιτρέπει την απόκτηση νέας γνώσης εύκολα και γρήγορα

### 1.3 ΟΝΤΟΛΟΓΙΕΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ

Ο όρος Οντολογία ξεκίνησε αρχικά να χρησιμοποιείται στην Φιλοσοφία. Σε αντιδιαστολή προς αυτή τη χρήση, στην Πληροφορική, με τον όρο Οντολογία ορίζεται το σύνολο των συντακτικών και σημασιολογικών παραδοχών, οι οποίες καθιστούν δυνατή την περιγραφή με Η/Υ ενός συγκεκριμένου Πεδίου Ενδιαφέροντος της ανθρώπινης γνώσης, προκειμένου να λυθούν σύνθετα προβλήματα σε αυτό. Για παράδειγμα, διαφορετικό σύστημα συντακτικών και σημασιολογικών παραδοχών χρειάζεται αν το Πεδίο Ενδιαφέροντος είναι, π.χ. για τις Ιατρικές επιστήμες, τα ανατομικά προβλήματα, τα προβλήματα καρκινογένεσης κλπ..

Υπάρχουν πολλών ειδών Οντολογίες με διάφορες μορφές και στοιχεία. Πάντως, στη γενική περίπτωση, τα βασικά στοιχεία μιας Οντολογίας περιλαμβάνουν:

- Άτομα (Individuals): Πρόκειται για τα βασικά αντικείμενα, στα οποία εφαρμόζεται η Οντολογία
- Κλάσεις (Classes): Ομαδοποίηση των ατόμων με βάση συγκεκριμένα κριτήρια και έννοιες
- Ιδιότητες (Attributes): Ιδιότητες, χαρακτηριστικά ή παράμετροι των ατόμων και των Κλάσεων
- Σχέσεις (Relations): Τρόποι με τους οποίους τα άτομα ή οι κλάσεις σχετίζονται μεταξύ τους
- Συναρτησιακούς όρους (Function terms): Σύνθετες δομές, οι οποίες σχηματίζονται από συγκεκριμένες σχέσεις, και οι οποίες μπορούν να χρησιμοποιηθούν αντί ενός ατόμου σε μία Πρόταση
- Περιορισμούς (Restrictions): Τυπικές περιγραφές του τι είναι αληθές, ώστε ένας ισχυρισμός να γίνει δεκτός για εισαγωγή στα δεδομένα
- Κανόνες (Rules): Προτάσεις, με την μορφή “εάν->τότε” (if-then), οι οποίες περιγράφουν τα λογικά συμπεράσματα, τα οποία μπορούν να εξαχθούν από ένα συγκεκριμένης μορφής ισχυρισμό
- Αξιώματα (Axioms): Ισχυρισμοί σε λογική μορφή, οι οποίοι ως σύνολο αποτελούν την όλη θεωρία, την οποία περιγράφει η Οντολογία στο συγκεκριμένο Πεδίο Ενδιαφέροντος, όπου αναφέρεται. Σημειώνεται, εν προκειμένω, ότι ο ορισμός αυτός του αξιώματος, διαφέρει του ορισμού του αξιώματος στη Μαθηματική Λογική, γιατί είναι δυνατόνα να περιλαμβάνει και θεωρήματα, τα οποία να προκύπτουν από τα αξιώματα
- Γεγονότα (Events): Αλλαγές στις σχέσεις ή στις ιδιότητες των ατόμων

Ο κλάδος της Οντολογίας στην Πληροφορική και, ειδικότερα, ο κλάδος της “Μηχανικής των Οντολογιών” (Ontology Engineering), ευρίσκεται σε συνεχή και καθημερινή εξέλιξη. Επί του παρόντος, μπορεί να θεωρηθεί ότι η Οντολογία χωρίζεται σε 3 κύριους τύπους:

- Στην “Οντολογία Πεδίου” (Domain Ontology): Αναφέρεται σε ένα, πλήρως συγκεκριμένο, Πεδίο Ενδιαφέροντος. Το βασικό πρόβλημα με τις οντολογίες πεδίου είναι το ότι δεν είναι εύκολο να συνδυαστούν με άλλες Οντολογίες Πεδίου, σε διαφορετικά μεν, αλλά συναφή μεταξύ τους, Πεδία Ενδιαφέροντος
- Στην “Άνω Οντολογία” (Upper Ontology) ή “Οντολογία Θεμελίωσης” (Foundation Ontology): Καλύπτει τα αντικείμενα, τα οποία είναι κοινά



σε περισσότερες από μία Οντολογίες, με συναφή μεταξύ τους Πεδία Ενδιαφέροντος, και

- Στην “Υβριδική Οντολογία” (Hybrid Ontology): Πρόκειται για συνδυασμό της Οντολογίας Πεδίου και της Άνω Οντολογίας

Ιδιαίτερη σημασία για την δημιουργία των Οντολογιών έχουν οι Περιγραφικές Λογικές, όπως θα αναλυθεί στο 1.5 υποκεφάλαιο. Και χαρακτηριστικό παράδειγμα αυτής της σημασίας των Περιγραφικών Λογικών για τις Οντολογίες αποτελεί ο Σημασιολογικός Ιστός, ο οποίος θα αναπτυχθεί επιγραμματικά αμέσως παρακάτω.

#### 1.4 ΣΗΜΑΣΙΟΛΟΓΙΚΟΣ ΙΣΤΟΣ

Η δημιουργία του “Σημασιολογικού Ιστού” ξεκίνησε ως προσπάθεια υλοποίησης ενός συγκεκριμένου οράματος του Tim Berners-Lee, ο οποίος υπήρξε ο δημιουργός του Παγκόσμιου Ιστού (World Wide Web). Συγκεκριμένα, ο Tim Berners-Lee αντιλαμβανόμενος τις προοπτικές αναβάθμισης του Παγκόσμιου Ιστού, από το επίπεδο των δεδομένων στο επίπεδο της γνώσης, ανέφερε το 1999 τα παρακάτω (στα Αγγλικά και ακολουθεί μετάφραση στα Ελληνικά):

I have a dream for the Web [in which computers] become capable of analyzing all the data on the Web – the content, links, and transactions between people and computers. A “Semantic Web”, which makes this possible, has yet to emerge, but when it does, the day-to-day mechanisms of trade, bureaucracy and our daily lives will be handled by machines talking to machines. The “intelligent agents” people have touted for ages will finally materialize.

Έχω ένα όνειρο για τον Ιστό, στον οποίο οι Η/Υ θα έχουν τη δυνατότητα να αναλύουν τα δεδομένα σε αυτόν – το περιεχόμενο, τους συνδέσμους και την αλληλεπίδραση μεταξύ ανθρώπων και Η/Υ. Ένας τέτοιος “Σημασιολογικός Ιστός”, ο οποίος να καθιστά αυτό δυνατό, δεν έχει δημιουργηθεί ακόμη, αλλά, όταν αυτό επιτευχθεί, τότε τους καθημερινούς μηχανισμούς εμπορίου, γραφειοκρατίας και των ημερήσιων υποχρεώσεών μας θα τους χειρίζονται μηχανές, οι οποίες θα συνομιλούν με άλλες μηχανές. Και τότε, θα υλοποιηθούν τελικά οι “ευφυείς πράκτορες”, τους οποίους επιδίωξαν οι άνθρωποι σε όλες τις εποχές.

Το παραπάνω όραμα του Tim Berners-Lee υποστηρίχτηκε, και συνεχίζει μέχρι σήμερα να υποστηρίζεται, από την “Κοινοπραξία του Παγκοσμίου

Ιστού” (World Wide Web Consortium, W3C), η οποία είναι η κύρια οργάνωση διεθνών προτύπων για τον Παγκόσμιο Ιστό. Όμως το όραμα αυτό δεν έχει επιτευχθεί μέχρι σήμερα, γιατί υπάρχουν σημαντικές προκλήσεις, οι οποίες πρέπει να αντιμετωπιστούν, προκειμένου να καταστεί ο Σημασιολογικός Ιστός πραγματικότητα. Για λόγους πληρότητας, παρατίθενται παρακάτω οι κυριότερες προκλήσεις σήμερα:

- Η Απεραντοσύνη (Vastness): Ο Παγκόσμιος Ιστός αποτελείται κυριολεκτικά από δισεκατομμύρια το πλήθος ιστοσελίδες, οι οποίες καθημερινά αυξάνονται με εκθετικό ρυθμό. Επίσης, οι διαθέσιμες Τεχνολογίες Οντολογιών δεν είναι ευχερές να ενοποιήσουν Οντολογίες, έστω και όταν πρόκειται για τα ίδια αντικείμενα και κλάσεις, όταν οι διάφορες ιστοσελίδες χρησιμοποιούν πολλαπλές, εντελώς διαφορετικές μεταξύ τους, ορολογίες για τα ίδια πράγματα
- Η Ασάφεια (Vagueness): Στον Παγκόσμιο Ιστό εμφανίζονται συχνά ασαφείς έννοιες. Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος συνήθως χρησιμοποιούνται οι τεχνικές της “Ασαφούς Λογικής” (Fuzzy Logic)
- Η Αβεβαιότητα (Uncertainty): Στον Παγκόσμιο Ιστό δίνονται συχνά ιδιότητες με την μορφή ενός πεδίου τιμών, αντί μιας συγκεκριμένης τιμής. Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος συνήθως χρησιμοποιούνται οι τεχνικές της “Πιθανοτικής Συλλογιστικής” (Probabilistic Reasoning)
- Η Ασυνέπεια (Inconsistency): Στην προσπάθεια δημιουργίας μεγάλων Οντολογιών ή όταν γίνεται προσπάθεια ενοποιήσεως Οντολογιών από διαφορετικές πηγές, πολύ συχνά εμφανίζονται λογικές αντιφάσεις (logical contradictions), οι οποίες οδηγούν αναπόφευκτα στην “Αρχή της Έκρηξης” (Principle of Explosion) στην παραγωγική συλλογιστική (deductive reasoning). Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος έχει προταθεί να χρησιμοποιηθούν οι τεχνικές της “Δυνητικά Αnéφικτης Συλλογιστικής” (Defeasible Reasoning) και της “Παρασυνεπούς Συλλογιστικής” (Paraconsistent Reasoning)
- Η Εξαπάτηση (Deceit): Αυτό συμβαίνει όταν ο παραγωγός της πληροφορίας ηθελημένα εξαπατά τον χρήστη της πληροφορίας. Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος συνήθως χρησιμοποιούνται οι τεχνικές της Κρυπτογράφησης (Cryptography)

Όμως, παρά τις παραπάνω προκλήσεις, έχει αναπτυχθεί ήδη μία σειρά από τεχνολογίες, οι οποίες έχουν σκοπό να υποστηρίξουν την υλοποίηση του Σημασιολογικού Ιστού. Οι τεχνολογίες αυτές έχουν καθοριστεί διεθνώς ως “Πρότυπα W3C” (World Wide Web Consortium Standards). Μεταξύ αυτών των τεχνολογιών, ιδιαίτερη σημαντική για τον επιδιωκόμενο

Σημασιολογικό Ιστό είναι η “Γλώσσα Οντολογίας Ιστού OWL”<sup>12</sup>, η οποία στηρίζεται στις Περιγραφικές Λογικές και τα βασικά χαρακτηριστικά της οποίας παρατίθενται σε συντομία στο αμέσως επόμενο υποκεφάλαιο.

#### 1.4.1 Γλώσσα Οντολογίας Ιστού OWL

Η Γλώσσα Οντολογίας Ιστού OWL είναι μία γλώσσα-πρότυπο (W3C standard), κατάλληλη για τη συγγραφή Οντολογιών προς τον σκοπό της Αναπαράστασης Γνώσης σε αυτές, έχοντας ως βάση τις Περιγραφικές Λογικές. Η χρήση των Περιγραφικών Λογικών έχει ως αποτέλεσμα οι Οντολογίες, που εκφράζονται με τη γλώσσα αυτή, να έχουν καλά ορισμένες μαθηματικές ιδιότητες, ένα πλεονέκτημα που δεν υπήρχε γενικά στο παρελθόν. Συγκεκριμένα, στην OWL μπορούν να γραφούν Οντολογίες που καλύπτουν την εκφραστικότητα της Περιγραφικής Λογικής  $SR\mathcal{OIQ}^{(D)}$  (περισσότερα για αυτή στο υποκεφάλαιο 2.5.3) ενώ για λόγους ταχύτητας σε προβλήματα Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής υπάρχει η δυνατότητα χρήσης ειδικών “προφίλ”<sup>13</sup> που χρησιμοποιούν λιγότερο εκφραστικές Περιγραφικές Λογικές. Τα προφίλ αυτά είναι:

- Το OWL2-EL το οποίο βασίζεται στην  $\mathcal{EL}$
- Το OWL2-QL το οποίο στόχο έχει να χρησιμοποιείται ως γλώσσα ερωταπαντήσεων
- Το OWL2-RL το οποίο βασίζεται στην  $\mathcal{SHIQ}$

Αν και η OWL βασίζεται στις Περιγραφικές Λογικές, παρατηρείται μία διαφορά στην ορολογία και στους συμβολισμούς που χρησιμοποιούνται. Παρακάτω φαίνονται οι διαφορές αυτές:

Διαφορές στην ορολογία	
OWL	Περιγραφικές Λογικές
όνομα κλάσης	όνομα έννοιας
κλάση	έννοια
όνομα ιδιότητας αντικειμένου	όνομα ρόλου
ιδιότητα αντικειμένου	ρόλος
οντολογία	βάση γνώσης
αξίωμα	αξίωμα
λεξιλόγιο	υπογραφή

<sup>12</sup> αγγλικά: Web Ontology Language, OWL

<sup>13</sup> αγγλικά: OWL Profiles

Διαφορές στους συμβολισμούς		
OWL	Λογικό Σύμβολο	Manchester Syntax
someValuesFrom	$\exists$	some
allValuesFrom	$\forall$	only
minCardinality	$\leq$	min
cardinality	$=$	exactly
maxCardinality	$\geq$	max
intersectionOf	$\sqcap$	and
unionOf	$\sqcup$	or
complementOf	$\neg$	not

Η επεξεργασία οντολογιών γίνεται με την βοήθεια εξειδικευμένων προγραμμάτων, τα οποία λέγονται “επεξεργαστές Οντολογιών”<sup>14</sup>. Ένα δημοφιλές ανοικτού κώδικα πρόγραμμα επεξεργασίας Οντολογιών αποτελεί το *protege*<sup>15</sup> το οποίο έχει αναπτυχθεί από το Πανεπιστήμιο του Stanford.

## 1.5 ΣΥΓΚΡΙΤΙΚΑ ΠΛΕΟΝΕΚΤΗΜΑΤΑ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ ΣΤΗΝ ΤΕΧΝΗΤΗ ΝΟΗΜΟΣΥΝΗ

Για να γίνουν φανερά τα πλεονεκτήματα των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη, θα παρατεθούν σε συντομία παρακάτω τα κύρια προβλήματα, που εμφανίζονται στις βασικές Μαθηματικές Λογικές, δηλαδή:

- Στην Προτασιακή Λογική (Propositional Logic)
- Στην Πρωτοβάθμια Κατηγορηματική Λογική (First Order Logic, FOL), και
- Στις Μαθηματικές Λογικές Ανωτέρας Τάξεως (Higher Order Logics)

### 1.5.1 Ανεπάρκεια Προτασιακής Λογικής

Η ανεπάρκεια της Προτασιακής Λογικής είναι εύκολο να διαπιστωθεί με απλή σύγκριση προς τις προαναφερθείσες στο παρόν απαιτήσεις και τεχνολογικές εξελίξεις για την “Αναπαράσταση Γνώσης”. Συγκεκριμένα, οι βασικοί λόγοι είναι:

- Η έλλειψη γενικότητας

<sup>14</sup> αγγλικά: Ontology Editors

<sup>15</sup> Η ιστοσελίδα του project: <https://protege.stanford.edu/>

- Το γεγονός ότι η προτασιακή λογική υπονοεί ότι το Γνωστικό Πεδίο προς μελέτη αποτελείται μόνο από γεγονότα τα οποία είναι, είτε αληθή, είτε ψευδή
- Η ανυπαρξία δυνατότητας διαχωρισμού και προσπέλασης των οντοτήτων του Γνωστικού Πεδίου

### 1.5.2 Περιορισμοί της Κατηγορηματικής Λογικής

Όμως, σε αντίθεση με την Προτασιακή Λογική, η Πρωτοβάθμια Κατηγορηματική Λογική φαίνεται, κατ' αρχήν, να είναι κατάλληλη για την "Αναπαράσταση Γνώσης", όπως αυτή αναπτύχθηκε στα προηγούμενα. Μεταξύ των πλεονεκτημάτων της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής περιλαμβάνονται:

- Η αντιστοιχία της με την φυσική γλώσσα
- Η ικανοποιητική έκφραση ποσοτικοποίησης των εννοιών με τους κατάλληλους ποσοδείκτες, και
- Η ικανότητα να συλλαμβάνει τη γενικότητα

Όμως, η Κατηγορηματική Λογική έχει ένα ιδιαίτερα σημαντικό πρόβλημα από την άποψη των εφαρμογών της στην Τεχνητή Νοημοσύνη. Το πρόβλημα αυτό μπορεί να γίνει εύκολα αντιληπτό από το παρακάτω απλο παράδειγμα:

1.  $\forall x \exists y. \text{biggerThan}(x, y)$
2.  $\forall x \forall y \forall z. ((\text{biggerThan}(x, y) \wedge \text{biggerThan}(y, z)) \rightarrow \text{biggerThan}(x, z))$

Το να βρεθεί αλγοριθμικά απόδειξη για την πρόταση  $\exists x. \text{biggerThan}(x, x)$  μπορεί να πάρει άπειρο χρόνο.

Γενικά, οι προτάσεις στην κατηγορηματική λογική, με κατηγορήματα βαθμού άνω του 2, μπορεί να προκαλέσουν τέτοια προβλήματα. Γενικότερα, όπως γνωρίζουμε από τα θεωρήματα μη πληρότητας του Gödel, μία θεωρία στην Πρωτοβάθμια Κατηγορηματική Λογική μπορεί να μην είναι πλήρης. Έτσι, πολλές φορές, χρειάζεται η ανθρώπινη παρέμβαση για την απόδειξη θεωρημάτων, χρησιμοποιώντας τους αλγόριθμους μόνο ως απλά υποβοηθήματα.

Όμως, από την άποψη της Τεχνητής Νοημοσύνης, είναι αυτονόητο ότι είναι αδύνατο να περιλαμβάνονται, στη χρησιμοποιούμενη από αυτή Λογική, προτάσεις, οι οποίες χρειάζονται άπειρο χρόνο ή ανθρώπινη παρέμβαση για να αποδειχθούν αληθείς ή ψευδείς. Και αυτό το δεδομένο οδηγεί στον αποκλεισμό, τόσο της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής, όσο και των Λογικών Ανωτέρας Τάξεως.

Μία προσέγγιση, για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος των προαναφερθέντων Μαθηματικών Λογικών, είναι η χρήση κατάλληλων Λογικών, για τις οποίες να υπάρχει αλγόριθμος, που να μπορεί να αποφανθεί σε πεπερασμένο χρόνο για κάθε πρόταση σε αυτές. Και η προσέγγιση αυτή μάς οδηγεί άμεσα στην αναγκαιότητα των Περιγραφικών Λογικών.

### 1.5.3 Αναγκαιότητα Περιγραφικών Λογικών

Ένας γενικός ορισμός των Περιγραφικών Λογικών είναι ότι “οι Περιγραφικές Λογικές αποτελούν αποκρίσιμα τμήματα της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής”. Πλέον συγκεκριμένα, οι Περιγραφικές Λογικές είναι κατάλληλα επιλεγμένες, ώστε όλες οι προτάσεις που μπορούν να διατυπωθούν σε αυτές, να είναι αποκρίσιμες. Όπως ήδη προαναφέρθηκε, αυτή η ιδιότητα οδηγεί στην δυνατότητα ανάπτυξης και χρήσης αποκρίσιμων αλγορίθμων, που να μπορούν να αποφανθούν σε πεπερασμένο χρόνο σε ζητήματα συλλογιστικής (π.χ. στην ικανοποιησιμότητα μίας οντολογίας, ή στην παραγωγή νέας γνώσης, που είναι λογικά αποδείξιμη).

Λεπτομερώς, οι Περιγραφικές Λογικές θα αναπτυχθούν στο επόμενο Κεφάλαιο 2. Όμως, ήδη από το παρόν Κεφάλαιο και όσα προαναφέρθηκαν, μπορεί να γίνει άμεσα κατανοητός ο λόγος για τον οποίον δεν υπάρχει μόνο μία Περιγραφική Λογική αλλά, αντίθετα, μία ολόκληρη οικογένεια Περιγραφικών Λογικών. Συγκεκριμένα, κατά την επιλογή των αποκρίσιμων τμημάτων της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής, επιδιώκονται δύο, αντικρουόμενοι μεταξύ τους, στόχοι:

- Ο πρώτος στόχος είναι η Περιγραφική Λογική να έχει την μεγαλύτερη δυνατή εκφραστικότητα, και
- Ο δεύτερος στόχος είναι η Περιγραφική Λογική να οδηγεί στη μεγαλύτερη ταχύτητα απόδειξης των Προτάσεων της

Όπως είναι προφανές, όσο μεγαλύτερη εκφραστικότητα έχει μία Περιγραφική Λογική, τόσο αυξάνεται και η δυνατότητα να περιλαμβάνει Προτάσεις, οι οποίες χρειάζονται περισσότερο χρόνο για να αποδειχθούν αληθείς ή ψευδείς. Με βάση αυτό το κριτήριο, έχουν αναπτυχθεί και χρησιμοποιούνται διάφορες εναλλακτικές Περιγραφικές Λογικές, όπως αυτές θα παρουσιαστούν λεπτομερειακά στο επόμενο Κεφάλαιο 2.

Πάντως, η ύπαρξη περισσότερων της μιας Περιγραφικών Λογικών, οι οποίες διαφέρουν μεταξύ τους ως προς την εκφραστικότητα και την ταχύτητα αποδείξεως των Προτάσεών τους, δεν αποτελεί θεμελιώδες μειονέκτημα για τις Περιγραφικές Λογικές, όσον αφορά την εφαρμογή τους στην Τεχνητή Νοημοσύνη. Αντίθετα, αυτή η ευελιξία μπορεί να θεωρηθεί

και ως πλεονέκτημα, γιατί επιτρέπει την προσαρμογή της χρησιμοποιούμενης Περιγραφικής Λογικής στην συγκεκριμένη εφαρμογή. Και, ακριβώς αυτή η πρόσθετη ευελιξία, είναι ένας ακόμη λόγος για το οποίο αποτελούν τη βάση της Γλώσσας Οντολογίας Ιστού OWL, όπως προαναφέρθηκε.





## Η ΟΙΚΟΓΕΝΕΙΑ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ ΚΑΙ Η ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΤΟΥΣ ΜΕ ΑΛΛΕΣ ΜΑΘΗΜΑΤΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ

---

### 2.1 ΣΚΟΠΟΣ ΚΕΦΑΛΑΙΟΥ

Σκοπός του παρόντος Κεφαλαίου είναι η λεπτομερειακή παρουσίαση των Περιγραφικών Λογικών. Όπως ήδη προαναφέρθηκε, οι Περιγραφικές Λογικές μπορούν να θεωρηθούν ως αποκρίσιμα τμήματα της Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής.

Η παρουσίαση ξεκινάει με το συντακτικό και τη σημασιολογία των Περιγραφικών Λογικών, καθώς και με την απεικόνιση τους σε μορφή γραφήματος. Στη συνέχεια, παρουσιάζονται οι συνηθέστερα χρησιμοποιούμενες Περιγραφικές Λογικές, με ιδιαίτερη έμφαση στην Περιγραφική Λογική *SRIQ*. Η συγκεκριμένη Περιγραφική Λογική αποτελεί την εκφραστικότερη περιγραφική λογική, για την οποία εξακολουθούν να υπάρχουν αλγόριθμοι, που να μπορούν να αποφανθούν σε πεπερασμένο χρόνο σε ζητήματα συλλογιστικής. Επίσης, η συγκεκριμένη Περιγραφική Λογική έχει επιλεγεί ως η βάση για την γλώσσα OWL.

Η παρουσίαση ολοκληρώνεται με την σύγκριση των Περιγραφικών Λογικών προς την Κατηγορηματική Λογική και την Τροπική Λογική, η οποία είναι σημαντική για την βαθύτερη κατανόησή τους.

### 2.2 ΣΥΝΤΟΜΗ ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ

Προκειμένου να περιγράψουμε μία Οντολογία στις Περιγραφικές Λογικές, η πιο βασική έννοια από την οποία ξεκινάμε είναι τα άτομα<sup>1</sup>, τα οποία τα συμβολίζουμε με ονόματα (αλφαριθμητικά). Αν δύο ονόματα αντιστοιχίζονται στο ίδιο άτομο, τότε μπορούμε να δηλώσουμε μία σχέση, η οποία λέγεται ισότητα ατόμων. Π.χ.  $Kostas \approx Konstantinos$

Εναλλακτικά, αν τα άτομα στα οποία αντιστοιχίζονται τα ονόματα είναι διαφορετικά, γράφουμε  $George \not\approx Kostas$ .

---

<sup>1</sup> αγγλικά: individuals

Τα άτομα μπορούμε να τα ταξινομήσουμε σε κλάσεις<sup>2</sup> ή γενικές έννοιες<sup>3</sup>, όπως MaleHuman (Kostas). Επιπροσθέτως, μπορούμε να αναπτύξουμε ρόλους<sup>4</sup> μεταξύ των ατόμων, όπως livesIn (Kostas, Athens).

Οι έννοιες μπορούν να συσχετίζονται μεταξύ τους, όπως για παράδειγμα μία έννοια να υπάγεται της άλλης  $\text{MaleHuman} \sqsubseteq \text{Human}$ , όπου αυτό σημαίνει πως κάθε άτομο που είναι MaleHuman είναι και Human, ή μπορεί να είναι ξένες μεταξύ τους, όπως  $\text{MaleHuman} \neq \text{FemaleHuman}$ , καθώς δεν μπορεί να υπάρξει άνθρωπος που να είναι γένους αρσενικού και θηλυκού ταυτόχρονα. Δύο έννοιες μπορεί να ταυτίζονται επίσης, όπως π.χ.  $\text{Man} \equiv \text{MaleHuman}$ .

Γενικότερα, μπορούμε να περιγράψουμε και ισοδύναμες έννοιες, όπως  $\text{Human} \equiv \text{MaleHuman} \sqcup \text{FemaleHuman}$ , δηλαδή άνθρωπος είναι οι άνθρωποι αρσενικού γένους και οι άνθρωποι θηλυκού γένους. Επίσης,  $\text{FemaleHuman} \equiv \text{Human} \sqcap \neg \text{MaleHuman}$ , δηλαδή ο άνθρωπος γένους θηλυκού είναι ο άνθρωπος, που δεν είναι άνθρωπος γένους αρσενικού.

### 2.3 ΣΥΝΤΑΚΤΙΚΟ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ

Προηγουμένως περιγράψαμε συνοπτικά πως γράφονται μερικές προτάσεις σε Περιγραφικές Λογικές. Αν και υπάρχουν κάποιες διαφορές σε σχέση με τους συνήθεις συμβολισμούς, σε γενικές γραμμές η διατύπωση των προτάσεων είναι διαισθητική, ειδικά για κάποιον που έχει δει τυπικές εκπεφρασμένες μαθηματικές προτάσεις στο παρελθόν. Προκειμένου να αναπτύξουμε τις Περιγραφικές Λογικές ως τυπικές Μαθηματικές Λογικές, θα ξεκινήσουμε να τις περιγράψουμε τυπικά, ξεκινώντας με το συντακτικό τους, για να προχωρήσουμε στη σημασιολογία τους και να καταλήξουμε και σε ένα σύστημα ανάπτυξης αποδείξεων.

#### **Άτομα, έννοιες, ρόλοι**

Όπως ήδη προαναφέρθηκε, στις Περιγραφικές Λογικές έχουμε άτομα, έννοιες και ρόλους. Μερικά εξ αυτών τα απεικονίζουμε με κάποια ονόματα. Ως σύμβαση χρησιμοποιούμε πεζά λατινικά γράμματα για τα ονόματα των ατόμων και των ρόλων, αλλά ξεκινάμε από κεφαλαίο γράμμα για τα ονόματα των εννοιών. Σε αυτή την περίπτωση λέμε ότι είναι ονοματισμένα και συμβολίζουμε με:

- $N_I$  το σύνολο ονοματισμένων ατόμων
- $N_C$  το σύνολο ονοματισμένων εννοιών

2 αγγλικά: classes

3 αγγλικά: concepts

4 αγγλικά: roles

- $N_R$  το σύνολο ονοματισμένων ρόλων

### **Σώμα ισχυρισμών**

Έστω  $a, b$  δύο άτομα,  $A$  μία έννοια και  $r$  ένας ρόλος. Τότε:

- το  $a \approx b$  λέγεται ισχυρισμός ισότητας ατόμων
- το  $a \not\approx b$  λέγεται ισχυρισμός ανισότητας ατόμων
- το  $A(a)$  λέγεται ισχυρισμός έννοιας και:
  - το  $a$  στιγμιότυπο της έννοιας  $A$
- το  $r(a, b)$  λέγεται ισχυρισμός ρόλου και:
  - το  $(a, b)$  στιγμιότυπο του ρόλου  $r$

Ένα σύνολο από ισχυρισμούς θα λέγεται Σώμα Ισχυρισμών<sup>5</sup> και θα συμβολίζεται με  $\mathcal{A}$ . Το σύνολο των ονομάτων, που χρησιμοποιούνται, θα λέγεται υπογραφή του  $\mathcal{A}$  και θα συμβολίζεται με  $\text{Sig}(\mathcal{A})$ .

### **Εκφράσεις ρόλων**

Κάθε όνομα ρόλου λέγεται και ατομική ονοματική έκφραση ρόλου.

Έστω  $r, s$  εκφράσεις ρόλων. Κάθε έκφραση της μορφής:

- $r^-$  (έκφραση ανάστροφου ρόλου) ή
- $r \circ s$  (έκφραση σύνθεσης ρόλων)

και κάθε αναδρομικός συνδυασμός αυτών ονομάζεται σύνθετη ονοματική έκφραση ρόλου.

Ο λογικός τελεστής  $-$  λέγεται κατασκευαστής ανάστροφου ρόλου και ο λογικός τελεστής  $\circ$  λέγεται κατασκευαστής σύνθεσης ρόλων.

Τέλος, έχουμε έναν "ειδικό" ρόλο, στον οποίον ανήκουν όλοι οι ρόλοι, και τον λέμε "καθολικό ρόλο", ενώ τον συμβολίζουμε με  $U$ .

### **Εκφράσεις εννοιών**

Κάθε όνομα έννοιας λέγεται και ατομική έκφραση έννοιας. Έστω  $C, D$  εκφράσεις έννοιας,  $r$  έκφραση ρόλου,  $a$  όνομα ατόμου και  $n$  φυσικός αριθμός. Τα εξής λέγονται σύνθετες εκφράσεις έννοιας:

- $\neg C$ : άρνηση

<sup>5</sup> αγγλικά: assertion component, ABox

- $C \sqcap D$ : τομή
- $C \sqcup D$ : ένωση
- $\exists r.C$ : υπάρχει
- $\forall r.C$ : για κάθε
- $\geq nr.C$ : αριθμητικός περιορισμός το-λιγότερο
- $\leq nr.C$ : αριθμητικός περιορισμός το-πολύ
- $\{a\}$ : ονοματική έννοια

καθώς και κάθε αναδρομικός συνδυασμός τους, ενώ οι λογικοί τελεστές που χρησιμοποιούνται λέγονται κατασκευαστές εννοιών.

Επιπρόσθετα ορίζονται και οι “ειδικές” έννοιες:

- $\top$ : άνω ή καθολική έννοια
- $\perp$ : κάτω ή κενή έννοια
- $\text{Self}$ : εαυτό ή ανακλαστική έννοια

### **Σώμα ορολογίας**

Έχουμε τα εξής αξιώματα:

- $C \sqsubseteq D$ : υπαγωγής εννοιών
- $C \equiv D$ : ισοδυναμίας εννοιών
- $r \sqsubseteq s$ : υπαγωγής ρόλων
- $r \equiv s$ : ισοδυναμίας ρόλων

Θα καλούμε Σώμα Ορολογίας<sup>6</sup> ή Οντολογία<sup>7</sup> κάθε σύνολο από αξιώματα υπαγωγής και ισοδυναμίας εννοιών και ρόλων και θα το συμβολίζουμε  $\mathcal{T}$ . Το σύνολο ονομάτων που χρησιμοποιούνται θα το λέμε υπογραφή του και θα το συμβολίζουμε με  $\text{Sig}(\mathcal{T})$ .

### **Βάση Γνώσης**

Θα καλούμε Βάση Γνώσης<sup>8</sup> ή Γνώση ή Οντολογία  $\mathcal{K}$  ένα ζεύγος που απαρτίζεται από ένα σώμα ορολογίας  $\mathcal{T}$  και ένα σώμα ισχυρισμών  $\mathcal{A}$  δηλαδή  $\mathcal{K} = \langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ . Η υπογραφή της βάσης γνώσης θα είναι  $\text{Sig}(\mathcal{K}) = \text{Sig}(\mathcal{T}) \cup \text{Sig}(\mathcal{A})$ .

6 αγγλικά: terminological component, TBox

7 αγγλικά: ontology

8 αγγλικά: Knowledge Base

Σχετικά με το θέμα της ορολογίας, επισημαίνεται ότι στην Πληροφορική και στον κλάδο της “Αναπαράστασης Γνώσης και Συλλογιστικής”, ο όρος Οντολογία χρησιμοποιείται πάντοτε ως ταυτόσημος με τον όρο της Βάσης Γνώσης. Όμως, στον κλάδο των Περιγραφικών Λογικών, χρησιμοποιείται, τόσο ως ταυτόσημος με τον όρο της Βάσης Γνώσης, όσο και ως ταυτόσημος με τον όρο του Σώματος Ορολογίας. Για το λόγο αυτό διευκρινίζεται ρητά ότι, στην συνέχεια, όποτε θα αναφερόμαστε στον όρο “Οντολογία”, θα εννοούμε πάντοτε τις Βάσεις Γνώσης.

## 2.4 ΣΗΜΑΣΙΟΛΟΓΙΑ

Έστω  $\mathcal{K} = \langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$  μία Βάση Γνώσης. Ερμηνεία της γνώσης είναι ένα ζεύγος  $\mathcal{J} = \langle \Delta^{\mathcal{I}}, \mathcal{I} \rangle$ , όπου  $\Delta^{\mathcal{I}}$  ένα σύνολο αντικειμένων, το οποίο ονομάζεται πεδίο, και  $\mathcal{I}$  μία απεικόνιση, η οποία ονομάζεται αντιστοίχιση ερμηνείας των μη λογικών συμβόλων της  $\mathcal{K}$  με δομές στοιχείων του  $\Delta^{\mathcal{I}}$ .

### **Ερμηνείες ατομικών εκφράσεων**

- Τα άτομα ερμηνεύονται ως αντικείμενα του  $\Delta^{\mathcal{I}}$ , δηλαδή  $\forall a \in N_I : a^{\mathcal{I}} \in \Delta^{\mathcal{I}}$
- Οι ατομικές έννοιες ερμηνεύονται ως υποσύνολα του  $\Delta^{\mathcal{I}}$ , δηλαδή  $\forall A \in N_C : A^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}}$
- Οι ατομικοί ρόλοι ερμηνεύονται ως υποσύνολα του  $\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$ , δηλαδή  $\forall r \in N_R : r^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$

### **Ερμηνείες σύνθετων εκφράσεων**

Οι σύνθετοι ρόλοι ερμηνεύονται κατά αναδρομικό τρόπο ως υποσύνολα του  $\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$  ως εξής:

- $\forall x, y \in \Delta^{\mathcal{I}}, (x, y) \in U^{\mathcal{I}}$
- $(x, y) \in (r^-)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow (y, x) \in (r)^{\mathcal{I}}$
- $(x, y) \in (r \circ s)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow \exists z \in \Delta^{\mathcal{I}} (x, z) \in (r)^{\mathcal{I}} \wedge (z, y) \in (s)^{\mathcal{I}}$

Οι σύνθετες έννοιες ερμηνεύονται κατά αναδρομικό τρόπο ως υποσύνολα του  $\Delta^{\mathcal{I}}$  ως εξής:

- $\forall x \in \Delta^{\mathcal{I}} : x \in \top^{\mathcal{I}}$
- $\nexists x \in \Delta^{\mathcal{I}} : x \in \perp^{\mathcal{I}}$
- $x \in (-C)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x \notin C^{\mathcal{I}}$

- $x \in (C \cap D)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x \in C^{\mathcal{I}} \wedge x \in D^{\mathcal{I}}$
- $x \in (C \cup D)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x \in C^{\mathcal{I}} \vee x \in D^{\mathcal{I}}$
- $x \in (\exists r.C)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow \exists y \in C^{\mathcal{I}} : (x, y) \in r^{\mathcal{I}}$
- $x \in (\forall r.C)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow \forall y \in \Delta^{\mathcal{I}} \wedge (x, y) \in r^{\mathcal{I}} \rightarrow y \in C^{\mathcal{I}}$
- $x \in (\geq nr.C)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow \exists y_1, \dots, y_n \in C^{\mathcal{I}} \text{ διακριτά} : (x, y_i) \in r^{\mathcal{I}}$
- $x \in (\leq nr.C)^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow \forall y_1, \dots, y_{n+1} \in C^{\mathcal{I}} \text{ διακριτά} : \exists i (x, y_i) \notin r^{\mathcal{I}}$
- $x \in (\exists r.\text{Self})^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow (x, x) \in r^{\mathcal{I}}$
- $x \in \{a\}^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x = a^{\mathcal{I}}$

Η ερμηνεία  $\mathcal{I}$  της γνώσης  $\mathcal{K}$  για ένα σώμα ισχυρισμών  $\mathcal{A}$  ικανοποιεί:

- έναν ισχυρισμό στιγμιοτύπου έννοιας  $C(a)$ , αν και μόνο αν  $a^{\mathcal{I}} \in C^{\mathcal{I}}$
- έναν ισχυρισμό στιγμιοτύπου ρόλου  $r(a, b)$ , αν και μόνο αν  $(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in r^{\mathcal{I}}$
- έναν ισχυρισμό ισότητας ατόμων  $a \approx b$ , αν και μόνο αν  $a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}}$
- έναν ισχυρισμό ανισότητας ατόμων  $a \not\approx b$ , αν και μόνο αν  $a^{\mathcal{I}} \neq b^{\mathcal{I}}$

Αν η ερμηνεία  $\mathcal{I}$  ικανοποιεί όλους τους ισχυρισμούς του σώματος ισχυρισμών  $\mathcal{A}$ , τότε θα λέμε ότι ικανοποιεί το  $\mathcal{A}$  και ότι είναι μοντέλο του. Επίσης, αντίστροφα, αν είναι μοντέλο του  $\mathcal{A}$ , τότε ικανοποιεί όλους τους ισχυρισμούς του  $\mathcal{A}$ .

Η ερμηνεία  $\mathcal{I}$  της γνώσης  $\mathcal{K}$  για ένα σώμα ορολογίας  $\mathcal{T}$  ικανοποιεί:

- ένα αξίωμα υπαγωγής εννοιών  $C \sqsubseteq D$ , αν και μόνο αν  $C^{\mathcal{I}} \subseteq D^{\mathcal{I}}$
- ένα αξίωμα ισοδυναμίας εννοιών  $C \equiv D$ , αν και μόνο αν  $C^{\mathcal{I}} = D^{\mathcal{I}}$
- ένα αξίωμα υπαγωγής ρόλων  $r \sqsubseteq s$ , αν και μόνο αν  $r^{\mathcal{I}} \subseteq s^{\mathcal{I}}$
- ένα αξίωμα ισοδυναμίας ρόλων  $r \equiv s$ , αν και μόνο αν  $r^{\mathcal{I}} = s^{\mathcal{I}}$

Αν η ερμηνεία  $\mathcal{I}$  ικανοποιεί όλα τα αξιώματα του σώματος ορολογίας  $\mathcal{T}$ , τότε θα λέμε ότι ικανοποιεί το  $\mathcal{T}$  και ότι είναι μοντέλο του. Επίσης, αντίστροφα, αν είναι μοντέλο του  $\mathcal{T}$ , τότε ικανοποιεί όλα τα αξιώματα του  $\mathcal{T}$ .

Επιπλέον, αν  $C$  είναι μία έννοια του  $\mathcal{T}$ , τότε θα λέμε ότι η  $C$  ικανοποιείται, αν και μόνο αν η ερμηνεία της  $C^{\mathcal{I}}$  είναι μη κενή.

Η ερμηνεία  $\mathcal{I}$  είναι μοντέλο της γνώσης  $\mathcal{K} = \langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ , αν και μόνο αν είναι μοντέλο των  $\mathcal{T}$  και  $\mathcal{A}$ . Σε αυτή την περίπτωση, θα λέμε ότι η ερμηνεία  $\mathcal{I}$

ικανοποιεί τη γνώση  $\mathcal{K}$ . Αν υπάρχει μοντέλο για τη γνώση, τότε θα λέμε ότι η γνώση αυτή είναι ικανοποιήσιμη.

Συνοπτικά, παρουσιάζονται στους παρακάτω πίνακες το συντακτικό και η σημασιολογία των κατασκευαστών και των αξιωμάτων όπως προαναφέρθηκαν:

Κατασκευαστής	Σύνταξη	Σημασιολογία
Καθολική Έννοια	$\top$	$\Delta^{\mathcal{I}}$
Κενή Έννοια	$\perp$	$\emptyset$
Άρνηση	$\neg C$	$\Delta^{\mathcal{I}} \setminus C^{\mathcal{I}}$
Τομή	$C \sqcap D$	$C^{\mathcal{I}} \cap D^{\mathcal{I}}$
Ένωση	$C \sqcup D$	$C^{\mathcal{I}} \cup D^{\mathcal{I}}$
Υπάρχει	$\exists r.C$	$\{x \mid \exists y \in C^{\mathcal{I}} : (x, y) \in r^{\mathcal{I}}\}$
Για κάθε	$\forall r.C$	$\{x \mid \forall y \in \Delta^{\mathcal{I}} \wedge (x, y) \in r^{\mathcal{I}} \rightarrow y \in C^{\mathcal{I}}\}$
Τουλάχιστον $n$	$\geq nr.C$	$\{x \mid \exists y_1, \dots, y_n \in C^{\mathcal{I}} : (x, y_i) \in r^{\mathcal{I}}\}$
Το πολύ $n$	$\leq nr.C$	$\{x \mid \forall y_1, \dots, y_{n+1} \in C^{\mathcal{I}} : \exists i (x, y_i) \notin r^{\mathcal{I}}\}$
Ανακλαστικότητα	$\exists r.\text{Self}$	$\{x \mid (x, x) \in r^{\mathcal{I}}\}$
Ονοματική έννοια	$\{a\}$	$a^{\mathcal{I}}$
Καθολικός ρόλος	$U$	$\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$
Ανάστροφος ρόλος	$r^{-}$	$\{(x, y) \mid (y, x) \in r^{\mathcal{I}}\}$
Σύνθεση ρόλων	$r \circ s$	$\{(x, y) \mid \exists z \in \Delta^{\mathcal{I}} : (x, z) \in r^{\mathcal{I}} \wedge (z, y) \in s^{\mathcal{I}}\}$
<b>Αξίωμα</b>	<b>Σύνταξη</b>	<b>Συνθήκη μοντέλου</b>
Στιγμιότυπο έννοιας	$C(a)$	$a^{\mathcal{I}} \in C^{\mathcal{I}}$
Στιγμιότυπο ρόλου	$r(a, b)$	$(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in r^{\mathcal{I}}$
Ισότητα ατόμων	$a \approx b$	$a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}}$
Ανισότητα ατόμων	$a \not\approx b$	$a^{\mathcal{I}} \neq b^{\mathcal{I}}$
Υπαγωγή εννοιών	$C \sqsubseteq D$	$C^{\mathcal{I}} \subseteq D^{\mathcal{I}}$
Ισοδυναμία εννοιών	$C \equiv D$	$C^{\mathcal{I}} = D^{\mathcal{I}}$
Υπαγωγή ρόλων	$r \sqsubseteq s$	$r^{\mathcal{I}} \subseteq s^{\mathcal{I}}$
Ισοδυναμία ρόλων	$r \equiv s$	$r^{\mathcal{I}} = s^{\mathcal{I}}$

Ενώ έχουμε καθολική έννοια, κενή έννοια και καθολικό ρόλο, δεν έχουμε κενό ρόλο. Ωστόσο, θα μπορούσαμε να κατασκευάσουμε έναν τέτοιο ρόλο σε μία Οντολογία με το αξίωμα:  $\top \sqsubseteq \forall \text{emptyRole}.\perp$ .

### Αναπαράσταση με Γραφήματα

Νωρίτερα εξετάσαμε πως ορίζονται σημασιολογικά οι Περιγραφικές Λογικές από συνολοθεωρητικής σκοπιάς. Μπορούμε να κάνουμε και αναπαράσταση τους με την μορφή γραφημάτων. Αυτό θα αποδειχθεί ιδιαίτερα χρήσιμο

αργότερα στο υποκεφάλαιο 3.6.2, στο πλαίσιο της περιγραφής ορισμένων αλγορίθμων αυτοματοποιημένης συλλογιστικής.

Για παράδειγμα, έστω μία Βάση Γνώσης με δύο άτομα  $a$  και  $b$ , μία έννοια  $C$  και ένα ρόλο  $r$ . Επίσης, έστω ισχύει  $C(a)$  και  $r(a,b)$ . Έστω ένα γράφημα  $G = (V, E)$ , όπου  $V$  οι κόμβοι και  $E$  οι ακμές με  $V = \{u, v\}$  και  $E = \{e\}$  όπου  $e = \langle u, v \rangle$  (κατευθυνόμενη ακμή). Τότε η Βάση Γνώσης θα αντιστοιχίζεται στο γράφημα ως εξής:

- $a^{\mathcal{I}} = u$
- $C^{\mathcal{I}} = u$  επειδή  $C(a)$
- $b^{\mathcal{I}} = v$
- $r^{\mathcal{I}} = e$  επειδή  $r(a,b)$

Επιπροσθέτως, θα εισάγουμε τις “ετικέτες” στο γράφημα:

- $\mathcal{L}(u) = \{a, C\}$
- $\mathcal{L}(v) = \{b\}$
- $\mathcal{L}(e) = \{r\}$

## 2.5 Η ΟΙΚΟΓΕΝΕΙΑ ΤΩΝ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΩΝ ΛΟΓΙΚΩΝ

### 2.5.1 Ονοματοδοσία των Περιγραφικών Λογικών

Όπως προαναφέρθηκε, υπάρχει μία (ολοένα επεκτεινόμενη) οικογένεια Περιγραφικών Λογικών. Αυτό γίνεται κυρίως διότι, καθώς εισάγεται επιπλέον λογική εκφραστικότητα (δηλαδή περισσότεροι κατασκευαστές εννοιών και ρόλων) σε μία λογική, παρατηρείται συνήθως αύξηση της υπολογιστικής πολυπλοκότητας σε προβλήματα αυτοματοποιημένης συλλογιστικής, τα οποία θα εξετάσουμε λεπτομερέστερα στο Κεφάλαιο 3. Μάλιστα, ενίοτε, η διαδικασία της αυτοματοποιημένης συλλογιστικής καθίσταται και αδύνατη. Επίσης, είναι σημαντικό να υπάρχει η δυνατότητα να περιγραφεί η γνώση με όσο υπολογιστικά απλούστερη λογική γίνεται.

Αναλόγως με τα είδη κατασκευαστών που έχει η κάθε Περιγραφική Λογική, δίδεται ένα όνομα από καλλιγραφικά γράμματα, όπου το κάθε γράμμα δείχνει τι κατασκευαστές μπορούν να οριστούν σε αυτή. Εξαιρέση αποτελούν μερικές βασικές Περιγραφικές Λογικές (όπως οι  $\mathcal{AL}$ ,  $\mathcal{S}$ ,  $\mathcal{FL}$ ,  $\mathcal{EL}$ ), οι οποίες διατηρούν την δική τους ονοματοδοσία, και όποιος επιπρόσθετος κατασκευαστής προστίθεται σε αυτές, τότε τοποθετείται και το σύμβολο του στο όνομα της προκύπτουσας Περιγραφικής Λογικής. Μερικοί κατασκευαστές, όπως η σύζευξη, δεν επηρεάζουν συνήθως την



υπολογιστική πολυπλοκότητα των προβλημάτων αυτοματοποιημένης συλλογιστικής και ως εκ τούτου δεν έχουν ονοματοδοσία.

Παρακάτω, παρατίθεται πίνακας με τα σύμβολα τα οποία χρησιμοποιούνται για την ονοματοδοσία των Κατασκευαστών και των αντίστοιχων Περιγραφικών Λογικών:

Ονοματοδοσία Κατασκευαστών		
Σύμβολο	Όνομα στα Αγγλικά	Όνομα στα Ελληνικά
$\mathcal{U}$	Union	Ένωση
$\mathcal{E}$	Exists	Υπάρχει
$\mathcal{F}$	For all	Για κάθε
$\mathcal{C}$	Complex concept negation	Άρνηση επί σύνθετων εννοιών
$\mathcal{N}$	Number restrictions	Περιορισμοί πληθικότητας
$\mathcal{Q}$	Qualified number restrictions	Περιορισμοί συσχετιζόμενων ατόμων
$\mathcal{I}$	Inverse properties	Ανάστροφου ρόλου
$\mathcal{H}$	Role Hierarchy	Ιεραρχία ρόλων
$\mathcal{R}$	Role Composition	Σύνθεση ρόλων
$\mathcal{O}$	Nominals (one-of)	Ονοματικές έννοιες

### 2.5.2 Η Περιγραφική Λογική $\mathcal{AL}$ και οι άμεσες επεκτάσεις της

Μία απλή Περιγραφική Λογική, η οποία αποτελεί τη βάση των περισσότερων Περιγραφικών Λογικών, είναι η  $\mathcal{AL}$  (από το *Attributive Language*). Περιέχει μόνο τους εξής κατασκευαστές εννοιών:

- τομή
- ένωση
- υπάρχει (με τον περιορισμό να είναι μόνο της μορφής  $\exists R.T$ )
- για κάθε
- ατομική άρνηση (με τον περιορισμό η άρνηση να είναι μόνο σε ατομικές έννοιες δηλαδή της μορφής  $\neg C$  όπου  $C \in N_C$ )

Η αμέσως επόμενη επέκταση της  $\mathcal{AL}$  είναι η  $\mathcal{ALC}$ . Περιέχει τους ίδιους κατασκευαστές εννοιών με την  $\mathcal{AL}$ , αλλά πλέον χωρίς τους περιορισμούς στους "υπάρχει" και "άρνηση". Το  $\mathcal{C}$  έχει προστεθεί στο όνομα της, λόγω του ότι μπορεί να υπάρχει άρνηση επί σύνθετων εννοιών<sup>9</sup>.

<sup>9</sup> αγγλικά: Complex concept negation

Μπορούμε να επεκτείνουμε περαιτέρω την  $\mathcal{ALC}$ , επιτρέποντας την ύπαρξη μεταβατικών ρόλων, μέσω της περιορισμένης χρήσης της σύνθεσης ρόλων, οι οποίοι μπορούν να είναι μόνο της μορφής  $r \circ r \sqsubseteq r$ . Η προκύπτουσα Περιγραφική Λογική ονομάζεται  $\mathcal{S}$ . Το όνομα  $\mathcal{S}$  προέρχεται από μία τροπική λογική με το ίδιο όνομα. Ο λόγος που δεν προστίθεται γράμμα, αλλά αντικαθίσταται πλήρως το  $\mathcal{ALC}$  με  $\mathcal{S}$ , είναι διότι, οι Περιγραφικές Λογικές που συνήθως μελετάμε, έχουν ως ελάχιστη λογική εκφραστικότητα αυτή της  $\mathcal{S}$ , και επιθυμούμε να τους δίνουμε, κατά το δυνατόν, σύντομα ονόματα.

Μπορούμε να συνεχίσουμε την επέκταση της Περιγραφικής Λογικής  $\mathcal{ALC}$  ή  $\mathcal{S}$ , προσθέτοντας ιεραρχίες ρόλων  $\mathcal{H} : r \sqsubseteq s$ , για να πάρουμε τις Περιγραφικές Λογικές  $\mathcal{ALCH}$  ή  $\mathcal{SH}$  αντίστοιχα κ.ο.κ.. Κατά αυτό τον τρόπο ακολουθώντας τον συμβολισμό των κατασκευαστών μπορούμε να ονοματίσουμε διάφορες Περιγραφικές Λογικές. Με βάση τα όσα περιγράψαμε η ονοματοδοσία θα ακολουθεί τον κανόνα:

$$((\mathcal{ALC}|\mathcal{S})[\mathcal{H}]|\mathcal{SR})[\mathcal{O}][\mathcal{I}][\mathcal{F}|\mathcal{N}|\mathcal{Q}]$$

Με τη διαδικασία αυτή, προκύπτει ένα μεγάλο πλήθος Περιγραφικών Λογικών, από τις οποίες, οι συνηθέστερα χρησιμοποιούμενες, είναι οι  $\mathcal{ALC}$ ,  $\mathcal{SHIF}$ ,  $\mathcal{SHOIN}$ ,  $\mathcal{SROIQ}$ .

### 2.5.3 Η Περιγραφική Λογική $\mathcal{SROIQ}$

Η  $\mathcal{SROIQ}$  παρουσιάζει ιδιαίτερο ενδιαφέρον, επειδή αποτελεί την εκφραστικότερη Περιγραφική Λογική που έχει κατασκευαστεί έως σήμερα, η οποία ταυτόχρονα εξακολουθεί να είναι πλήρης και να έχει αλγόριθμο επίλυσης των προβλημάτων αυτοματοποιημένης συλλογιστικής σε πεπερασμένο χρόνο. Επιπροσθέτως, η  $\mathcal{SROIQ}$  αποτελεί το μαθηματικό θεμέλιο της Web Ontology Language (OWL), η οποία χρησιμοποιείται στον Σημασιολογικό Ιστό.

Από την ονοματοδοσία της, μπορούμε να καταλάβουμε ότι η Περιγραφική Λογική  $\mathcal{SROIQ}$  έχει τους εξής κατασκευαστές:

- $\mathcal{U}$ : ένωση
- $\mathcal{E}$ : υπάρχει
- $\mathcal{F}$ : για κάθε
- $\mathcal{C}$ : άρνηση
- $\mathcal{R}$ : σύνθεση ρόλων
- $\mathcal{O}$ : ονοματικές έννοιες

- $\mathcal{I}$ : ανάστροφους ρόλους
- $\mathcal{Q}$ : περιορισμούς συσχετιζόμενων ατόμων

### **Συντακτικό της Περιγραφικής Λογικής $\mathcal{SRQIQ}$**

Το συντακτικό των Περιγραφικών Λογικών, το οποίο παρατέθηκε στο υποκεφάλαιο 2.3, καλύπτει το συντακτικό της  $\mathcal{SRQIQ}$  και γι' αυτό παρατίθεται παρακάτω συνοπτικά κατά συμβολικό τρόπο:

- Θεωρούμε το σύνολο ονομάτων ατόμων  $N_I$ , εννοιών  $N_C$  και ρόλων  $N_R$
- Θεωρούμε έκφραση ρόλου οποιοδήποτε  $\mathbf{R}$  όπου  $\mathbf{R} \rightarrow U \mid N_R \mid N_R^-$
- Θεωρούμε έκφραση έννοιας οποιαδήποτε έννοια  $\mathbf{C}$  όπου  
 $\mathbf{C} \rightarrow N_C \mid (\mathbf{C} \sqcap \mathbf{C}) \mid (\mathbf{C} \sqcup \mathbf{C}) \mid \neg \mathbf{C} \mid \top \mid \perp \mid \exists \mathbf{R}.\mathbf{C} \mid \forall \mathbf{R}.\mathbf{C} \mid \geq n\mathbf{R}.\mathbf{C} \mid \leq n\mathbf{R}.\mathbf{C} \mid \exists \mathbf{R}.\text{Self} \mid \{N_I\}$

### **Σημασιολογία της Περιγραφικής Λογικής $\mathcal{SRQIQ}$**

Η σημασιολογία των Περιγραφικών Λογικών, η οποία παρατέθηκε στο υποκεφάλαιο 2.4, καλύπτει την σημασιολογία της  $\mathcal{SRQIQ}$  και γι' αυτό παρατίθεται συνοπτικά στους παρακάτω δύο πίνακες:

Συντακτικό και σημασιολογία των κατασκευαστών στην <i>SRQIQ</i>		
	Συντακτικό	Σημασιολογία
<i>Άτομα:</i>		
Όνομα ατόμου	$a$	$a^I \in \Delta^I$
<i>Ρόλοι:</i>		
Ατομικός ρόλος	$r$	$r^I \subseteq \Delta^I \times \Delta^I$
Αντίστροφος ρόλος	$r^-$	$\{\langle x, y \rangle \mid \langle y, x \rangle \in R^I\}$
Καθολικός ρόλος	$U$	$\Delta^I \times \Delta^I$
<i>Έννοιες:</i>		
Ατομική έννοια	$A$	$A^I \subseteq \Delta^I$
τομή	$C \sqcap D$	$C^I \cap D^I$
ένωση	$C \sqcup D$	$C^I \cup D^I$
άρνηση	$\neg C$	$\Delta^I \setminus C^I$
Καθολική έννοια	$\top$	$\Delta^I$
Κενή έννοια	$\perp$	$\emptyset$
Υπάρχει	$\exists r.C$	$\{x \mid \exists y. (\langle x, y \rangle \in r^I \wedge y \in C^I)\}$
Για κάθε	$\forall r.C$	$\{x \mid \forall y. (\langle x, y \rangle \in r^I \rightarrow y \in C^I)\}$
τουλάχιστον	$\geq nr.C$	$\{x \mid \#\{y \mid \langle x, y \rangle \in r^I \wedge y \in C^I\} \geq n\}$
το πολύ	$\leq nr.C$	$\{x \mid \#\{y \mid \langle x, y \rangle \in r^I \wedge y \in C^I\} \leq n\}$
αντανακλαστικότητα	$\exists r.\text{Self}$	$\{x \mid \langle x, x \rangle \in r^I\}$
ονοματική έννοια	$\{a\}$	$\{a^I\}$
όπου $a, b \in N_I$ είναι ονόματα ατόμων, $A \in N_C$ είναι όνομα έννοιας, $C, D \in \mathbf{C}$ είναι έννοιες, $r \in \mathbf{R}$ είναι ρόλος και $x, y \in \Delta^I$		

Συντακτικό και σημασιολογία των αξιωμάτων  $SRQIQ$

	Συντακτικό	Σημασιολογία
<i>Σώμα Ισχυρισμών <math>\mathcal{A}</math>:</i>		
ισχυρισμός έννοιας	$C(a)$	$a^I \in C^I$
ισχυρισμός ρόλου	$r(a, b)$	$\langle a, b \rangle \in r^I$
άρνηση ισχυρισμού ρόλου	$\neg r(a, b)$	$\langle a, b \rangle \notin r^I$
ισότητα ατόμων	$a \approx b$	$a^I = b^I$
ανισότητα ατόμων	$a \not\approx b$	$a^I \neq b^I$
<hr/>		
<i>Σώμα Ορολογίας <math>\mathcal{T}</math>:</i>		
υπαγωγή εννοιών	$C \sqsubseteq D$	$C^I \subseteq D^I$
ισοδυναμία εννοιών	$C \equiv D$	$C^I = D^I$
υπαγωγή ρόλων	$r \sqsubseteq s$	$r^I \subseteq s^I$
ισοδυναμία ρόλων	$r \equiv s$	$R^I = S^I$
σύνθεση ρόλων	$r_1 \circ r_2 \sqsubseteq s$	$r_1^I \circ r_2^I \subseteq s^I$
ασυνδετότητα ρόλων	$\text{Disjoint}(R, S)$	$r^I \cap s^I = \emptyset$

### Δομικοί Περιορισμοί

Στην Περιγραφική Λογική  $SRQIQ$ , υφίστανται δύο δομικοί περιορισμοί. Οι περιορισμοί αυτοί είναι ο δομικός περιορισμός της απλότητας και ο δομικός περιορισμός της κανονικότητας. Οι δομικοί αυτοί περιορισμοί αφορούν τη δομή της Οντολογίας συνολικά, και δεν αποτελούν συγκεκριμένα αξιώματα. Μάλιστα, ενώ μπορεί να ικανοποιούνται από δύο ανεξάρτητες μεταξύ τους Οντολογίες, μετά από την συγχώνευση αυτών των Οντολογιών, ενδέχεται να μην ικανοποιούνται πλέον στην προκύπτουσα ενιαία Οντολογία. Το δεδομένο αυτό δημιουργεί σημαντικές δυσκολίες στην συγχώνευση Οντολογιών.

Η λεπτομερής ανάπτυξη των περιορισμών αυτών εξέρχεται των ορίων του παρόντος. Απλά, επισημαίνεται ότι οι περιορισμοί αυτοί είναι αναγκαίοι, ώστε να υπάρχει ορθός αλγόριθμος αυτοματοποιημένης συλλογιστικής, ο οποίος να τερματίζει σε πεπερασμένο χρόνο.

#### 2.5.4 Η Περιγραφική Λογική $DLR$

Όπως θα δειχθεί παρακάτω στο υποκεφάλαιο 2.7.1, οι ρόλοι στις προαναφερθείσες Περιγραφικές Λογικές αντιστοιχούν σε κατηγορήματα δεύτερου βαθμού και οι έννοιες σε κατηγορήματα πρώτου βαθμού. Ως εκ τούτου, δεν καλύπτονται με αυτές, κατηγορήματα βαθμού μεγαλύτερου του 2. Σε μερικές περιπτώσεις αυτός ο περιορισμός είναι σημαντικός και έχει γίνει προσπάθεια επέκτασης των ρόλων σε κατηγορήματα υψηλότερου βαθμού.

Μία από τις Περιγραφικές Λογικές, στην οποία επιτυγχάνεται αυτή η επέκταση, αποτελεί η  $\mathcal{DLR}$ . Η Περιγραφική αυτή Λογική είναι επέκταση της  $\mathcal{DL}$ , η οποία με τη σειρά της αποτελεί τροποποίηση της  $\mathcal{AL}$ . Η σημασία της  $\mathcal{DLR}$  προκύπτει από το γεγονός ότι έχει βρει σημαντικές πρακτικές εφαρμογές στις Βάσεις Δεδομένων. Παρακάτω παρατίθεται συνοπτικά το συντακτικό της  $\mathcal{DLR}$ :

Τα βασικά στοιχεία της  $\mathcal{DLR}$  είναι οι ατομικές σχέσεις  $\mathbf{P}$  και οι ατομικές έννοιες  $A$  :

Θεωρούμε έκφραση σχέσης οποιοδήποτε  $\mathbf{R}$  όπου

$$\mathbf{R} \longrightarrow \top_n \mid \mathbf{P} \mid (\$i/n : C) \mid \neg\mathbf{R} \mid \mathbf{R}_1 \sqcap \mathbf{R}_2$$

Θεωρούμε έκφραση έννοιας οποιαδήποτε έννοια  $\mathbf{C}$  όπου

$$\mathbf{C} \longrightarrow \top_1 \mid A \mid \neg\mathbf{C} \mid \mathbf{C}_1 \sqcap \mathbf{C}_2 \mid \exists [\$i] \mathbf{R}.\mathbf{C} \mid \leq k [\$i] \mathbf{R}$$

όπου  $n$  ο βαθμός της σχέσης,  $i$  ένας θετικός φυσικός αριθμός και  $k$  ένας φυσικός αριθμός. Συγκεκριμένα το  $\mathbf{R}_1 \sqcap \mathbf{R}_2$  μπορεί να εφαρμοστεί μόνο σε σχέσεις ίσου βαθμού.

Σύνθετες σχέσεις και έννοιες σχηματίζονται αναδρομικά.

Η σημασιολογία της  $\mathcal{DLR}$  μπορεί να οριστεί συνολοθεωρητικά ως εξής:

$$\begin{array}{ll} \top_n^{\mathcal{I}} & \subseteq (\Delta^{\mathcal{I}})^n \\ \mathbf{P}^{\mathcal{I}} & \subseteq \top_n^{\mathcal{I}} \\ (\neg\mathbf{R})^{\mathcal{I}} & = \top_n^{\mathcal{I}} \setminus \mathbf{R}^{\mathcal{I}} \\ (\mathbf{R}_1 \sqcap \mathbf{R}_2)^{\mathcal{I}} & = \mathbf{R}_1^{\mathcal{I}} \cap \mathbf{R}_2^{\mathcal{I}} \\ (\$i/n : C)^{\mathcal{I}} & = \{(d_1, \dots, d_n) \in \top_n^{\mathcal{I}} \mid d_i \in C^{\mathcal{I}}\} \\ \top_1^{\mathcal{I}} & = \Delta^{\mathcal{I}} \\ A^{\mathcal{I}} & \subseteq \Delta^{\mathcal{I}} \\ (\neg\mathbf{C})^{\mathcal{I}} & = \Delta^{\mathcal{I}} \setminus C^{\mathcal{I}} \\ (\mathbf{C}_1 \sqcap \mathbf{C}_2)^{\mathcal{I}} & = C_1^{\mathcal{I}} \cap C_2^{\mathcal{I}} \\ (\exists [\$i] \mathbf{R})^{\mathcal{I}} & = \{d \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists (d_1, \dots, d_n) \in \mathbf{R}^{\mathcal{I}}.d_i = d\} \\ (\leq k [\$i] \mathbf{R})^{\mathcal{I}} & = \{d \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid |\{(d_1, \dots, d_n) \in \mathbf{R}^{\mathcal{I}} \mid d_i = d\}| \leq k\} \end{array}$$

όπου  $\mathbf{P}$ ,  $\mathbf{R}$ ,  $\mathbf{R}_1$ ,  $\mathbf{R}_2$  έχουν βαθμό  $n$ .

Μπορούμε να διαπιστώσουμε ότι η  $\mathcal{DLR}$  αποτελεί επέκταση της  $\mathcal{ALCQI}$  καθώς είναι εφικτό να επαναδιατυπώσουμε τους κατασκευαστές της  $\mathcal{ALCQI}$  στην  $\mathcal{DLR}$ :

<i>ALCQI</i>	<i>DLR</i>
$\exists P.C$	$\exists [\$1] (P \sqcap (\$2/2 : C))$
$\exists P^-.C$	$\exists [\$2] (P \sqcap (\$1/2 : C))$
$\forall P.C$	$\neg \exists [\$1] (P \sqcap (\$2/2 : \neg C))$
$\forall P^-.C$	$\neg \exists [\$2] (P \sqcap (\$1/2 : \neg C))$
$\leq kP.C$	$\leq k [\$1] (P \sqcap (\$2/2 : C))$
$\leq kP^-.C$	$\leq k [\$2] (P \sqcap (\$1/2 : C))$

### 2.5.5 Άλλες Περιγραφικές Λογικές

Τα τελευταία 15 χρόνια, έχουν γίνει προσπάθειες επέκτασης της εκφραστικότητας και των γλωσσικών στοιχείων των προαναφερθεισών Περιγραφικών Λογικών. Σε σχέση με την εκφραστικότητα, δεν έχει καταστεί δυνατόν μέχρι σήμερα να αναπτυχθούν Περιγραφικές Λογικές με μεγαλύτερη εκφραστικότητα από τη *SROIQ*, οι οποίες να είναι ταυτόχρονα πλήρεις, δηλαδή να μπορούν να αναπτυχθούν αλγόριθμοι που να τερματίζουν σε πεπερασμένο χρόνο και να αποκρίνονται σε προβλήματα αυτοματοποιημένης συλλογιστικής σε αυτές. Όμως, σε σχέση με τα γλωσσικά στοιχεία, έχει αναπτυχθεί ένας σημαντικός αριθμός πρόσθετων Περιγραφικών Λογικών. Μεταξύ αυτών περιλαμβάνονται οι Ασαφείς Περιγραφικές Λογικές<sup>10</sup>, οι οποίες υλοποιούνται εισάγοντας στοιχεία της Ασαφούς Λογικής<sup>11</sup>. Συνήθως συμβολίζονται με ένα  $f$  και παύλα πριν το υπόλοιπο όνομα της Περιγραφικής Λογικής (π.χ.  $f - SHOIN$ ). Ένα άλλο παράδειγμα αποτελούν οι Χρονικές Περιγραφικές Λογικές<sup>12</sup>, οι οποίες εισάγουν στοιχεία από την Τροπική Χρονική Λογική<sup>13</sup>, όπως π.χ. η Γραμμική Χρονική Λογική<sup>14</sup>.

Η λεπτομερής ανάπτυξη αυτών των Περιγραφικών Λογικών εξέρχεται των ορίων του παρόντος.

## 2.6 ΕΠΙΠΡΟΣΘΕΤΑ ΓΛΩΣΣΙΚΑ ΣΤΟΙΧΕΙΑ ΓΙΑ ΤΙΣ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ

Προκειμένου οι Περιγραφικές Λογικές να είναι όσο το δυνατότερο φιλικότερες προς τον άνθρωπο-μηχανικό μοντελοποίησης Οντολογιών, συνήθως εισάγουμε επιπρόσθετα γλωσσικά στοιχεία<sup>15</sup> τα οποία μπορούν

<sup>10</sup> αγγλικά: Fuzzy Description Logics

<sup>11</sup> αγγλικά: Fuzzy Logic

<sup>12</sup> αγγλικά: Temporal Description Logics

<sup>13</sup> αγγλικά: Modal Temporal Logic

<sup>14</sup> αγγλικά: Linear Temporal Logic

<sup>15</sup> αγγλικά: sugar syntax

να οριστούν με νέα αξιώματα. Ρητά διευκρινίζεται ότι τα πρόσθετα αυτά γλωσσικά στοιχεία δεν είναι απαραίτητα από μαθηματικής σκοπιάς και, συνεπώς, δεν αντιμετωπίζονται ως διακριτές Περιγραφικές Λογικές. Όμως, όπως μπορεί εύκολα να διαπιστωθεί, απλοποιούν σημαντικά τη μοντελοποίηση των Οντολογιών.

Τα συνηθέστερα παραδείγματα επιπρόσθετων γλωσσικών στοιχείων δίνονται παρακάτω:

### **Ασυνδετότητα Εννοιών**

Δύο έννοιες  $C$  και  $D$  είναι ξένες μεταξύ τους, όταν  $C^{\mathcal{I}} \cap D^{\mathcal{I}} = \emptyset$ , όπου  $\mathcal{I}$  μία ερμηνεία. Σε Περιγραφική Λογική, μπορούμε να το εκφράσουμε αυτό με  $C \sqcap D \sqsubseteq \perp$  ή, ισοδύναμα,  $C \sqsubseteq \neg D$  (ή  $D \sqsubseteq \neg C$ ). Η ασυνδετότητα εννοιών δεν παρουσιάζει ιδιαίτερο ενδιαφέρον όταν μελετώνται οι Περιγραφικές Λογικές από μαθηματικής σκοπιάς, αλλά σε επίπεδο μοντελοποίησης είναι χρήσιμη, διότι μας βοηθά να καταλήξουμε σε αρνητική πληροφορία, π.χ. ότι κάποιο άτομο δεν είναι στιγμιότυπο κάποιας έννοιας.

### **Πεδίο ορισμού και σύνολο τιμών ρόλων**

Πεδίο ορισμού  $C$  και σύνολο τιμών  $D$  ενός ρόλου  $r$  για μία ερμηνεία  $\mathcal{I}$  σημαίνει ότι, για κάθε  $\langle x, y \rangle \in r^{\mathcal{I}}$ , ισχύει  $x \in C^{\mathcal{I}}$  και  $y \in D^{\mathcal{I}}$ . Ισοδύναμα, σε Περιγραφική Λογική, γράφεται  $\exists r. T \sqsubseteq C$  και  $T \sqsubseteq \forall r. D$ .

### **Ο κενός ρόλος**

Όπως είδαμε παραπάνω στο υποκεφάλαιο 2.4, δεν υπάρχει ο “κενός ρόλος” στο βασικό συντακτικό των Περιγραφικών Λογικών. Όμως, μπορούμε να τον προσθέσουμε με το αξίωμα  $\top \sqsubseteq \forall \text{emptyRole}.\perp$  ή ισοδύναμα  $\text{Dis}(U, \text{emptyRole})$ .

### **Συμμετρία ρόλων**

Ένας ρόλος  $r$  καλείται συμμετρικός, αν για κάθε  $\langle x, y \rangle \in r^{\mathcal{I}}$ , ισχύει  $\langle y, x \rangle \in r^{\mathcal{I}}$ , ενώ καλείται ασυμμετρικός αν, για κάθε  $\langle x, y \rangle \in r^{\mathcal{I}}$ , ισχύει  $\langle y, x \rangle \notin r^{\mathcal{I}}$ . Σε Περιγραφική Λογική, μπορούμε να προσθέσουμε τις ιδιότητες αυτές με το αξίωμα  $r^- \sqsubseteq r$  για τον συμμετρικό και να το συμβολίζουμε  $\text{Sym}(r)$  από εδώ και πέρα, και για τον ασυμμετρικό  $\text{Dis}(r, r^-)$  και να το συμβολίζουμε  $\text{Asy}(r)$ .

### **Τύποι Δεδομένων**

Οι τύποι δεδομένων (datatypes) είναι μία επέκταση των Περιγραφικών Λογικών, με την οποία προστίθενται κάποιοι τύποι δεδομένων για την αποθήκευση τιμών, όπως αριθμοί (ακέραιοι ή κινητής υποδιαστολής),



αλφαριθμητικά, αλλά και κάποιοι ειδικοί τύποι δεδομένων όπως ημερομηνίες κλπ. Στις Περιγραφικές Λογικές, όπου υφίστανται τύποι δεδομένων, προστίθεται το σύμβολο ( $\mathcal{D}$ ) στον εκθέτη του ονόματος τους. Για παράδειγμα, η Περιγραφική Λογική  $SRQIQ$  με τύπους δεδομένων συμβολίζεται  $SRQIQ^{(\mathcal{D})}$ .

## 2.7 ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΜΕ ΑΛΛΕΣ ΜΑΘΗΜΑΤΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ

### 2.7.1 Κατηγορηματική Λογική

Όπως αναφέραμε και στην εισαγωγή, οι Περιγραφικές Λογικές αποτελούν “αποκρίσιμα τμήματα της Πρωτοβάθμιας (Εξισωτικής) Κατηγορηματικής Λογικής”. Αν και συντακτικά ορίζονται διαφορετικά, σημασιολογικά, κάθε ερμηνεία μοντέλου, που δίνεται σε μία Οντολογία Περιγραφικής Λογικής, έχει την ίδια δομή με μία ερμηνεία μοντέλου της Κατηγορηματικής Λογικής. Αυτό είναι εφικτό, αν υποθέσουμε ότι τα ονόματα ατόμων των Περιγραφικών Λογικών ισοδυναμούν με τις σταθερές της Κατηγορηματικής Λογικής, οι έννοιες με κατηγορήματα βαθμού 1 και οι ρόλοι με κατηγορήματα βαθμού 2.

Διαφορές στην ορολογία	
Περιγραφικές Λογικές	Κατηγορηματική Λογική
όνομα έννοιας	κατηγορηματικό βαθμού 1
έννοια	συνάρτηση με μία ελεύθερη μεταβλητή
όνομα ρόλου	κατηγορηματικό βαθμού 2
ρόλος	συνάρτηση με δύο ελεύθερες μεταβλητές
Βάση Γνώσης	θεωρία
αξιωμα	πρόταση

Μέσω αυτών των συμβάσεων, μπορούμε να δούμε παρακάτω την αντιστοιχία αξιωμάτων της Περιγραφικής Λογικής  $SRQIQ$  προς την Πρωτοβάθμια Εξισωτική Κατηγορηματική Λογική:

Περιγραφικές Λογικές	Εξισωτική Κατηγορηματική Λογική
$\top$	$\text{Top}(x)$
$\perp$	$\text{Bottom}(x)$
$\neg C$	$\neg C(x)$
$C \sqcap D$	$C(x) \wedge D(x)$
$C \sqcup D$	$C(x) \vee D(x)$
$\exists r.C$	$\exists y. (r(x, y) \wedge C(y))$
$\forall r.C$	$\forall y. (r(x, y) \Rightarrow C(y))$
$\geq n.C$	$\# \{y   r(x, y) \wedge C(y)\} \geq n$
$\leq n.C$	$\# \{y   r(x, y) \wedge C(y)\} \leq n$
$\exists r.\text{Self}$	$R(x, x)$
$\{a\}$	$x \approx a$
$U$	$U(x, y)$
$r^-$	$r(y, x)$
$r \circ s$	$\exists z. (r(x, z) \wedge s(z, y))$
$C(a)$	$C(a)$
$r(a, b)$	$r(a, b)$
$a \approx b$	$a \approx b$
$a \not\approx b$	$a \not\approx b$
$C \sqsubseteq D$	$\forall x. (C(x) \Rightarrow D(x))$
$C \equiv D$	$\forall x. (C(x) \Leftrightarrow D(x))$
$r \sqsubseteq s$	$\forall x. \forall y. (r(x, y) \Rightarrow s(x, y))$
$r \equiv s$	$\forall x. \forall y. (r(x, y) \Leftrightarrow s(x, y))$

Επιπροσθέτως, μπορούμε να κατασκευάσουμε μία συνάρτηση  $\tau$ , η οποία να δέχεται ως όρισμα μία Βάση Γνώσης  $\mathcal{KB}$  μίας  $\mathcal{SRIOQ}$  Περιγραφικής Λογικής και να το μετατρέπει σε μία θεωρία Πρωτοβάθμιας Εξισωτικής Κατηγορηματικής Λογικής.

Ορίζουμε μία συνάρτηση  $\tau_{\mathbf{R}} : \mathbf{R} \times \text{Var} \times \text{Var} \rightarrow \text{FOL}$  (όπου  $\text{Var} = \{x_0, x_1, \dots\}$  ένα σύνολο μεταβλητών) για την μετάφραση των ρόλων, τέτοια ώστε:

- $\tau_{\mathbf{R}}(u, x_i, x_j) = \text{True}$
- $\tau_{\mathbf{R}}(r, x_i, x_j) = r(x_i, x_j)$
- $\tau_{\mathbf{R}}(r^-, x_i, x_j) = r(x_j, x_i)$

Συνεχίζουμε χρησιμοποιώντας αναδρομικά την  $\tau_{\mathbf{R}}$  και ορίζοντας μία συνάρτηση  $t_{\mathbf{C}} : \mathbf{C} \times \text{Var} \rightarrow \text{FOL}$  για την μετάφραση των εννοιών, τέτοια ώστε:

- $t_{\mathbf{C}}(A, x_i) = A(x_i)$

- $t_{\mathbf{C}}(\top, x_i) = \text{True}$
- $t_{\mathbf{C}}(\perp, x_i) = \text{False}$
- $t_{\mathbf{C}}(\{a_1, \dots, a_n\}, x_i) = \bigvee_{1 \leq j \leq n} x_i = a_j$
- $t_{\mathbf{C}}(\neg C, x_i) = \neg t_{\mathbf{C}}(C, x_i)$
- $t_{\mathbf{C}}(C \sqcap D, x_i) = t_{\mathbf{C}}(C, x_i) \wedge t_{\mathbf{C}}(D, x_i)$
- $t_{\mathbf{C}}(C \sqcup D, x_i) = t_{\mathbf{C}}(C, x_i) \vee t_{\mathbf{C}}(D, x_i)$
- $t_{\mathbf{C}}(\exists r.C, x_i) = \exists x_{i+1}. (\tau_{\mathbf{R}}(r, x_i, x_{i+1}) \wedge t_{\mathbf{C}}(C, x_{i+1}))$
- $t_{\mathbf{C}}(\forall r.C, x_i) = \forall x_{i+1}. (\tau_{\mathbf{R}}(r, x_i, x_{i+1}) \rightarrow t_{\mathbf{C}}(C, x_{i+1}))$
- $t_{\mathbf{C}}(\exists r.\text{Self}, x_i) = \tau_{\mathbf{R}}(r, x_i, x_i)$
- $t_{\mathbf{C}}(\geq nr.C, x_i) = \exists x_{i+1} \dots x_{i+n} \left( \bigwedge_{i+1 \leq j \leq k \leq i+n} (x_j \neq x_k) \wedge \bigwedge_{i+1 \leq j \leq i+n} (\tau_{\mathbf{R}}(r, x_i, x_j) \wedge t_{\mathbf{C}}(C, x_j)) \right)$
- $t_{\mathbf{C}}(\leq nr.C, x_i) = \neg t_{\mathbf{C}}(\geq (n+1)r.C, x_i)$

Τέλος, ορίζουμε την  $\tau : \mathcal{KB} \rightarrow \text{FOL}$  έτσι ώστε:

- $\tau(r_1 \circ \dots \circ r_n \sqsubseteq r) = \forall x_0 \dots x_n (\bigwedge_{1 \leq i \leq n} \tau_{\mathbf{R}}(r_i, x_{i-1}, x_i)) \rightarrow \tau_{\mathbf{R}}(r, x_0, x_n)$
- $\tau(\text{Dis}(r, r')) = \forall x_0 x_1 (\tau_{\mathbf{R}}(r, x_0, x_1) \rightarrow \neg \tau_{\mathbf{R}}(r', x_0, x_1))$
- $\tau(C \sqsubseteq D) = \forall x_0 (t_{\mathbf{C}}(C, x_0) \rightarrow t_{\mathbf{C}}(D, x_0))$
- $\tau(C(a)) = t_{\mathbf{C}}(C, x_0) [x_0/a]$
- $\tau(r(a, b)) = t_{\mathbf{R}}(r, x_0, x_1) [x_0/a] [x_1/b]$
- $\tau(\neg r(a, b)) = \neg \tau(r(a, b))$
- $\tau(a \approx b) = a = b$
- $\tau(a \not\approx b) = \neg (a = b)$
- $\tau(\mathcal{KB}) = \bigcup_{a \in \mathcal{KB}} \tau(a)$

Όπως ορίσαμε τη συνάρτηση  $\tau$ , μπορούμε να μεταφράσουμε Βάσεις Γνώσης της Περιγραφικής Λογικής *SRIOQ* σε Πρωτοβάθμια Εξισωτική Κατηγορηματική Λογική. Το αντίστροφο δεν είναι πάντα εφικτό. Διαφορετικά, θα μπορούσαμε να αποκριθούμε για κάθε πρόταση κάθε θεωρίας εκπεφρασμένης στη Κατηγορηματική Λογική (περιλαμβανομένων και προτάσεων της Αριθμητικής Peano), μετατρέποντας την στην Περιγραφική Λογική *SRIOQ* και εφαρμόζοντας τεχνικές

αυτοματοποιημένης συλλογιστικής. Όμως, αυτό γνωρίζουμε ότι δεν είναι δυνατόν, από τα θεωρήματα μη πληρότητας του Gödel.

### 2.7.2 Τροπική Λογική

Έχει αποδειχτεί ότι, ορισμένες από τις Περιγραφικές Λογικές, οι οποίες είναι εφοδιασμένες με λίγους κατασκευαστές, είναι ισοδύναμες προς αντίστοιχες Τροπικές Λογικές, με μόνη διαφορά στο συντακτικό τους. Συγκεκριμένα, έχει αποδειχτεί η εξής ισοδυναμία μεταξύ των παρακάτω λογικών:

Περιγραφική Λογική	Τροπική Λογική
$\mathcal{ALC}$	K
$\mathcal{SR}$	Propositional dynamic logic (PDL)
$\mathcal{FSR}$	Deterministic-PDL (DPDL)
$\mathcal{SRI}$ or $\mathcal{TSL}$	Converse-PDL
$\mathcal{FSL}$ or $\mathcal{FSRI}$	Converse-Deterministic-PDL

Πλέον συγκεκριμένα, μεταξύ της Περιγραφικής Λογικής  $\mathcal{ALC}$  και της Τροπικής Λογικής K, μπορούμε να δούμε ότι οι έννοιες της  $\mathcal{ALC}$  είναι ισοδύναμες προς τα σχήματα ιδιοτήτων σε ένα μοντέλο Kripke:

$\mathcal{ALC}$ έννοια	Τροπική Λογική
$C \sqcap D$	$C \wedge D$
$C \sqcup D$	$C \vee D$
$\neg C$	$\neg C$
$\forall r.C$	$\Box_r C$
$\exists r.C$	$\Diamond_r C$

## ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗ ΜΕ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ

---

### 3.1 ΣΚΟΠΟΣ ΚΕΦΑΛΑΙΟΥ

Σκοπός του παρόντος Κεφαλαίου είναι η παρουσίαση της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής με Περιγραφικές Λογικές. Το Κεφάλαιο ξεκινάει με τον ορισμό της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής και τα συνήθη προβλήματα, τα οποία αυτή επιλύει. Στη συνέχεια, παρατίθεται η θεωρητική βάση για την επίλυση αυτών των προβλημάτων και αποδεικνύονται οι υπάρχουσες ισοδυναμίες μεταξύ τους. Επιπρόσθετα παρατίθεται η εισαγωγή του όρου “Κανονική Μορφή Άρνησης”, η οποία είναι απαραίτητη για την εισαγωγή των εννοιών στους σχετικούς αλγορίθμους.

Στη συνέχεια, παρουσιάζονται οι σχετικοί αλγόριθμοι Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, με ιδιαίτερη έμφαση στη “Μέθοδο του Αναλυτικού Tableau”, η οποία έχει σημαντικά συγκριτικά πλεονεκτήματα και αποτελεί την συνήθη επιλογή υλοποίησης στα σχετικά προγράμματα. Η παρουσίαση συνεχίζεται με ένα ξεχωριστό υποκεφάλαιο για την εξήγηση των αποτελεσμάτων της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής από τον Μηχανικό Οντολογιών. Ακολουθεί σύντομη αναφορά στην υπολογιστική πολυπλοκότητα της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής και στις διεθνώς διαθέσιμες μηχανές “Σημασιολογικής Συλλογιστικής” (Semantic Reasoners), οι οποίες μπορούν να χρησιμοποιηθούν για αυτό το σκοπό.

Το Κεφάλαιο ολοκληρώνεται με το πρόβλημα της μετατροπής των Βάσεων Δεδομένων σε Οντολογίες Περιγραφικών Λογικών, κλείνοντας με ένα παράδειγμα μετατροπής μίας περιγραφής Βάσης Δεδομένων, από το Μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων, στην Περιγραφική Λογική  $\mathcal{DLR}$ , για τον σκοπό της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής.

### 3.2 ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗΣ

### ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗΣ

Με τον όρο Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική εννοούμε την αλγοριθμική χρήση παραγωγικών κανόνων συμπερασμού (από το γενικό στο ειδικό) για

την αυτοματοποιημένη δημιουργία νέας γνώσης σε μία Οντολογία Περιγραφικής Λογικής. Προκειμένου να γίνει η συστηματική παρουσίαση των σχετικών αλγορίθμων, πρέπει πρώτα να ορίσουμε τα βασικά προβλήματα, τα οποία μπορούμε να λύσουμε με την Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική.

Έστω μία Βάση Γνώσης  $\mathcal{K} = \langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$  με σώμα ορολογίας  $\mathcal{T}$  και σώμα ισχυρισμών  $\mathcal{A}$ , όπου  $\text{Sig}(\mathcal{K}) \subseteq N_I \cup C_C \cup R_R$ . Επίσης, έστω  $a, b$  δύο άτομα με  $\text{Sig}(a) \subseteq \text{Sig}(\mathcal{A})$  και  $\text{Sig}(b) \subseteq \text{Sig}(\mathcal{A})$ ,  $C$  και  $D$  δύο έννοιες με  $\text{Sig}(C) \subseteq \text{Sig}(\mathcal{T})$  και  $\text{Sig}(D) \subseteq \text{Sig}(\mathcal{T})$ , και  $R$  ένας ρόλος.

### 3.2.1 Προβλήματα συλλογιστικής σε Σώματα Ορολογίας

Στην περίπτωση αυτή, μπορούμε να επιλύσουμε τα παρακάτω προβλήματα:

1. Ικανοποιησιμότητα έννοιας: Να ελεγχθεί η ικανοποιησιμότητα της έννοιας  $C$  με βάση το  $\mathcal{T}$
2. Συνεπαγωγή αξιώματος υπαγωγής εννοιών: Να ελεγχθεί αν το αξίωμα  $C \sqsubseteq D$  είναι λογικό συμπέρασμα του  $\mathcal{T}$ , δηλαδή αν  $\mathcal{T} \models C \sqsubseteq D$
3. Συνεπαγωγή αξιώματος ισοδυναμίας εννοιών: Να ελεγχθεί αν το αξίωμα  $C \equiv D$  είναι λογικό συμπέρασμα του  $\mathcal{T}$ , δηλαδή αν  $\mathcal{T} \models C \equiv D$
4. Συνεπαγωγή αξιώματος ξένων εννοιών: Να ελεγχθεί αν το αξίωμα  $C \neq D$  είναι λογικό συμπέρασμα του  $\mathcal{T}$ , δηλαδή αν  $\mathcal{T} \models C \neq D$

### 3.2.2 Προβλήματα συλλογιστικής σε Σώματα Ισχυρισμών

Στην περίπτωση αυτή, μπορούμε να επιλύσουμε τα παρακάτω προβλήματα:

1. Συνέπεια σώματος ισχυρισμών: Να ελεγχθεί αν το  $\mathcal{A}$  είναι συνεπές με βάση το  $\mathcal{T}$
2. Συνεπαγωγή ισχυρισμού έννοιας: Να ελεγχθεί αν ο ισχυρισμός  $C(a)$  είναι λογικό συμπέρασμα της γνώσης  $\mathcal{K}$ , δηλαδή αν  $\mathcal{K} \models C(a)$
3. Συνεπαγωγή ισχυρισμού ρόλου: Να ελεγχθεί αν ο ισχυρισμός  $R(a, b)$  είναι λογικό συμπέρασμα της γνώσης  $\mathcal{K}$ , δηλαδή αν  $\mathcal{K} \models R(a, b)$

### 3.3 ΘΕΩΡΗΤΙΚΗ ΒΑΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΕΠΙΛΥΣΗ ΤΩΝ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΩΝ ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗΣ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗΣ

Πέραν όσων προαναφέρθηκαν στο Κεφάλαιο 2 για τις Περιγραφικές Λογικές, η επίλυση των παραπάνω προβλημάτων μέσω αλγορίθμων στηρίζεται και σε μία πρόσθετη θεωρητική βάση, της οποίας τα βασικότερα στοιχεία παρουσιάζονται αμέσως παρακάτω.

#### 3.3.1 Ιδιότητες των λογικών τελεστών

Από τους ορισμούς που δόθηκαν στο Κεφάλαιο 2 και την σημασιολογία των Περιγραφικών Λογικών μπορούμε να διαπιστώσουμε την ομοιότητα που έχουν οι λογικοί τελεστές  $\cap$ ,  $\cup$ ,  $\neg$ ,  $\exists$ ,  $\forall$  των Περιγραφικών Λογικών, με τους λογικούς τελεστές  $\cap$ ,  $\cup$ ,  $\neg$ ,  $\exists$ ,  $\forall$  της Θεωρίας Συνόλων, αλλά και με τους λογικούς τελεστές  $\wedge$ ,  $\vee$ ,  $\neg$ ,  $\exists$ ,  $\forall$  της Κατηγορηματικής Λογικής. Με βάση αυτή την ομοιότητα, προκύπτουν άμεσα οι ακόλουθες ιδιότητες των λογικών τελεστών  $\cup$  και  $\cap$ :

Ιδιότητες των $\cup$ και $\cap$	
Αντιμεταθετικότητα	
$C \cap D \equiv D \cap C$	$C \cup D \equiv D \cup C$
Προσεταιριστικότητα	
$(C \cap D) \cap E \equiv C \cap (D \cap E)$	$(C \cup D) \cup E \equiv C \cup (D \cup E)$
Ταυτοδυναμία	
$C \cap C \equiv C$	$C \cup C \equiv C$
Επιμεριστικότητα	
$(C \cup D) \cap E \equiv (C \cap E) \cup (D \cap E)$	$(C \cap D) \cup E \equiv (C \cup E) \cap (D \cup E)$
Απορροφητικότητα	
$(C \cup D) \cap C \equiv C$	$(C \cap D) \cup C \equiv C$

Επίσης για τους ίδιους λόγους ισχύουν οι γνωστοί νόμοι De Morgan:

Νόμοι De Morgan	
$\neg\neg C \equiv C$	
$\neg(C \cap D) \equiv \neg D \cup \neg C$	$\neg(C \cup D) \equiv \neg D \cap \neg C$
$\neg\exists r.C \equiv \forall r.\neg C$	$\neg\forall r.C \equiv \exists r.\neg C$
$\neg \leq nr.C \equiv \geq (n+1)r.C$	$\neg \geq (n+1)r.C \equiv \leq nr.C$

Οι παραπάνω ιδιότητες μπορούν να αποδειχθούν και μέσω των συνολοθεωρητικών ορισμών που δόθηκαν στο υποκεφάλαιο 2.4. Από αυτές

τις ιδιότητες, προκύπτουν άμεσα και οι παρακάτω ιδιότητες των λογικών τελεστών:

$$\begin{aligned}
& \geq 0r.C \equiv \top \\
& \geq 1r.C \equiv \exists r.C & \leq 0r.C \equiv \forall r.\neg C \\
& \exists r.\perp \equiv \perp & \forall r.\top \equiv \top \\
& \exists r.(A \sqcap B) \equiv \exists r.A \sqcap \exists r.B & \forall r.(A \sqcap B) \equiv \forall r.A \sqcap \forall r.B \\
& \exists r^{\neg}.Self \equiv \exists r.Self \\
& \{a_1, \dots, a_n\} \equiv \{a_1\} \sqcup \dots \sqcup \{a_n\}
\end{aligned}$$

### 3.3.2 Ισοδυναμίες Βάσεων Γνώσης

Δύο Βάσεις Γνώσης  $\mathcal{KB}_1$  και  $\mathcal{KB}_2$  λέγονται ισοδύναμες (συμβολικά  $\mathcal{KB}_1 \Leftrightarrow \mathcal{KB}_2$ ), αν και μόνο αν, κάθε ερμηνεία  $\mathcal{I}$ , η οποία είναι μοντέλο της  $\mathcal{KB}_1$  είναι ταυτόχρονα και μοντέλο της  $\mathcal{KB}_2$ , και αντίστροφα.

Επιπρόσθετα, στην ειδική περίπτωση που έχουμε δύο Βάσεις Γνώσης  $\mathcal{KB}_1$  και  $\mathcal{KB}_2$ , όπου η κάθε μία αποτελείται από ένα μόνο αξίωμα  $a_1$  και  $a_2$  αντίστοιχα, δηλαδή  $\mathcal{KB}_1 = \{a_1\}$  και  $\mathcal{KB}_2 = \{a_2\}$ , τότε ισχύει  $\mathcal{KB}_1 \Leftrightarrow \mathcal{KB}_2$  αν και μόνο αν τα αξιώματα  $a_1$  και  $a_2$  είναι ισοδύναμα.

### 3.3.3 Μετατροπή του Σώματος Ισχυρισμών σε Σώμα Ορολογίας

Για το σώμα ισχυρισμών ισχύουν:

- $C(a) \Leftrightarrow \{a\} \sqsubseteq C$
- $r(a,b) \Leftrightarrow \{a\} \sqsubseteq \exists r.\{b\}$
- $\neg r(a,b) \Leftrightarrow \{a\} \sqsubseteq \neg \exists r.\{b\}$
- $a \approx b \Leftrightarrow \{a\} \sqsubseteq \{b\}$
- $a \not\approx b \Leftrightarrow \{a\} \sqsubseteq \neg \{b\}$

Με την χρήση των παραπάνω ιδιοτήτων, είναι δυνατόν να μετατρέψουμε μία Βάση Γνώσης, με Σώμα Ορολογίας και Σώμα Ισχυρισμών, σε μία ισοδύναμη Βάση Γνώσης, με μόνο Σώμα Ορολογίας.

### 3.3.4 Μετασχηματισμοί στο Σώμα Ορολογίας

Για το σώμα ορολογίας αποδεικνύεται ότι ισχύουν οι Lloyd Topor μετασχηματισμοί:



- $\{A \sqcup B \sqsubseteq C\} \Leftrightarrow \{A \sqsubseteq C, B \sqsubseteq C\}$
- $\{A \sqsubseteq B \sqcap C\} \Leftrightarrow \{A \sqsubseteq B, A \sqsubseteq C\}$

Επίσης ισχύει:

- $C \sqsubseteq D \Leftrightarrow \top \sqsubseteq \neg C \sqcup D$
- $\top \sqsubseteq \neg C \sqcup D \Leftrightarrow \neg(C \sqcap \neg D)$

Το τελευταίο προκύπτει από τους νόμους De Morgan

Οι παραπάνω μετασχηματισμοί μας δίνουν τις παρακάτω δυνατότητες:

1. Μπορούμε να μετατρέψουμε ένα Σώμα Ορολογίας με πολλές έννοιες, σε ένα ισοδύναμο Σώμα Ορολογίας με μόνο μία σύνθετη έννοια.
2. Να αφαιρέσουμε όλους τους ανάστροφους ρόλους, επειδή ισχύει:
  - $\exists r^-.C \sqsubseteq D \Leftrightarrow C \sqsubseteq \forall r.D$
  - $C \sqsubseteq \forall r^-.D \Leftrightarrow \exists r.C \sqsubseteq D$
  - $r_1 \circ \dots \circ r_n \sqsubseteq r \Leftrightarrow r_n^- \circ \dots \circ r_1^- \sqsubseteq r^-$ .

Επιπρόσθετα, παρατηρούμε ότι μπορούμε να συνδυάσουμε τις παραπάνω δύο δυνατότητες και την δυνατότητα μετατροπής του Σώματος Ισχυρισμών σε Σώμα Ορολογίας, προκειμένου να μετατρέψουμε μία Βάση Γνώσης σε μία ισοδύναμη Βάση Γνώσης, με μία μόνο σύνθετη έννοια, χωρίς ανάστροφους ρόλους.

### 3.4 ΙΣΟΔΥΝΑΜΙΕΣ ΜΕΤΑΞΥ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΩΝ ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗΣ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗΣ

Μία σημαντική παρατήρηση για τα προβλήματα Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, τα οποία αναφέρθηκαν αναλυτικά στο παραπάνω υποκεφάλαιο 3.2, είναι ότι αυτά δεν είναι ανεξάρτητα μεταξύ τους, αλλά υπάρχουν μεταξύ τους συγκεκριμένες ισοδυναμίες. Οι ισοδυναμίες αυτές παρατίθενται αμέσως παρακάτω.

#### 3.4.1 Ισοδυναμίες Προβλημάτων Συλλογιστικής σε Σώματα Ορολογίας

Από τις ιδιότητες που ισχύουν στις Περιγραφικές Λογικές, μπορούμε εύκολα να αποδείξουμε ότι:

- Μία έννοια  $C$  είναι μη ικανοποιήσιμη στο  $\mathcal{T}$ , αν και μόνο αν  $\mathcal{T} \models C \sqsubseteq \perp$

- Δύο έννοιες  $C, D$  είναι ισοδύναμες, αν και μόνο αν  $\mathcal{T} \models C \sqsubseteq D$  και  $\mathcal{T} \models D \sqsubseteq C$
- Δύο έννοιες  $C, D$  είναι ξένες, αν και μόνο αν  $\mathcal{T} \models C \sqcap D \sqsubseteq \perp$

Με βάση τα παραπάνω, τα προβλήματα 1, 3, 4 ανάγονται στο πρόβλημα 2, δηλαδή στο πρόβλημα συνεπαγωγής αξιώματος υπαγωγής εννοιών.

Επιπροσθέτως, αν βρισκόμαστε σε μία Περιγραφική Λογική εφοδιασμένη με τον κατασκευαστή άρνησης επί σύνθετων εννοιών, μπορούμε να αποδείξουμε ότι:

- $C \sqsubseteq D$ , αν και μόνο αν η  $C \sqcap \neg D$  είναι μη ικανοποιήσιμη
- $C \equiv D$ , αν και μόνο αν τα  $\neg C \sqcap D$  και  $C \sqcap \neg D$  είναι μη ικανοποιήσιμα
- $C \neq D$  αν και μόνο αν το  $C \sqcap D$  είναι μη ικανοποιήσιμο

Με βάση τα παραπάνω, τα προβλήματα 2, 3, 4 ανάγονται στο πρόβλημα 1, δηλαδή στον έλεγχο ικανοποιησιμότητας έννοιας.

### 3.4.2 Ισοδυναμίες Προβλημάτων Συλλογιστικής σε Σώματα Ισχυρισμών

Αν η Περιγραφική Λογική είναι εφοδιασμένη με τον κατασκευαστή άρνησης επί σύνθετων εννοιών μπορούμε να αποδείξουμε ότι:

- Το  $\mathcal{K} \models C(a)$  ισχύει, αν και μόνο αν το σώμα ισχυρισμών  $\mathcal{A} \cup \{\neg C(a)\}$  είναι ασυνεπές με βάση το  $\mathcal{T}$

Με βάση το παραπάνω, το πρόβλημα 2 ανάγεται στο πρόβλημα 1.

Το πρόβλημα 2 σπάνια μπορεί να αναχθεί στο πρόβλημα 3, διότι για αυτό απαιτείται ένας κατασκευαστής άρνησης επί ρόλων, και δεν συνηθίζεται κάτι τέτοιο στις Περιγραφικές Λογικές.

Τέλος, ενδιαφέρον παρουσιάζει το γεγονός ότι μπορεί να αναχθεί το πρόβλημα 1 σε ένα σώμα ορολογίας, δηλαδή το πρόβλημα ικανοποιησιμότητας μίας έννοιας, στο πρόβλημα 1 σε ένα σώμα ισχυρισμών, δηλαδή στον έλεγχο συνέπειας. Αυτό αποδεικνύεται από το ότι η έννοια  $C$  είναι ικανοποιήσιμη στο  $\mathcal{T}$ , αν και μόνο αν το σώμα ισχυρισμών  $\{C(c)\}$ , όπου  $c$  ένα νέο όνομα ατόμου, είναι συνεπές με βάση το  $\mathcal{T}$ .

### 3.5 ΜΕΤΑΤΡΟΠΗ ΣΥΝΘΕΤΩΝ ΕΝΝΟΙΩΝ ΣΤΗΝ ΚΑΝΟΝΙΚΗ ΜΟΡΦΗ ΑΡΝΗΣΗΣ

Πριν από την λεπτομερή περιγραφή των σχετικών αλγορίθμων Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, η οποία παρατίθεται αμέσως παρακάτω, είναι αναγκαίο να εισαχθεί ένας ακόμα πρόσθετος όρος, αυτός της “Κανονικής Μορφής ‘Αρνησης”. Συγκεκριμένα, μία έννοια λέγεται ότι βρίσκεται σε “Κανονική Μορφή ‘Αρνησης” (ΚΜΑ), αν και μόνο αν, όλοι οι λογικοί τελεστές άρνησης που χρησιμοποιούνται στον ορισμό της, έχουν στην εμβέλεια τους μόνο ατομικές έννοιες.

Η σημασία της ΚΜΑ έγκειται στο γεγονός ότι, οι αλγόριθμοι Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, μπορούν να έχουν ως είσοδο μόνο έννοιες σε αυτή την μορφή, δηλαδή σε ΚΜΑ. Η παραπάνω δέσμευση, δηλαδή να έχουν οι αλγόριθμοι Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής μόνο είσοδο σε ΚΜΑ, δεν αποτελεί περιορισμό των δυνατοτήτων της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής. Γιατί, χρησιμοποιώντας αναδρομικά τις ιδιότητες των λογικών τελεστών, στις οποίες αναφερθήκαμε παραπάνω, είμαστε πάντα σε θέση να μετασχηματίσουμε οποιαδήποτε σύνθετη έννοια σε ΚΜΑ.

Συγκεκριμένα, μια σύνθετη έννοια μετασχηματίζεται σε ΚΜΑ χρησιμοποιώντας τους παρακάτω κανόνες:

$$\begin{aligned}
 & \text{Έστω } A \in N_C, a_i \in N_I \text{ και } R \in N_R \\
 & \text{nnf}(C) := C \text{ όταν} \\
 & C \in \{A, \neg A, \{a_1, \dots, a_n\}, \neg \{a_1, \dots, a_n\}, \exists R.\text{Self}, \neg \exists R.\text{Self}, \top, \perp, \} \\
 & \text{nnf}(\neg \neg C) := \text{nnf}(C) \\
 & \text{nnf}(\neg \top) := \text{nnf}(\perp) \qquad \text{nnf}(\neg \perp) := \text{nnf}(\top) \\
 & \text{nnf}(C \sqcap D) := \text{nnf}(C) \sqcap \text{nnf}(D) \quad \text{nnf}(\neg(C \sqcap D)) := \text{nnf}(\neg C) \sqcup \text{nnf}(\neg D) \\
 & \text{nnf}(C \sqcup D) := \text{nnf}(C) \sqcup \text{nnf}(D) \quad \text{nnf}(\neg(C \sqcup D)) := \text{nnf}(\neg C) \sqcap \text{nnf}(\neg D) \\
 & \text{nnf}(\forall r.C) := \forall r.\text{nnf}(C) \qquad \text{nnf}(\neg \forall r.C) := \exists r.\text{nnf}(\neg C) \\
 & \text{nnf}(\exists r.C) := \exists r.\text{nnf}(C) \qquad \text{nnf}(\neg \exists r.C) := \forall r.\text{nnf}(\neg C) \\
 & \text{nnf}(\leq nr.C) := \leq nr.\text{nnf}(C) \quad \text{nnf}(\neg \leq nr.C) := \geq (n+1)r.\text{nnf}(C) \\
 & \text{nnf}(\geq nr.C) := \geq nr.\text{nnf}(C) \quad \text{nnf}(\neg \geq nr.C) := \leq (n-1)r.\text{nnf}(C)
 \end{aligned}$$

Εφαρμόζοντας τους παραπάνω κανόνες αναδρομικά, μπορεί να μετατραπεί η οποιαδήποτε σύνθετη έννοια σε ΚΜΑ.

1 αγγλικά: negation normal form, NNF

### 3.6 ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ

#### 3.6.1 Μέθοδος με χρήση Παραγωγικών Κανόνων Συμπερασμού

Η μέθοδος Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, με χρήση παραγωγικών κανόνων συμπερασμού, είναι μία μέθοδος η οποία βασίζεται σε κανόνες της μορφής:

$$\text{name} \frac{a_1 \dots a_n}{a}$$

όπου  $a_1 \dots, a_n$  είναι αξιώματα τα οποία είναι ήδη γνωστό ότι είναι αληθή, είτε λόγω άμεσης δήλωσης στη Βάση Γνώσης, είτε λόγω του ότι προέκυψαν αληθή από πρωτύτρη εφαρμογή παραγωγικού κανόνα, και το  $a$  είναι το νέο αξίωμα, που προκύπτει να είναι αληθές από την εφαρμογή του παραγωγικού κανόνα. Γενικά, συμβολικά αυτό γράφεται και  $\{a_1 \dots, a_n\} \vdash a$ .

Όπως ξέρουμε από την μαθηματική λογική, μάς ενδιαφέρουν δύο σημαντικές μετα-ιδιότητες:

- Η ορθότητα των παραγωγικών κανόνων, δηλαδή αν  $\{a_1 \dots, a_n\} \vdash a$  να ισχύει  $\{a_1 \dots, a_n\} \models a$  και
- Η πληρότητα τους, δηλαδή αν  $\{a_1 \dots, a_n\} \models a$  να ισχύει  $\{a_1 \dots, a_n\} \vdash a$ , αν αυτό είναι εφικτό

Στην πρωτοβάθμια κατηγορηματική λογική, η ιδιότητα της πληρότητας ισχύει για τα λογικά αξιώματα, όμως δεν ισχύει απαραίτητα για κάθε θεωρία που μπορεί να διατυπωθεί σε αυτή. Αντίθετα, στις περισσότερες Περιγραφικές Λογικές που χρησιμοποιούνται (συνήθως οι Περιγραφικές Λογικές που έχουν την εκφραστικότητα τουλάχιστον της  $\mathcal{ALC}$  μέχρι το πολύ της  $\mathcal{SROIQ}$ ), η ιδιότητα της πληρότητας διασφαλίζεται ακόμα και με τον εμπλουτισμό τους με νέα αξιώματα. Το γεγονός, ότι εξακολουθεί να ισχύει η ιδιότητα της πληρότητας σε οποιοδήποτε "εμπλουτισμό" των Περιγραφικών Λογικών με Οντολογία, είναι και ο λόγος που αρχικώς μας επιτρέπει να αναζητήσουμε αλγόριθμους Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής.

Ενδεικτικά για την Περιγραφική Λογική  $\mathcal{ALC}$ , το αποδεικτικό σύστημα που καθιστά τις συντακτικές αποδείξεις ορθές και πλήρεις είναι το εξής:

$$\mathbf{R}_A^+ \frac{}{A \sqcap H \sqsubseteq A}$$

$$\mathbf{R}_A^- \frac{\neg A \sqcap H \sqsubseteq N \sqcup A}{\neg A \sqcap H \sqsubseteq N}$$

$$\mathbf{R}_{\Pi}^n \frac{H \sqsubseteq N_1 \sqcup A_1 \dots H \sqsubseteq N_n \sqcup A_n \quad \prod_{i=1}^n A_i \sqsubseteq M}{H \sqsubseteq M \sqcup \sqcup_{i=1}^n N_i}$$

$$\mathbf{R}_{\exists}^+ \frac{H \sqsubseteq N \sqcup A \quad A \sqsubseteq \exists r.B}{H \sqsubseteq N \sqcup \exists r.B}$$

$$\mathbf{R}_{\exists}^- \frac{H \sqsubseteq N \sqcup \exists r.K \quad K \sqsubseteq N \sqcup A \quad \exists r.A \sqsubseteq B}{H \sqsubseteq M \sqcup B \sqcup \exists r.(K \sqcap \neg A)}$$

$$\mathbf{R}_{\exists}^{\perp} \frac{H \sqsubseteq N \sqcup \exists r.K \quad K \sqsubseteq \perp}{H \sqsubseteq M}$$

$$\mathbf{R}_{\forall} \frac{H \sqsubseteq N \sqcup \exists r.K \quad H \sqsubseteq N \sqcup A \quad A \sqsubseteq \forall r.B}{H \sqsubseteq M \sqcup N \sqcup \exists r.(K \sqcap B)}$$

όπου  $A$  και  $B$  είναι ονόματα εννοιών,  $H$  και  $K$  συζεύξεις ονομάτων εννοιών,  $M$ ,  $N$  και  $N_i$  διαζεύξεις ονομάτων εννοιών.

Για να εφαρμοστούν οι παραγωγικοί κανόνες, θα πρέπει πρώτα να γίνει κανονικοποίηση των εννοιών (δηλαδή οι έννοιες να έχουν την μορφή  $A_1 \sqcap \dots \sqcap A_n \sqcap \forall r_1 B_1 \sqcap \dots \sqcap \forall r_m B_m$ ). Αυτό μπορεί να γίνει με τον παρακάτω αλγόριθμο:

### Βήμα 1

Εφάρμοσε επαναληπτικά την προσεταιριστική ιδιότητα του τελεστή  $\sqcap$ , ώστε να απλοποιηθούν οι παρενθέσεις.

### Βήμα 2

Εφάρμοσε επαναληπτικά την αντιμεταθετική ιδιότητα του τελεστή  $\sqcap$ , ώστε να διαχωριστούν οι ατομικές έννοιες και οι ιδιότητες ρόλων και να μετασχηματιστεί η έννοια στη μορφή  $A_1 \sqcap \dots \sqcap A_n \sqcap \forall R_1.B_1 \dots \sqcap \forall R_m.B_m$ , όπου τα  $A_1, A_2, \dots, A_n$  είναι ονόματα εννοιών, τα  $R_1, R_2, \dots, R_m$  είναι ονόματα ρόλων και τα  $B_1, B_2, \dots, B_m$  είναι σύνθετες  $\mathcal{FL}_0$  έννοιες (όχι απαραίτητα σε κανονική μορφή).

### Βήμα 3

Εφάρμοσε την ιδιότητα της ταυτοδυναμίας του τελεστή  $\sqcap$ , ώστε να μετασχηματιστεί η έννοια στη μορφή  $A_1 \sqcap \dots \sqcap A_{n'} \sqcap \forall R_1.B_1 \dots \sqcap \forall R_m.B_m$ , όπου όλα τα  $A_1, \dots, A_{n'}$  είναι διαφορετικά μεταξύ τους.

### Βήμα 4

Εφάρμοσε την ιδιότητα της επιμεριστικότητας του τελεστή  $\forall$  (ομαδοποιώντας τα ορίσματα των ρόλων), ώστε να μετασχηματιστεί η έννοια στη μορφή  $A_1 \sqcap \dots \sqcap A_{n'} \sqcap \forall R_1.B_1 \dots \sqcap \forall R_{m'} . B_{m'}$ , όπου όλα τα  $R_1, \dots, R_{m'}$  είναι διαφορετικά μεταξύ τους.

### Βήμα 5

Ετέλεσε αναδρομικά τα Βήματα 1 έως 4 στις έννοιες  $B_1, \dots, B_{m'}$ .

Η διαδικασία αυτή χρειάζεται πολυωνυμικό χρόνο για να εκτελεστεί. Ύστερα, εφαρμόζουμε αναδρομικά όλους τους κανόνες, μέχρις ότου δεν μπορούν να εφαρμοστούν άλλο.

### 3.6.2 Μέθοδος του Αναλυτικού Tableau

Για να γίνει κατανοητή η Μέθοδος του Αναλυτικού Tableau, ας υποθέσουμε ότι επιθυμούμε να εξετάσουμε την ικανοποιησιμότητα μίας έννοιας εκπεφρασμένης στην Περιγραφική Λογική  $\mathcal{ALC}$ . Ξεκινάμε μετατρέποντας την έννοια σε ΚΜΑ, όπως περιγράψαμε στο υποκεφάλαιο 3.5, εφαρμόζοντας τους νόμους De Morgan και τις λογικές ιδιότητες των  $\sqcup$  και  $\sqcap$ . Στη συνέχεια, κατασκευάζουμε ένα κατευθυνόμενο γράφημα με μόνο κόμβο την ρίζα του  $u$ , στην οποία βάζουμε ως ταμπέλα την έννοια που θα εξετάσουμε (θα απεικονίσουμε την Βάση Γνώσης σε γράφημα, όπως περιγράψαμε στο υποκεφάλαιο 2.4, δηλαδή θέτοντας ταμπέλες στους κόμβους για τις έννοιες και στις ακμές του γραφήματος για τους ρόλους).

Πηγαίνοντας στον κόμβο  $u$ , θα εφαρμόσουμε τους εξής κανόνες:

$\sqcap$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$C \sqcap D \in \mathcal{L}(u)$ και $\{C, D\} \not\subseteq \mathcal{L}(u)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(u) \rightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C, D\}$
$\sqcup$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$C \sqcup D \in \mathcal{L}(u)$ και $\{C, D\} \cap \mathcal{L}(u) = \emptyset$
Ενέργεια:	Είτε $\mathcal{L}(u) \rightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C\}$ είτε $\mathcal{L}(u) \rightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{D\}$
$\exists$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\exists r.C \in \mathcal{L}(u)$ και $\nexists v$ τ.ω.: $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ και $C \in \mathcal{L}(v)$
Ενέργεια:	Δημιουργία $v \in V$ και $\langle u, v \rangle \in E$ με $\mathcal{L}(v) = C$ και $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$
$\forall$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\forall r.C \in \mathcal{L}(u)$ και $\exists v$ τ.ω.: $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ και $C \notin \mathcal{L}(v)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(v) \rightarrow \mathcal{L}(v) \cup \{C\}$

Εφαρμόζουμε τους κανόνες σε κάθε κόμβο αναδρομικά, μέχρις ότου να μην μπορούν να εφαρμοστούν άλλο. Αν βρούμε αντίφαση σε κόμβο, δηλαδή  $\{C, \neg C\} \subseteq \mathcal{L}(u)$ , τότε ο αλγόριθμος μας ειδοποιεί ότι η έννοια είναι μη ικανοποιήσιμη, διαφορετικά θεωρούμε ότι η έννοια είναι ικανοποιήσιμη.

Για την Περιγραφική Λογική  $\mathcal{ALC}$  αποδεικνύεται ότι αυτό αποτελεί ένα κατευθυνόμενο συνεκτικό και ακυκλικό γράφημα, δηλαδή ένα κατευθυνόμενο δένδρο.

Παρατηρούμε ότι έννοιες της μορφής  $C \sqcup D$  οδηγούν σε μη ντετερμινιστική επέκταση του δένδρου. Αυτό το πρόβλημα επιλύεται εφαρμόζοντας τον αλγόριθμο σε κάθε δένδρο που προκύπτει από την επέκταση, μέχρις ότου βρούμε ένα πλήρως επεκταμένο, χωρίς αντιφάσεις δένδρο, ή μέχρι να διαπιστωθεί ότι όλες οι δυνατές επεκτάσεις οδηγούν σε αντίφαση. Οι μη ντετερμινιστικές επεκτάσεις του δένδρου έχουν ως συνέπεια ο αλγόριθμος να είναι μη αποδοτικός. Έχει αποδειχτεί ότι ο

αλγόριθμος αυτός τερματίζει σε εκθετικό χρόνο (άρα ανήκει στην κλάση πολυπλοκότητας EXP), σε σχέση με το μέγεθος της περιγραφής της έννοιας, καθώς παράγει ένα δυαδικό δένδρο βάθους  $n$  από  $2^{n+1} - 1$  κόμβους.

Προκειμένου να αντιμετωπιστεί αυτό το πολύ σημαντικό πρόβλημα, χρησιμοποιείται μία τροποποιημένη εκδοχή του αλγορίθμου, η οποία οδηγεί σε μεγαλύτερη αποδοτικότητα. Συγκεκριμένα, μπορούμε να εφαρμόσουμε πρώτα τους κανόνες  $\sqcap$  και  $\sqcup$  και ύστερα ένα νέο κανόνα που αντικαθιστά τους  $\exists$  και  $\forall$ :

$\exists\forall$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\exists r. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\nexists v$ τ.ω.: $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ και $C \in \mathcal{L}(v)$ και οι κανόνες $\sqcap, \sqcup$ δεν εφαρμόζονται
Ενέργεια:	Δημιουργία $v \in V$ και $\langle u, v \rangle \in E$ με $\mathcal{L}(v) = \{C\} \cup \{D \mid \forall r. D \in \mathcal{L}(u)\}$ και $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$

Ο αλγόριθμος αυτός μπορεί να εφαρμοστεί ξεχωριστά στους νέους κόμβους. Με την διαδικασία αυτή, το μόνο που μένει είναι να αποθηκευτεί ένα μονοπάτι με τους άμεσους κόμβους και με τους κόμβους, στους οποίους πρέπει να εφαρμοστεί ο αλγόριθμος στη συνέχεια. Το μέγεθος του μονοπατιού είναι γραμμικό σε σχέση με το μέγεθος της περιγραφής της έννοιας. Επίσης το πλήθος των κόμβων περιορίζεται από το πλήθος των εμφανίσεων του λογικού συμβόλου  $\exists$  στην περιγραφή της έννοιας. Άρα η απαραίτητη πληροφορία μπορεί να αποθηκευτεί σε πολυωνυμικό χώρο. Ο αλγόριθμος είναι μη ντετερμινιστικός άρα ο αλγόριθμος ανήκει στην NPSPACE κλάση πολυπλοκότητας. Όμως, από το θεώρημα του Savitch, ξέρουμε ότι η NPSPACE κλάση πολυπλοκότητας είναι ισοδύναμη με την PSPACE.

Με την παραπάνω τροποποιημένη διαδικασία, επιτυγχάνουμε να βελτιώσουμε τον αλγόριθμο, ώστε να ανήκει στην PSPACE. Γενικά, μπορούμε να δείξουμε ότι το πρόβλημα ανήκει στην κλάση PSPACE-hard και να καταλήξουμε ότι ο έλεγχος ικανοποιησιμότητας εννοιών αλλά και ο έλεγχος συνέπειας στην  $\mathcal{ALC}$  ανήκει στην PSPACE-complete κλάση πολυπλοκότητας.

Ένα σημαντικό πλεονέκτημα της Μεθόδου του Αναλυτικού Tableau είναι ότι μπορεί να επεκταθεί με νέους κανόνες για εκφραστικότερες Περιγραφικές Λογικές. Ωστόσο, είναι σημαντικό ταυτόχρονα να γίνεται έλεγχος του παραγόμενου δένδρου για κύκλους (καταλήγοντας σε κόμβο με ταυτόσημη ετικέτα προηγούμενου κόμβου) και να γίνεται "αποκλεισμός"<sup>2</sup> των κόμβων που τους προκαλούν, διότι διαφορετικά ο αλγόριθμος δεν θα τερματίζει.

<sup>2</sup> αγγλικά: blocking

Για την Περιγραφική Λογική *SRIQ* οι κανόνες του Αναλυτικού Tableau είναι:

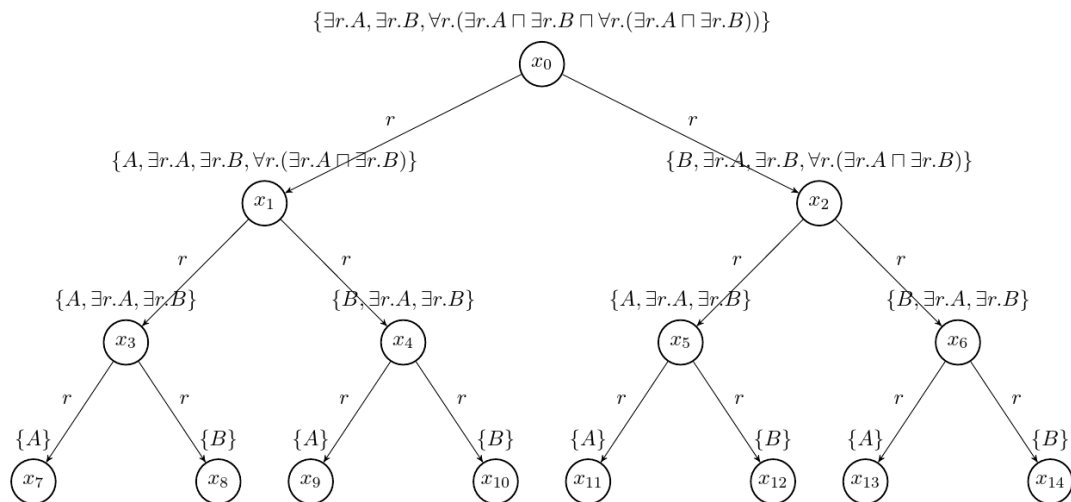


$\sqcap$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$C \sqcap D \in \mathcal{L}(u)$ και $\{C, D\} \not\subseteq \mathcal{L}(u)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C, D\}$
$\sqcup$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$C \sqcup D \in \mathcal{L}(u)$ και $\{C, D\} \cap \mathcal{L}(u) = \emptyset$
Ενέργεια:	Είτε $\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C\}$ είτε $\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{D\}$
$\exists$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\exists r. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\nexists v \tau. \omega.: \mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ και $C \in \mathcal{L}(v)$
Ενέργεια:	Δημιουργία $v \in V$ και $\langle u, v \rangle \in E$ με $\mathcal{L}(v) = C$ και $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$
Self-Ref-κανόνας	
Συνθήκη:	$\exists r. \text{Self} \in \mathcal{L}(u)$ ή $\text{Ref}(r) \in \mathcal{R}_a$ και $r \notin \mathcal{L}(\langle u, u \rangle)$
Ενέργεια:	Δημιουργία $\langle u, u \rangle \in E$ με $\mathcal{L}(\langle u, u \rangle) \longrightarrow \mathcal{L}(\langle u, u \rangle) \cup \{r\}$
$\forall_1$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\forall r. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\forall B_r. C \notin \mathcal{L}(u)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{\forall B_r. C\}$
$\forall_2$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\forall B(p). C \in \mathcal{L}(u), \{p \xrightarrow{r} q\} \subseteq B(p)$ και $\exists v \tau. \omega.: \mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ με $\forall B(q). C \notin \mathcal{L}(v)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(v) \longrightarrow \mathcal{L}(v) \cup \{\forall B(q). C\}$
$\forall_3$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\forall B. C \in \mathcal{L}(u), \epsilon \in L(B)$ και $C \notin \mathcal{L}(v)$
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C\}$
choose-κανόνας	
Συνθήκη:	$\leq nr. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\exists v \tau. \omega.: \mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ με $\{C, \neg C\} \cap \mathcal{L}(v) = \emptyset$
Ενέργεια:	Είτε $\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{C\}$ είτε $\mathcal{L}(u) \longrightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{\neg C\}$
$\geq$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\geq nr. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\nexists (v_i)_{i=\{1, \dots, n\}}$ με $\mathcal{L}(\langle u, v_i \rangle) = r$ και $C \in \mathcal{L}(v_i)$
Ενέργεια:	Δημιουργία $(v_i)_{i=\{1, \dots, n\}} \in V$ με $\mathcal{L}(\langle u, v_i \rangle) = r$ και $\mathcal{L}(v_i) = C$
$\leq$ -κανόνας	
Συνθήκη:	$\leq nr. C \in \mathcal{L}(u)$ και $\#S^G(u, C) > n$ και $\exists v, w \tau. \omega.: \mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = \mathcal{L}(\langle u, w \rangle) = r$ με $C \in \mathcal{L}(v) \cap \mathcal{L}(w)$
Ενέργεια:	Συγχώνευση των $u, w$ αν ένα εξ αυτών είναι ονοματική έννοια ή πρόγονος του άλλου στο δένδρο
o-κανόνας	
Συνθήκη:	Για $o \in N_I \exists u, v \in V$ με $o \in \mathcal{L}(u) \cap \mathcal{L}(v)$ και όχι $u \neq v$
Ενέργεια:	Συγχώνευσε $u$ και $v$

NN-κανόνας	
Συνθήκη:	$\leq nr.C \in \mathcal{L}(u)$ και $\exists v$ τ.ω.: $\mathcal{L}(\langle u, v \rangle) = r$ με $C \in \mathcal{L}(v)$ και $\nexists m$ τ.ω. για $1 \leq m \leq n \leq mr.C \in \mathcal{L}(u)$ και $\exists (v_i)_{i=\{1, \dots, m\}}$ τ.ω.: $\mathcal{L}(\langle u, v_i \rangle) = r$ όπου $v$ προγενέστερος του $u$ και $u$ ονοματικός
Ενέργεια:	$\mathcal{L}(u) \rightarrow \mathcal{L}(u) \cup \{\leq mr.C\}$ για κάποιο $m$ με $1 \leq m \leq n$ Δημιουργία $(v_i)_{i=\{1, \dots, m\}} \in V$ με $\mathcal{L}(\langle u, v_i \rangle) = r$ και $\mathcal{L}(v_i) = \{C, o_i\} \forall o_i \in N_I$ νέο στο $G$

Επειδή στην Περιγραφική Λογική *SR0IQ* είναι δυνατό να δημιουργηθούν κύκλοι και να μην τερματίζει ο αλγόριθμος, πρέπει να γίνεται έλεγχος σε κάθε κόμβο και, εφόσον διαπιστωθεί κύκλος, ο κόμβος να "αποκλείεται" (δηλαδή να μην υπάρχει επανάληψη της ετικέτας του κόμβου).

Παρακάτω παρατίθεται ένα παράδειγμα ελέγχου ικανοποιησιμότητας του αξιώματος  $\forall r. (\exists r.A \sqcap \exists r.B \sqcap \forall r. (\exists r.A \sqcap \exists r.B))$ :



### 3.6.3 Μέθοδος με χρήση της Αρχής της Ανάλυσης

Η Αρχή της Ανάλυσης<sup>3</sup> είναι μία ειδική μορφή παραγωγικού κανόνα συμπερασμού, η οποία χρησιμοποιείται στην Πρωτοβάθμια Κατηγορηματική Λογική, και μπορεί να χρησιμοποιηθεί και στις Περιγραφικές Λογικές. Με την μέθοδο αυτή, πρώτα μεταφράζεται μία Βάση Γνώσης Περιγραφικής Λογικής σε θεωρία Πρωτοβάθμιας Κατηγορηματικής Λογικής (με την συνάρτηση μετάφρασης που ορίσαμε στο υποκεφάλαιο 2.7.1) και ύστερα μπορούμε να εφαρμόσουμε την Αρχή της Ανάλυσης ως ακολούθως:

<sup>3</sup> αγγλικά: Resolution

$$\text{Res} \frac{A_1 \vee \dots \vee A_i \vee \dots \vee A_n \quad B_1 \vee \dots \vee B_j \vee \dots \vee B_m}{A_1 \vee \dots \vee A_{i-1} \vee A_{i+1} \vee \dots \vee A_n \vee B_1 \vee \dots \vee B_{j-1} \vee B_{j+1} \vee \dots \vee B_m}$$

Τα  $A_i$  και  $B_j$  θεωρούμε ότι είναι συμπληρωματικά ζεύγη (δηλαδή  $A_i = \neg B_j$  ή  $B_j = \neg A_i$ ) και έτσι αναιρούνται. Ακολουθούμε αναδρομικά την ίδια διαδικασία, μέχρις ότου φτάσουμε σε εις άτοπο απαγωγή. Λεπτομερέστερη περιγραφή εξέρχεται των ορίων του παρόντος.

### 3.7 ΕΞΗΓΗΣΗ ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΩΝ

Με τον όρο “εξήγηση αποτελεσμάτων” παρακάτω, νοείται η αυτόματη κατασκευή αποδείξεων, κατάλληλα σχεδιασμένων, ώστε να μπορούν να αναγνωστούν από τον άνθρωπο, προκειμένου να καταλάβει πως προέκυψε ένα συγκεκριμένο αποτέλεσμα από την Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική. Η διαδικασία αυτή είναι ιδιαίτερα σημαντική στην Μηχανική των Οντολογιών, γιατί η Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική έχει την δυνατότητα να οδηγεί αρκετές φορές σε συμπεράσματα μη άμεσα αναμενόμενα. Ταυτόχρονα, έχει αποδειχθεί πολύ χρήσιμη στην Μηχανική των Οντολογιών, επειδή βοηθάει στον εντοπισμό λαθών, μέσω κατανόησης των λογικών αντιφάσεων ή των μη επιθυμητών λογικών συμπερασμάτων.

Στο παρελθόν, έχουν γίνει πολλές απόπειρες ευρέσεως τρόπων εξήγησης<sup>4</sup> των αποτελεσμάτων. Συνήθως, αυτό γινόταν μόνο με την παράθεση των αξιωμάτων της βάσης γνώσης, στην οποία στηρίζονταν τα νέα συμπεράσματα. Όμως, αυτό δεν είναι πάντοτε επαρκές για την εξήγηση των αποτελεσμάτων, και γι’ αυτό αναπτύχθηκαν μέθοδοι δημιουργίας εξηγήσεων με ακρίβεια<sup>5</sup> και λακωνικότητα<sup>6</sup>, καθώς και η “λημματοποίηση”<sup>7</sup> των Βάσεων Γνώσης.

Πιο τυπικά, για μία Βάση Γνώσης  $\mathcal{K}$  και μία συνεπαγωγή  $\eta$ , όπου ισχύει  $\mathcal{K} \models \eta$ , ένα σύνολο αξιωμάτων  $\mathcal{J}$  είναι μία εξήγηση για το  $\eta$ , δεδομένης της  $\mathcal{K}$ , αν  $\mathcal{J} \subseteq \mathcal{K}$ ,  $\mathcal{J} \models \eta$  και  $\forall \mathcal{J}' \subset \mathcal{J} \rightarrow \mathcal{J}' \not\models \eta$ . Δηλαδή μία εξήγηση είναι ένα οποιοδήποτε υποσύνολο των αξιωμάτων της βάσης γνώσης για το οποίο εξακολουθεί να ισχύει το συμπέρασμα.

Ένα σύνολο αξιωμάτων  $\mathcal{S}$  είναι “τακτοποιημένο”<sup>8</sup>, αν  $\mathcal{S} \not\models \top \sqsubseteq \perp$  και  $\forall A \in \text{Sig}(\mathcal{S})$ , τότε ισχύει  $\mathcal{S} \not\models A \sqsubseteq \perp$  και  $\mathcal{S} \not\models \top \sqsubseteq A$ .

Έστω:

- $\mathcal{J}$  μία εξήγηση για το  $\eta$  και  $\mathcal{S}$  ένα σύνολο αξιωμάτων τέτοιο ώστε  $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{J}$

4 αγγλικά: justifications

5 αγγλικά: precise justifications

6 αγγλικά: laconic justifications

7 αγγλικά: lematization

8 αγγλικά: tidy

- $\delta$  ένας μετασχηματισμός που διατηρεί την δομή
- $\Theta$  το σύνολο τακτοποιημένων υποσυνόλων του  $(\mathcal{S} \cup \delta(\mathcal{S}))$
- $\Omega$  το σύνολο των συνεπών υποσυνόλων του  $(\mathcal{S} \cup \delta(\mathcal{S}))$
- $\mathcal{K}^*$  η παραγωγική κλειστότητα του  $\mathcal{K}$
- $\Lambda \subseteq \bigcup_{\mathcal{T} \in \times} \mathcal{K}^* \cup \{a \mid a \text{ της μορφής } A \sqsubseteq \perp \text{ ή } \top \sqsubseteq A \text{ και } \exists \mathcal{T} \in \Omega \text{ τ.ω. } \mathcal{T} \models a\}$

Τότε, το  $\Lambda$  είναι ένα σύνολο λημμάτων για την εξήγηση  $\mathcal{J}$  για το  $\eta$ , αν για  $\mathcal{J}' = (\mathcal{J} \setminus \mathcal{S}) \cup \Lambda$ :

1. Το  $\mathcal{J}'$  είναι εξήγηση για το  $\eta$  υπό το  $\mathcal{J}^*$  (η παραγωγική κλειστότητα του  $\mathcal{J}$ ) και
2.  $\text{Complexity}(\eta, \mathcal{J}') < \text{Complexity}(\eta, \mathcal{J})$

Δηλαδή, ένα σύνολο λημμάτων είναι ένα σύνολο συμπερασμάτων (υποσύνολο της παραγωγικής κλειστότητας της βάσης γνώσης), τέτοιο ώστε να μπορεί να αντικαταστήσει μέρος της εξήγησης για το  $\eta$  και η νέα εξήγηση να έχει μικρότερη πολυπλοκότητα από την παλαιότερη.

Για παράδειγμα βλέπουμε παρακάτω μία ακριβή εξήγηση (από μία Βάση Γνώσης) για το ότι ισχύει  $\text{Person} \sqsubseteq \top$ :

1.  $\text{Person} \sqsubseteq \neg \text{Movie}$
2.  $\text{RRated} \sqsubseteq \text{CatMovie}$
3.  $\text{CatMovie} \sqsubseteq \text{Movie}$
4.  $\text{RRated} \equiv (\exists \text{hasScript. ThrillerScript}) \sqcup (\forall \text{hasViolenceLevel. High})$
5.  $\text{Domain}(\text{hasViolenceLevel}, \text{Movie})$

Η εξήγηση αυτή μπορεί να “λημματοποιηθεί” ως εξής:

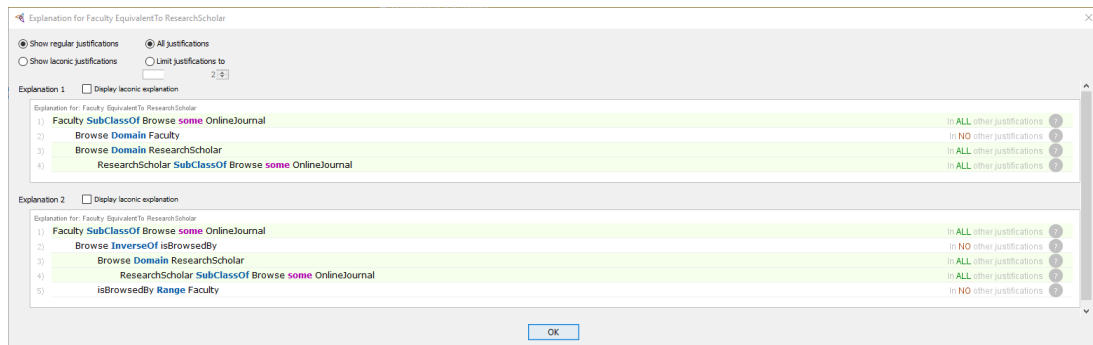
1.  $\text{Person} \sqsubseteq \neg \text{Movie}$
2.  $\top \sqsubseteq \text{Movie}$ 
  - a)  $\forall \text{hasViolenceLevel.} \perp \sqsubseteq \text{Movie}$ 
    - i.  $\forall \text{hasViolenceLevel.} \perp \sqsubseteq \text{RRated}$ 
      - A.  $\text{RRated} \equiv (\exists \text{hasScript. ThrillerScript}) \sqcup (\forall \text{hasViolenceLevel. High})$
    - ii.  $\text{RRated} \sqsubseteq \text{Movie}$ 
      - A.  $\text{RRated} \sqsubseteq \text{CatMovie}$

B. CatMovie  $\sqsubseteq$  Movie

b)  $\exists$ hasViolenceLevel.T  $\sqsubseteq$  Movie

i. Domain (hasViolenceLevel, Movie)

Η μέθοδος αυτή έχει υλοποιηθεί και ενσωματωθεί σε προγράμματα επεξεργασίας Οντολογιών προς διευκόλυνση των Μηχανικών Οντολογιών. Παρακάτω, παρατίθεται μία φωτογραφία μίας τέτοιας υλοποίησης στο πρόγραμμα protégé:



### 3.8 ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΗ ΠΟΛΥΠΛΟΚΟΤΗΤΑ ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗΣ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗΣ

Όπως είναι φανερό, ιδιαίτερη σημασία για την Μηχανική Οντολογιών με Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική έχει η προκύπτουσα υπολογιστική πολυπλοκότητά της Οντολογίας, σε σχέση με την χρησιμοποιούμενη Περιγραφική Λογική. Εν γένει, χρησιμοποιούνται δύο εναλλακτικά κριτήρια για τον υπολογισμό της υπολογιστικής πολυπλοκότητας συγκεκριμένου αλγορίθμου Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, το "σενάριο χειρίστης περιπτώσεως"<sup>9</sup> και το "σενάριο μέσης περιπτώσεως"<sup>10</sup>.

Σχετικά με το "σενάριο χειρίστης περίπτωσης", αμέσως παρακάτω παρατίθενται τα αποτελέσματα, για μερικές από τις βασικότερες Περιγραφικές Λογικές, ως προς την ικανοποιησιμότητα έννοιας και την συνέπεια του σώματος ισχυρισμών:

Περιγραφική Λογική	Υπολογιστική Πολυπλοκότητα
<i>ALC</i>	PSPACE-complete
<i>SHIF</i>	EXPTIME-complete
<i>SHOIN</i>	NEXPTIME-complete
<i>SROIQ</i>	NEXPTIME-hard

<sup>9</sup> αγγλικά: worst case scenario

<sup>10</sup> αγγλικά: average case scenario

Καθώς ο συνδυασμός περιπτώσεων που προκύπτουν (πλήθος Περιγραφικών Λογικών επί πλήθος προβλημάτων Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής) εκτινάσσεται, υπάρχουν κατάλογοι και ειδικά λογισμικά που παρουσιάζουν τα αποτελέσματα αυτά<sup>11</sup>.

Όμως, από την πλευρά των εφαρμογών, μεγαλύτερη σημασία έχει το “σενάριο μέσης περιπτώσεως”, το οποίο μπορεί να οδηγήσει σε αποτελέσματα για την πολυπλοκότητα, ουσιαστικά διαφορετικά από το προαναφερθέν “σενάριο χειρίστης περιπτώσεως”. Επισημαίνεται ότι οι θεωρητικοί υπολογισμοί για την πολυπλοκότητα, και στα δύο αυτά σενάρια, στηρίζονται συνήθως στην παραδοχή ότι συγκεκριμένες πράξεις είναι σταθερές, σε σχέση με το μέγεθος εισόδου.

Η παραπάνω παραδοχή δεν ισχύει πλήρως στην πράξη. Για τον λόγο αυτόν, ιδιαίτερη σημασία έχει η μέτρηση της αποδοτικότητας των αλγορίθμων αυτοματοποιημένης συλλογιστικής σε πραγματικές συνθήκες, με πραγματικές Οντολογίες και Βάσεις Γνώσεων. Συνήθως, η μέτρηση αυτή γίνεται από τους ίδιους τους προγραμματιστές, οι οποίοι αναπτύσσουν τις συγκεκριμένες εφαρμογές Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, δηλαδή τους Σημασιολογικούς Συλλογιστές, όπως θα αναπτυχθεί επιγραμματικά αμέσως παρακάτω.

### 3.9 ΣΗΜΑΣΙΟΛΟΓΙΚΟΙ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΕΣ

Τα Προγράμματα Η/Υ, τα οποία υλοποιούν την αυτοματοποιημένη συλλογιστική με χρήση Περιγραφικών Λογικών, ονομάζονται Σημασιολογικοί Συλλογιστές<sup>12</sup> και είναι ιδιαίτερης σημασίας για το ευρύτερο πεδίο της Τεχνητής Νοημοσύνης. Μάλιστα, επειδή υπάρχει σημαντικό επιστημονικό ενδιαφέρον προς αυτήν την κατεύθυνση, ο αριθμός των Σημασιολογικών Συλλογιστών, οι οποίοι έχουν αναπτυχθεί μέχρι σήμερα, είναι σημαντικός και αυξάνεται καθημερινά.

Μία πρώτη καταγραφή των Σημασιολογικών Συλλογιστών, εκ των οποίων οι περισσότεροι είναι διαθέσιμοι διεθνώς σε μορφή ελεύθερου λογισμικού/ανοικτού κώδικα<sup>13</sup>, παρατίθεται ονομαστικά σε σχετική ιστοσελίδα του Πανεπιστημίου του Manchester<sup>14</sup>, στο Ηνωμένο Βασίλειο, η οποία συνεχώς ανανεώνεται. Από τους παρατιθέμενους στην ιστοσελίδα αυτή Σημασιολογικούς Συλλογιστές, οι 40 περίπου είναι σε διαρκή βελτίωση, συντήρηση και λειτουργία. Για κάθε έναν από αυτούς, παρατίθενται στην ιστοσελίδα:

- Το όνομα του Οργανισμού, όπου φυλάσσεται

<sup>11</sup> Μία πολύ καλή περιήγηση μπορεί να γίνει στο <http://www.cs.man.ac.uk/~ezolin/dl/>

<sup>12</sup> αγγλικά: Semantic Reasoners

<sup>13</sup> αγγλικά: Free and Open Source Software

<sup>14</sup> website: <http://owl.cs.manchester.ac.uk/tools/list-of-reasoners/>

- Η άδεια χρήσης του Συλλογιστή
- Σύντομη περιγραφή του Συλλογιστή
- Το περιβάλλον λειτουργίας του Συλλογιστή
- Οι διαθέσιμες δυνατότητες Συλλογιστικής
- Οι υποστηριζόμενες Περιγραφικές Λογικές
- Οι υποστηριζόμενοι τύποι αρχείων αποθήκευσης Οντολογιών
- Η βασική Επιστημονική Δημοσίευση για τον Συλλογιστή
- Ο σύνδεσμος για την λήψη του Συλλογιστή σε ψηφιακή μορφή

Εκτός από τους προαναφερόμενους 40 Σημασιολογικούς Συλλογιστές, υπάρχουν διεθνώς και πολλοί άλλοι Σημασιολογικοί Συλλογιστές, οι οποίοι, όμως, δεν είναι πλήρως εγγεγραμμένοι για διαρκή βελτίωση, συντήρηση και λειτουργία.

### 3.10 ΜΕΤΑΤΡΟΠΗ ΒΑΣΕΩΝ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ ΣΕ ΟΝΤΟΛΟΓΙΕΣ ΓΙΑ ΧΡΗΣΗ ΑΥΤΟΜΑΤΟΠΟΙΗΜΕΝΗΣ ΣΥΛΛΟΓΙΣΤΙΚΗΣ

#### 3.10.1 Σχέση Βάσεων Δεδομένων με Οντολογίες

Οι Βάσεις Δεδομένων παρουσιάζουν πολλά κοινά χαρακτηριστικά με τις Οντολογίες. Συγκεκριμένα, αμφότερες αναφέρονται σε συγκεκριμένο Πεδίο Ενδιαφέροντος, περιλαμβάνοντας όλες τις διαθέσιμες πληροφορίες για αυτό, σε μορφή κατάλληλη για επεξεργασία με Η/Υ. Όμως υπάρχουν και θεμελιώδεις διαφορές μεταξύ τους.

Για την κατανόηση της πλέον θεμελιώδους διαφοράς μεταξύ Βάσεων Δεδομένων και Οντολογιών, είναι χρήσιμο να γίνει αναφορά στις παραδοχές του “Κλειστού Κόσμου”<sup>15</sup> και του “Ανοικτού Κόσμου”<sup>16</sup>. Με την παραδοχή του “Κλειστού Κόσμου” θεωρούμε ότι, στο εξεταζόμενο Πεδίο Ενδιαφέροντος, κάθε τι το οποίο δεν είναι γνωστό ότι είναι αληθές, θεωρείται αυτόματα ότι είναι ψευδές. Αντίθετα, με την παραδοχή του “Ανοικτού Κόσμου” θεωρούμε ότι, στο εξεταζόμενο Πεδίο Ενδιαφέροντος, κάθε τι το οποίο δεν είναι γνωστό ότι είναι αληθές, δεν συνεπάγεται αυτόματα ότι είναι και ψευδές.

<sup>15</sup> Ο όρος που χρησιμοποιείται σε συστήματα που ακολουθούν αυτή τη σύμβαση είναι Closed World Assumption, CWA

<sup>16</sup> Ο όρος που χρησιμοποιείται για να περιγράψει αυτή τη σύμβαση είναι Open World Assumption, OWA

Οι Βάσεις Δεδομένων στηρίζονται στην παραδοχή του “Κλειστού Κόσμου”. Αντίθετα οι Οντολογίες Περιγραφικών Λογικών στηρίζονται στην παραδοχή του “Ανοικτού Κόσμου”. Και, από αυτή τη θεμελιώδη διαφορά, προκύπτει το παρακάτω συμπέρασμα:

- Οι Βάσεις Δεδομένων είναι καταλληλότερες, όταν τα δεδομένα περιγράφουν συγκεκριμένο Πεδίο Ενδιαφέροντος, με μεγάλη πληρότητα και επαρκή κατανόηση
- Οι Οντολογίες Περιγραφικών Λογικών είναι καταλληλότερες, όταν τα δεδομένα περιγράφουν ένα Πεδίο Ενδιαφέροντος, ανεπαρκώς και με αρκετά ανοικτά ερωτήματα

Επίσης, υπάρχει μία ακόμα σημαντική διαφορά μεταξύ Βάσεων Δεδομένων και Οντολογιών, η οποία σχετίζεται με το σημαντικό πρόβλημα των Οντολογιών, και ειδικά αυτών που έχουν μεγάλη εκφραστικότητα. Το πρόβλημα αυτό είναι ο απαιτούμενος χρόνος αποκρίσεως σε συγκεκριμένα ερωτήματα (queries), τα οποία υποβάλλονται σε αυτές. Συγκεκριμένα, σε μία Βάση Δεδομένων, ο χρόνος αποκρίσεως είναι γραμμικός ή, το πολύ, πολυωνυμικός. Αντίθετα, σε μία Οντολογία, ο χρόνος αποκρίσεως, ανάλογα με το ερώτημα, μπορεί να γίνει εκθετικός ή και να τείνει και στο άπειρο, εξαρτώμενος άμεσα και από την εκφραστικότητα της Περιγραφικής Λογικής, όπως αναπτύχθηκε στα προηγούμενα.

Με βάση τα παραπάνω, είναι φανερό ότι οι Οντολογίες δεν πρόκειται να αντικαταστήσουν πλήρως τις Βάσεις Δεδομένων στο άμεσο μέλλον. Όμως, σε σχέση με τις Βάσεις Δεδομένων, οι Οντολογίες πλεονεκτούν πολύ ουσιαστικά, γιατί μόνο αυτές επιτρέπουν την χρήση της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, με όλα τα πλεονεκτήματα που αυτή έχει και προαναφέρθηκαν. Οπότε, από την άποψη των εφαρμογών, και επειδή έχουν δημιουργηθεί μέχρι σήμερα πάρα πολλές Βάσεις Δεδομένων, έχει ιδιαίτερο ενδιαφέρον η δυνατότητα μετατροπής μίας Βάσεως Δεδομένων σε μία αντίστοιχη Οντολογία Περιγραφικής Λογικής προκειμένου να αξιοποιηθούν τα πλεονεκτήματα αυτά.

### 3.10.2 Περίπτωση μετατροπής για το μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων

Η παρακάτω ανάπτυξη, περιορίζεται στο μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων<sup>17</sup>, το οποίο είναι το συνηθέστερα χρησιμοποιούμενο μοντέλο για τον σχεδιασμό των Βάσεων Δεδομένων. Στο μοντέλο αυτό εμφανίζονται συσχετίσεις βαθμού άνω του 2, και για το λόγο αυτό δεν μπορούν οι συνήθεις Περιγραφικές Λογικές, οι οποίες χρησιμοποιούν κατηγορήματα μέχρι βαθμού 2 (ρόλοι). Με βάση αυτό το

<sup>17</sup> αγγλικά: Entity-Relationship Model



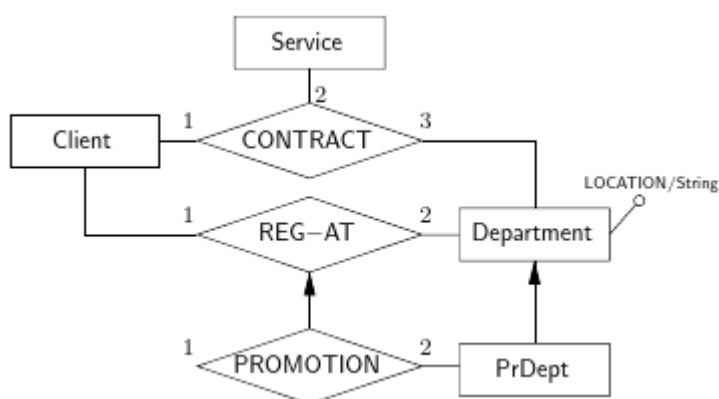
δεδομένο, επιλέγουμε να αναπαραστήσουμε το μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων με την Περιγραφική Λογική  $\mathcal{DLR}$ , όπως την ορίσαμε στο Υποκεφάλαιο 2.5.4, καθώς σε αυτή μπορούμε να έχουμε ρόλους ανωτέρας τάξεως, ενώ ταυτόχρονα εξακολουθούν να υπάρχουν αλγόριθμοι Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, οι οποίοι τερματίζουν σε πεπερασμένο χρόνο.

Το Μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων έχει ως βασικά του στοιχεία οντότητες, συσχετίσεις και χαρακτηριστικά. Μία οντότητα είναι ένα σύνολο από αντικείμενα με κοινά χαρακτηριστικά (όπως π.χ. ακέραιοι, αλφαριθμητικά, λογικές μεταβλητές κλπ.). Μία συσχέτιση αποτελείται από ένα σύνολο στιγμιοτύπων, όπου το καθένα αντιπροσωπεύει μία συσχέτιση μεταξύ διαφορετικών συνδυασμών στιγμιοτύπων των οντοτήτων (οι ρόλοι μίας συσχέτισης). Η εμφάνιση των ρόλων έχει περιορισμούς πληθυκότητας.

Έστω οι οντότητες  $E, E_i$ , οι συσχετίσεις  $R, R_1, R_2$ , το χαρακτηριστικό  $A$  με πεδίο  $D$  και  $U_i$  ρόλοι. Τότε μπορούμε να κάνουμε την εξής αντιστοίχιση:

Μοντέλο Οντοτήτων-Συσχετίσεων	$\mathcal{DLR}$
$E_1 \text{ IS-} A E_2$	$E_1 \sqsubseteq E_2$
$R_1 \text{ IS-} A R_2$	$\mathbf{P}_{R_1} \sqsubseteq \mathbf{P}_{R_2}$
$A$ με πεδίο $D$ μίας $E$	$E \sqsubseteq (\forall [\$1] (\mathbf{P}_A \sqcap (\$2 : D))) \sqcap = 1 [\$1] \mathbf{P}_A$
$R$ βαθμού $n$ με $U_i$ και $E_i$	$\mathbf{P}_R \sqsubseteq (\$ \mu_R (U_1) : E_1) \sqcap \dots \sqcap (\$ \mu_R (U_n) : E_n)$
$U$ με τουλάχιστον $m$ πληθυκότητα	$E \sqsubseteq \geq m [\$ \mu_R (U)] \mathbf{P}_R$
$U$ με το πολύ $n$ πληθυκότητα	$E \sqsubseteq \leq n [\$ \mu_R (U)] \mathbf{P}_R$

Ως παράδειγμα παρατίθεται η παρακάτω γραφική αναπαράσταση ενός μοντέλου Οντοτήτων-Συσχετίσεων:



Ακολουθώντας τους κανόνες που περιγράψαμε παραπάνω, μπορούμε να μετατρέψουμε το παραπάνω παράδειγμα σε μία Οντολογία στην Περιγραφική Λογική  $\mathcal{DLR}$ :

$$\text{CONTRACT} \sqsubseteq (\$1 : \text{Client}) \sqcap (\$2 : \text{Service}) \sqcap (\$3 : \text{Department})$$

$$\text{REG-AT} \sqsubseteq (\$1 : \text{Client}) \sqcap (\$2 : \text{Department})$$
$$\text{PROMOTION} \sqsubseteq \text{REG-AT} \sqcap (\$2 : \text{PrDept})$$
$$\text{Department} \sqsubseteq \forall [\$1] (\text{LOCATION} \sqcap (\$2 : \text{String})) \sqcap = 1 [\$1] \text{LOCATION}$$
$$\text{PrDept} \sqsubseteq \text{Department}$$

Κλείνοντας το παρόν κεφάλαιο, αναφέρεται ότι η χρησιμότητα αναπαράστασης μίας Βάσης Δεδομένων σε Οντολογία έχει οδηγήσει στην ανάπτυξη ορισμένων υλοποιήσεων. Ενδεικτικά αναφέρεται το Oracle OWL Prime το οποίο είναι διαθέσιμο στο, δημοφιλές για βάσεις δεδομένων, εμπορικό λογισμικό Oracle Database από την έκδοση 11g και ύστερα.

## ΜΗΧΑΝΙΚΗ ΜΑΘΗΣΗ ΜΕ ΠΕΡΙΓΡΑΦΙΚΕΣ ΛΟΓΙΚΕΣ

---

### 4.1 ΣΚΟΠΟΣ ΚΕΦΑΛΑΙΟΥ

Σκοπός του παρόντος Κεφαλαίου είναι η παρουσίαση της Μηχανικής Μάθησης με χρήση Περιγραφικών Λογικών. Από την άποψη της Μαθηματικής Λογικής, η Μηχανική Μάθηση είναι η διαμετρικά αντίστροφη διαδικασία, σε σχέση με την Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική, η οποία καλύφθηκε στο προηγούμενο Κεφάλαιο. Ειδικότερα, η Μηχανική Μάθηση με Περιγραφικές Λογικές συνίσταται στην χρήση επαγωγικών συμπερασμών<sup>1</sup> (από το ειδικό στο γενικό) για την αυτοματοποιημένη δημιουργία νέας γνώσης σε μία Οντολογία Περιγραφικής Λογικής.

Η παρουσίαση ξεκινάει από τα αναγκαία γενικά περιγραφικά στοιχεία για τη Μηχανική Μάθηση και από την διάκριση των διαφόρων μορφών Μηχανικής Μάθησης, τόσο ως προς τον τρόπο επίτευξης των στόχων Μάθησης, όσο και ως προς τα επιθυμητά αποτελέσματα από την Μάθηση.

Στη συνέχεια, η παρουσίαση επικεντρώνεται στον κρίσιμο στόχο της Μηχανικής Μάθησης με Περιγραφικές Λογικές, ο οποίος είναι η Μάθηση Εννοιών. Στο πλαίσιο αυτό, παρουσιάζεται ο τυπικός ορισμός του προβλήματος, η στρατηγική επίλυσης του προβλήματος, η κατασκευή αλυσίδων εκλέπτυνσης και η μεθοδολογία υλοποίησης του στόχου.

Το Κεφάλαιο ολοκληρώνεται με την παρουσίαση του λογισμικού ανοικτού κώδικα DL-Learner (Description-Logics Learner), το οποίο έχει ακριβώς ως σκοπό, την επίτευξη της Μηχανικής Μάθησης με χρήση Περιγραφικών Λογικών.

### 4.2 ΓΕΝΙΚΑ ΓΙΑ ΤΗΝ ΜΗΧΑΝΙΚΗ ΜΑΘΗΣΗ

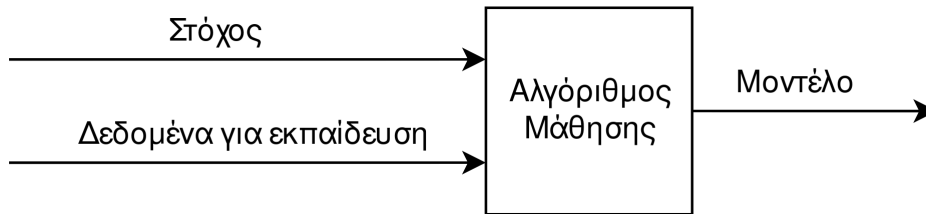
Η Μηχανική Μάθηση έχει ως αντικείμενο τη μελέτη και την κατασκευή αλγορίθμων, οι οποίοι να μπορούν να μαθαίνουν από τα δεδομένα και να κάνουν προβλέψεις σχετικά με αυτά. Η Μηχανική Μάθηση θεωρείται

---

<sup>1</sup> αγγλικά: inductive inference

υποκλάδος της Τεχνητής Νοημοσύνης στενά συνδεδεμένος με την Στατιστική, την Θεωρία Πληροφορίας και την Γνωσιακή Επιστήμη.

Ένας αλγόριθμος μάθησης λέγεται ότι μαθαίνει από μία εμπειρία  $E$ , με στόχο μία συλλογή από έργα  $T$  και μέτρο επίδοσης  $P$ , αν η επίδοση στα έργα  $T$ , όπως μετράται από το  $P$ , βελτιώνεται με την εμπειρία  $E$ .



Μπορούμε να διαχωρίσουμε τα συστήματα Μηχανικής Μάθησης σε κατηγορίες, με βάση την διαδικασία, με την οποία αυτή επιτυγχάνεται. Μερικές από τις βασικότερες κατηγορίες είναι:

- Η Επιτηρούμενη Μάθηση (supervised learning): Ο αλγόριθμος μάθησης δέχεται ως είσοδο παραδείγματα και επιθυμητά αποτελέσματα και ο στόχος είναι να μάθει ένα γενικό κανόνα, προκειμένου να αντιστοιχίσει τις εισόδους με τα αποτελέσματα. Σε κάποιες περιπτώσεις, μπορεί ο αλγόριθμος μάθησης να δέχεται μόνο ένα ατελές σύνολο δεδομένων προς εκπαίδευση και πολλοί από τους στόχους να λείπουν. Σε αυτές τις περιπτώσεις λέμε πως έχουμε Ημι-επιτηρούμενη Μάθηση (semi-supervised learning).
- Η Ενισχυτική Μάθηση (reinforcement learning): Ο αλγόριθμος μάθησης αλληλεπιδρά με ένα δυναμικό περιβάλλον, στο οποίο δέχεται επιβραβεύσεις και τιμωρίες, και πρέπει να επιτευχθεί ένας συγκεκριμένος στόχος (όπως π.χ. η οδήγηση ενός οχήματος ή να παίζει ένα παιχνίδι εναντίον κάποιου αντιπάλου), χωρίς να έχει ρητή πληροφορία, για το εάν έχει φτάσει κοντά στο στόχο του.
- Η Μη Επιτηρούμενη Μάθηση (unsupervised learning): Ο αλγόριθμος μάθησης δέχεται ως είσοδο μόνο τα δεδομένα για εκπαίδευση και ο στόχος είναι να βρει την δομή των δεδομένων εισόδου. Η Μη επιτηρούμενη μάθηση μπορεί να είναι αυτοσκοπός (ανακαλύπτοντας κρυμμένα μοτίβα σε δεδομένα) ή μέσο για ένα τέλος (χαρακτηριστικό της μάθησης).

Επιπροσθέτως, υπάρχουν γενικές κατηγορίες συστημάτων μηχανικής μάθησης με βάση τους τύπους των επιθυμητών αποτελεσμάτων. Μερικές από αυτές είναι:

- Η Ταξινόμηση (classification): Τα δεδομένα εισόδου χωρίζονται σε δύο ή περισσότερες κλάσεις, και ο αλγόριθμος μάθησης πρέπει να κατασκευάσει ένα μοντέλο, το οποίο θα αντιστοιχίζει τα δεδομένα σε μία ή περισσότερες κλάσεις (multi-label ταξινόμηση). Αυτό συνήθως

εμπίπτει στην Επιτηρούμενη Μάθηση. Τα φίλτρα Spam είναι ένα παράδειγμα ταξινόμησης, όπου οι είσοδοι είναι τα emails και οι κλάσεις είναι "spam" και "όχι spam".

- Η Παλινδρόμηση (regression): Η Παλινδρόμηση εφαρμόζεται αντί της Ταξινόμησης, όταν τα δεδομένα δεν χωρίζονται σε διακριτές κλάσεις, αλλά κατανέμονται κατά συνεχή τρόπο. Η Παλινδρόμηση είναι επίσης πρόβλημα Επιτηρούμενης Μάθησης.
- Η Συσταδοποίηση (clustering): Η συσταδοποίηση είναι μία Μη Επιτηρούμενη Μάθηση, η οποία έχει ως σκοπό την ομαδοποίηση αντικειμένων σε συστάδες παρόμοιων αντικειμένων. Μία συστάδα είναι μία συλλογή από αντικείμενα, τα οποία είναι παρόμοια μεταξύ τους και ανόμοια προς τα αντικείμενα των άλλων συστάδων.

## 4.3 ΜΑΘΗΣΗ ΕΝΝΟΙΩΝ

### 4.3.1 Γενική Περιγραφή

Η Μάθηση Εννοιών<sup>2</sup> είναι μία μέθοδος Επιτηρούμενης Μάθησης, στην οποία δίδονται παραδείγματα και αντιπαραδείγματα στον αλγόριθμο μάθησης, με στόχο την επαγωγή ενός γενικού ορισμού κάποιας έννοιας, της οποίας τα παραδείγματα αποτελούν μέλη, ενώ τα αντιπαραδείγματα όχι. Κάθε παράδειγμα και αντιπάρδειγμα  $x$  αντιστοιχίζεται με μία συνάρτηση  $f(x)$ , η οποία παίρνει τιμές 1 και 0 αντίστοιχα, και στόχος είναι να ευρεθεί μία υπόθεση για την οποία να ικανοποιείται η  $f$ .

Δηλαδή, δεδομένου ενός χώρου στιγμιοτύπων  $X$ , μίας άγνωστης συνάρτησης στόχου<sup>3</sup>  $f : X \rightarrow \{0,1\}$  και ενός χώρου υποθέσεων  $\mathcal{H}$ , επιδιώκεται να εντοπιστεί μία υπόθεση  $h \in \mathcal{H}$ , τέτοια ώστε  $h = f(x) \forall x \in X$ .

Γενικά, μας δίδεται μόνο ένα υποσύνολο παραδειγμάτων  $\mathcal{D} \subseteq X$ , για το οποίο γνωρίζουμε τις τιμές της συνάρτησης  $f$ . Δηλαδή, γνωρίζουμε τα  $(x, f(x)) \forall x \in \mathcal{D}$  αλλά όχι γενικά για όλο τον χώρο  $X$ .

Επισημαίνεται ότι δεν μπορούμε να προσδιορίσουμε την  $f$  ακριβώς και έτσι συνήθως την προσεγγίζουμε με μία  $\hat{f}$ . Η προσέγγιση γίνεται μέσω της μεγιστοποίησης μίας νέας συνάρτησης  $\text{score}(f, \mathcal{D})$ . Μία παραδοχή που κάνουμε είναι πως, αν μία υπόθεση  $h$  προσεγγίζει την  $f$  για ένα σύνολο παραδειγμάτων  $\mathcal{D}$  και αυξήσουμε αυτό το σύνολο, η προσέγγιση θα βελτιωθεί. Ένας τρόπος καλύτερης προσέγγισης της  $f$  είναι να αυξήσουμε τον χώρο υποθέσεων  $\mathcal{H}$ .

<sup>2</sup> αγγλικά: Concept Learning

<sup>3</sup> αγγλικά: target function

Συνοπτικά, δεδομένου ενός χώρου ενδεχομένων  $\mathcal{H}$  και ενός συνόλου δεδομένων προς εκπαίδευση  $\mathcal{D}$ , ο αλγόριθμος μάθησης είναι σχεδιασμένος να βρει μία προσέγγιση  $\hat{f}$  μίας (γενικά άγνωστης) συνάρτησης στόχου  $f : X \rightarrow \{0,1\}$ , έτσι ώστε:

1.  $\hat{f} \in \mathcal{H}$
2.  $\hat{f}(\mathcal{D}) \approx f(\mathcal{D})$
3.  $\hat{f} = \arg \max_{f \in \mathcal{H}} \text{score}(f, \mathcal{D})$

Οι πρώτοι δύο περιορισμοί οδηγούν στον ορισμό ενός Προβλήματος Ικανοποίησης Περιορισμών<sup>4</sup>, ενώ ο τρίτος περιορισμός οδηγεί σε ένα Πρόβλημα Βελτιστοποίησης<sup>5</sup>.

Ο χώρος υποθέσεων  $\mathcal{H}$  είναι ένας χώρος με μερική διάταξη (αυτοπαθής, συμμετρική και μεταβατική διμελής σχέση) γενικότητας  $\succ_g$ , η οποία ορίζεται έτσι ώστε, για κάθε δύο υποθέσεις  $h_i$  και  $h_j$ , να ισχύει ότι η  $h_i$  είναι γενικότερη ή ίση της  $h_j$  (δηλαδή  $h_i \succ_g h_j$ ), αν και μόνο αν κάθε στιγμιότυπο που ικανοποιεί την  $h_j$ , ικανοποιεί επίσης την  $h_i$ , δηλαδή  $\forall x \in X$  όπου  $h_j(x) = 1$  ισχύει επίσης  $h_i(x) = 1$ . Επειδή η σχέση  $\succ_g$  αποτελεί μερική διάταξη, μπορεί κάποιες υποθέσεις να μην είναι συγκρίσιμες μεταξύ τους, π.χ. όταν τα άτομα που ικανοποιούνται είναι ξένα μεταξύ τους.

Για ένα σύνολο  $\mathcal{D}$  από παραδείγματα προς εκπαίδευση και για μία υπόθεση  $h$ , για την οποία ισχύει  $\forall x \in \mathcal{D} : h(x) = f(x)$ , λέμε ότι η υπόθεση  $h$  είναι συνεπής ως προς το σύνολο παραδειγμάτων  $\mathcal{D}$ . Το σύνολο συνεπών υποθέσεων το λέμε Χώρο Εκδοχών<sup>6</sup>  $VS$  ως προς τα  $H$  και  $\mathcal{D}$ . Το  $VS$  μπορεί να αναπαρασταθεί από το σύνολο του, δηλαδή τα μεγιστοτικά και ελαχιστοτικά του στοιχεία. Εν γένει, μας ενδιαφέρει ο εντοπισμός των ελαχιστοτικών υποθέσεων, που είναι συνεπείς ως προς το  $\mathcal{D}$ , διότι αυτές είναι και οι λιγότερο γενικές υποθέσεις για τις οποίες ικανοποιείται η  $f$ .

Μία προσέγγιση, η οποία ακολουθείται για τον εντοπισμό των ελαχιστοτικών υποθέσεων, είναι μία αναζήτηση, η οποία ξεκινάει από πολύ συγκεκριμένες μη-συνεπείς υποθέσεις, και προχωράει προς γενικότερες, με σκοπό τον εντοπισμό των λιγότερο γενικών συνεπών υποθέσεων. Επιπροσθέτως, ακολουθείται μία τεχνική εξάλειψης υποψηφίων υποθέσεων, υπολογίζοντας τις μεγιστοτικές υποθέσεις του  $VS$ .

Φυσικά, επειδή ο αλγόριθμος παίρνει ως είσοδο ένα συγκεκριμένο σύνολο από δεδομένα  $\mathcal{D}$  και υποθέσεις  $\mathcal{H}$ , τα αποτελέσματα που εξάγει επηρεάζονται από αυτά. Ειδικότερα, για διαφορετικές εισόδους, ο

4 αγγλικά: Constraint Satisfaction Problem, CSP

5 αγγλικά: Optimization Problem, OP

6 αγγλικά: version space

αλγόριθμος μπορεί να εξάγει καλύτερες ή χειρότερες προσεγγίσεις του στόχου. Το φαινόμενο αυτό είναι γνωστό ως “επαγωγική προκατάληψη”<sup>7</sup>.

### 4.3.2 Τυπικός ορισμός του προβλήματος στις Περιγραφικές Λογικές

Πλέον τυπικά, ορίζουμε το πρόβλημα ως εξής:

- Έστω ότι έχουμε μία Βάση Γνώσης  $\mathcal{K} = \langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ , όπου  $\mathcal{T}$  και  $\mathcal{A}$  το σώμα ορολογίας και το σώμα ισχυρισμών αντίστοιχα.
- Έστω  $\text{Ind}(\mathcal{A})$  το σύνολο όλων των ατόμων που βρίσκονται στο  $\mathcal{A}$ .
- $\text{Retr}_{\mathcal{K}}(C) \subseteq \text{Ind}(\mathcal{A})$  το σύνολο των ατόμων που είναι στιγμιότυπα μίας δοθείσας έννοιας  $C$  του  $\mathcal{T}$ .
- $\text{Ind}_{\mathcal{K}}^+(\mathcal{A}) = \{a \in \text{Ind}(\mathcal{A}) \mid C(a) \in \mathcal{A}\} \subseteq \text{Retr}_{\mathcal{K}}(C)$
- $\text{Ind}_{\mathcal{K}}^-(\mathcal{A}) = \{b \in \text{Ind}(\mathcal{A}) \mid \neg C(b) \in \mathcal{A}\} \subseteq \text{Retr}_{\mathcal{K}}(\neg C)$

Αυτά τα σύνολα είναι ευρέσιμα εφαρμόζοντας μεθόδους αυτοματοποιημένης συλλογιστικής.

Δεδομένων των παραδειγμάτων  $\text{Ind}_{\mathcal{K}}^+(\mathcal{A})$  και αντιπαραδειγμάτων  $\text{Ind}_{\mathcal{K}}^-(\mathcal{A})$  και της έννοιας στόχου  $C$ , το πρόβλημα Μάθησης Εννοιών είναι η εύρεση ενός ορισμού έννοιας  $C \equiv D$ , κατάλληλης ώστε να ικανοποιούνται οι παρακάτω δύο ιδιότητες:

- Πληρότητας:  $\mathcal{K} \models D(a) \forall a \in \text{Ind}_{\mathcal{K}}^+(\mathcal{A})$
- Συνέπειας:  $\mathcal{K} \models \neg D(b) \forall b \in \text{Ind}_{\mathcal{K}}^-(\mathcal{A})$

### 4.3.3 Η στρατηγική επίλυσης του προβλήματος

Από τα προεκτεθέντα, προκύπτει ότι ο χώρος των υποθέσεων μας είναι ένα σύνολο από έννοιες, τις οποίες μπορούμε να ενσωματώσουμε στο Σώμα Ορολογίας. Εφοδιάζουμε τον χώρο αυτόν με την μερική διάταξη γενικότητας  $\preceq_g := \sqsubseteq$ , όπου  $\sqsubseteq$  το λογικό σύμβολο των Περιγραφικών Λογικών, το οποίο χρησιμοποιείται στα αξιώματα υπαγωγής εννοιών. Με τον τρόπο αυτόν, προκύπτει ο μερικά διατεταγμένος χώρος  $(\mathcal{H}, \sqsubseteq)$ . Επιπροσθέτως ορίζουμε:

- Μία συνάρτηση καθοδικής εκλέπτυνσης<sup>8</sup>  $\rho : \mathcal{H} \rightarrow 2^{\mathcal{H}}$  τ.ω.:  $\forall C \in \mathcal{H} : \rho(C) \subseteq \{D \in \mathcal{H} \mid D \sqsubseteq C\}$

<sup>7</sup> αγγλικά: inductive bias

<sup>8</sup> αγγλικά: downward refinement operator

- Μία συνάρτηση ανοδικής εκλέπτυνσης<sup>9</sup>  $\delta : \mathcal{H} \rightarrow 2^{\mathcal{H}}$  τ.ω.:  $\forall C \in \mathcal{H} : \delta(C) \subseteq \{D \in \mathcal{H} | C \sqsubseteq D\}$

Με βάση τους παραπάνω ορισμούς, μπορούμε στη συνέχεια να ορίσουμε:

- Μία καθοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης από το  $C$  στο  $D$ , η οποία είναι η ακολουθία  $(C_n)_n$ , όπου  $C = C_0, \dots, C_n = D$ , και για την οποία ισχύει  $\forall i \in \{1, \dots, n\} : C_i \in \rho(C_{i-1})$ .
- Μία ανοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης από το  $C$  στο  $D$ , η οποία είναι η ακολουθία  $(C_n)_n$ , όπου  $C = C_0, \dots, C_n = D$ , και για την οποία ισχύει  $\forall i \in \{1, \dots, n\} : C_i \in \delta(C_{i-1})$ .

Τα παραπάνω δεν αρκούν, γιατί οι προαναφερόμενες αλυσίδες εκλέπτυνσης θα μπορούσαν να είναι άπειρες ακολουθίες. Αντίθετα, εμείς επιδιώκουμε να κάνουμε γενικεύσεις ή εξειδικεύσεις σε πεπερασμένο χρόνο. Για τον λόγο αυτό, θέτουμε συγκεκριμένους περιορισμούς/ιδιότητες στις συναρτήσεις εκλέπτυνσης.

Συγκεκριμένα για μία συνάρτηση εκλέπτυνσης ορίζουμε τις εξής ιδιότητες:

- Τοπικά πεπερασμένες (locally finite), αν και μόνο αν  $\rho(C), \delta(C)$  πεπερασμένα  $\forall C \in \mathcal{H}$
- Περιττές (redundant), αν και μόνο αν υπάρχει αλυσίδα εκλέπτυνσης από το  $C$  στο  $D$ , και δεν υπάρχει  $E$ , από το οποίο να περνάει μία αλυσίδα εκλέπτυνσης από το  $C$  σε ένα ισοδύναμο του  $D$
- Ιδίες (proper), αν και μόνο αν  $\forall C, D$  έννοιες  $D \in \rho(C) \rightarrow C \not\equiv D$  ή αντίστοιχα  $D \in \delta(C) \rightarrow C \not\equiv D$
- Πλήρεις (complete), αν και μόνο αν  $\forall C, D$  με  $C \sqsubseteq D$  (αντίστοιχα  $D \sqsubseteq C$ ), μπορούμε να φτάσουμε ένα  $E \equiv C$  μέσω του  $\rho$  (αντίστοιχα  $\delta$ ).
- Ασθενώς πλήρεις (weakly complete), αν και μόνο αν για κάθε  $C \sqsubseteq \top$  (αντίστοιχα  $\perp \sqsubseteq C$ ), μπορούμε να φτάσουμε ένα  $E \equiv C$  από το  $\top$  (αντίστοιχα  $\perp$ ) μέσω του  $\rho$  (αντίστοιχα  $\delta$ ).

Για την Περιγραφική Λογική  $\mathcal{ALC}$  είναι εφικτή η κατασκευή αλυσίδων εκλέπτυνσης, οι οποίες να είναι ασθενώς πλήρεις, πλήρεις και ιδίες. Ωστόσο, οι ιδανικά κατασκευασμένες αλυσίδες εκλέπτυνσης πρέπει να είναι πλήρεις, ιδίες και τοπικά πεπερασμένες. Η απαίτηση αυτή οδηγεί σε Περιγραφικές Λογικές με μικρότερη εκφραστικότητα.

<sup>9</sup> αγγλικά: upward refinement operator



#### 4.3.4 Κατασκευή αλυσίδων εκλέπτυνσης στην Περιγραφική Λογική $\mathcal{ALC}$

Έστω δύο έννοιες  $C, D$  της μορφής  $C = C_1 \sqcap \dots \sqcap C_m$  και  $D = D_1 \sqcup \dots \sqcup D_n$ . Έστω  $\text{prim}(C)$  το σύνολο των εννοιών, οι οποίες βρίσκονται στον ορισμό της  $C$  στο πρώτο επίπεδο τομών  $\sqcap$ .

Προκειμένου να δημιουργήσουμε μία καθοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης  $\rho = (\rho_{\sqcup}, \rho_{\sqcap})$ , θεωρούμε δύο συναρτήσεις  $\rho_{\sqcup}, \rho_{\sqcap}$  τέτοιες ώστε:

- $D' \in \rho_{\sqcup}(D)$  αν  $D' = \bigsqcup_{\substack{1 \leq i \leq n \\ i \neq j}} D_i$  για κάποιο  $j \in \{1, \dots, n\}$
- $D' \in \rho_{\sqcup}(D)$  αν  $D' = D'_j \sqcup \bigsqcup_{\substack{1 \leq i \leq n \\ i \neq j}} D_i$  για κάποιο  $j \in \{1, \dots, n\}$  και  $D'_j \in \rho_{\sqcap}(D_j)$
- $C' \in \rho_{\sqcap}(C)$  αν  $C' = C \sqcap C_{m+1}$  για κάποιο  $C_{m+1}$  τέτοιο ώστε  $\perp \sqsubseteq C' \sqsubseteq C$
- $C' \in \rho_{\sqcap}(C)$  αν  $C' = \bigsqcup_{\substack{1 \leq i \leq m \\ i \neq k}} C_i \sqcap C'_k$  για κάποιο  $k \in \{1, \dots, m\}$  όπου:
  - $C'_k \sqsubseteq C_k$  αν  $C_k \in \text{prim}(C)$  ή
  - $C'_k = \exists r.D'$  αν  $C_k = \exists r.D$  και  $D' \in \rho_{\sqcup}(D)$  ή
  - $C'_k = \forall r.D'$  αν  $C_k = \forall r.D$  και  $D' \in \rho_{\sqcup}(D)$

Δηλαδή, η  $\rho_{\sqcup}$  εφαρμοζόμενη αναδρομικά, είτε μειώνει ένα  $\sqcup$  κατά ένα, είτε το αντικαθιστά με κάποια καθοδική εκλέπτυνση μέσω της  $\rho_{\sqcap}$ . Η  $\rho_{\sqcap}$ , είτε προσθέτει νέο  $\sqcap$ , είτε αντικαθιστά ένα με μία έννοια με κάποιο ποσοδείκτη.

Τότε, αποδεικνύεται ότι η  $\rho = (\rho_{\sqcup}, \rho_{\sqcap})$  αποτελεί καθοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης, επειδή μπορούμε να μετατρέψουμε κάθε σύνθετη έννοια Περιγραφικής Λογικής  $\mathcal{ALC}$  σε ΚΜΑ, όπως είδαμε στο υποκεφάλαιο 3.5, και να εφαρμόσουμε σε αυτή την  $\rho$ . Ενδέχεται κατά την εφαρμογή της  $\rho$ , να πρέπει να ξαναμετατρέψουμε σε ΚΜΑ την έννοια στην οποία εφαρμόζουμε την  $\rho$ .

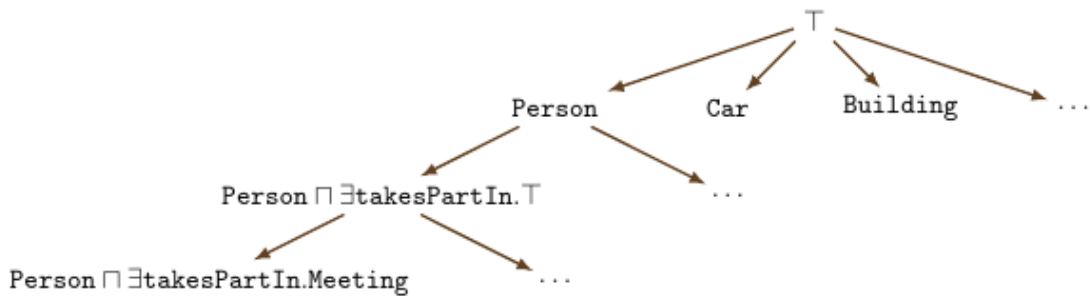
Με παρόμοιο τρόπο, προκειμένου να ορίσουμε μία ανοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης  $\delta = (\delta_{\sqcup}, \delta_{\sqcap})$ , θεωρούμε δύο συναρτήσεις  $\delta_{\sqcup}, \delta_{\sqcap}$  τέτοιες ώστε:

- $D' \in \delta_{\sqcup}(D)$  αν  $D' = D \sqcup D_{n+1}$  για κάποιο  $D_{n+1}$  τέτοιο ώστε  $D_{n+1} \not\sqsubseteq D$
- $D' \in \delta_{\sqcup}(D)$  αν  $D' = D'_j \sqcup \bigsqcup_{\substack{1 \leq i \leq n \\ i \neq j}} D_i$  για κάποιο  $j \in \{1, \dots, n\}$  και  $D'_j \in \delta_{\sqcap}(D_j)$

- $C' \in \delta_{\sqcap}(C)$  αν  $C' = \prod_{\substack{1 \leq i \leq n \\ i \neq j}} C_i$  για κάποιο  $k \in \{1, \dots, m\}$
- $C' \in \delta_{\sqcap}(C)$  αν  $C' = \prod_{\substack{1 \leq i \leq n \\ i \neq j}} C_i \sqcap C'_k$  για κάποιο  $k \in \{1, \dots, m\}$  όπου:
  - $C'_k \sqsupseteq C_k$  αν  $C_k \in \text{prim}(C)$  ή
  - $C'_k = \exists r.D'$  αν  $C_k = \exists r.D$  και  $D' \in \delta_{\sqcup}(D)$  ή
  - $C'_k = \forall r.D'$  αν  $C_k = \forall r.D$  και  $D' \in \delta_{\sqcup}(D)$

Τότε, αποδεικνύεται ότι η  $\delta = (\delta_{\sqcup}, \delta_{\sqcap})$  αποτελεί ανοδική αλυσίδα εκλέπτυνσης, επειδή μπορούμε να μετατρέψουμε κάθε σύνθετη έννοια Περιγραφικής Λογικής  $\mathcal{ALC}$  σε ΚΜΑ, όπως είδαμε στο υποκεφάλαιο 3.5, και να εφαρμόσουμε σε αυτή την  $\delta$ . Ενδέχεται κατά την εφαρμογή της  $\delta$ , να πρέπει να ξαναμετατρέψουμε σε ΚΜΑ την έννοια στην οποία εφαρμόζουμε την  $\delta$ .

Αμέσως παρακάτω, παρατίθεται ένα παράδειγμα προσπέλασης των εννοιών μέσω μίας καθοδικής αλυσίδας εκλέπτυνσης:



#### 4.4 ΕΦΑΡΜΟΓΗ ΣΤΟ ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ ΜΗΧΑΝΙΚΗΣ ΜΑΘΗΣΗΣ DL-LEARNER

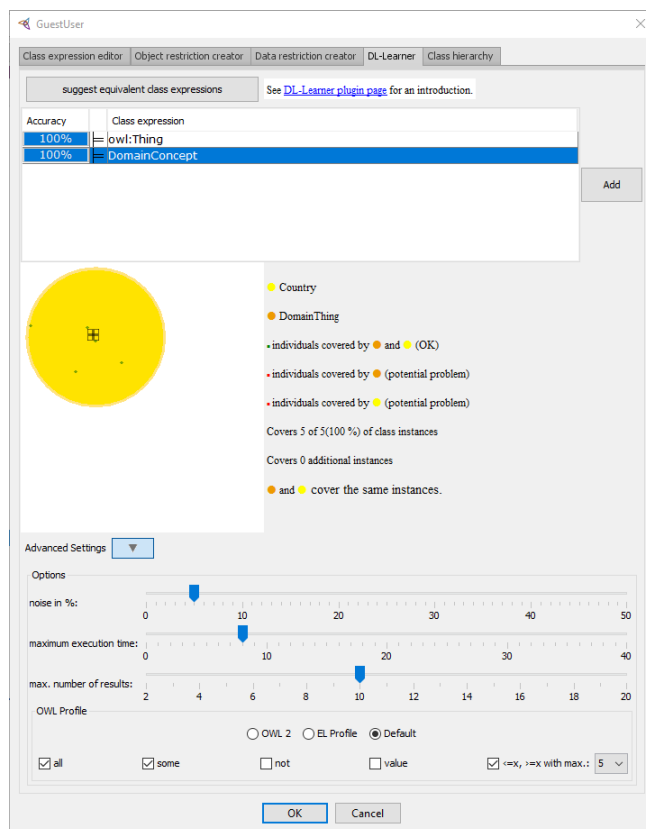
Μία ιδιαίτερως ενδιαφέρουσα εφαρμογή, η οποία αξιοποιεί τις δυνατότητες των Περιγραφικών Λογικών στη Μηχανική Μάθηση, είναι το πρόγραμμα Μηχανικής Μάθησης DL-Learner<sup>10</sup>. Ο DL-Learner είναι πρόγραμμα ελεύθερου λογισμικού/ανοικτού κώδικα το οποίο, μέχρι σήμερα, αναπτύσσεται διαρκώς. Η πρώτη επιστημονική περιγραφή του δόθηκε το 2009. Μία σύγχρονη επιστημονική περιγραφή του προγράμματος παρουσιάστηκε το 2018, στο ετήσιο συνέδριο για τον Παγκόσμιο Ιστό (The Web Conference WWW-2018) στο Πανεπιστήμιο της Lyon στη Γαλλία.

<sup>10</sup> Ιστοσελίδα με όλες τις τελευταίες εξελίξεις και εφαρμογές του προγράμματος: <https://dl-learner.org/>

Όπως εξηγείται στη σχετική ιστοσελίδα της εφαρμογής, σκοπός του DL-Learner είναι "... να παράσχει ένα εργαλείο Μηχανικής Μάθησης, βασισμένο στην OWL και στις Περιγραφικές Λογικές, προκειμένου να επιτελέσει καθήκοντα "Επιτηρούμενης Μηχανικής Μάθησης", και προκειμένου να υποστηρίξει τους αρμόδιους Μηχανικούς στην κατασκευή Γνώσης και Μάθησης, από τα δεδομένα, τα οποία αυτοί δημιουργούν". Επισημαίνεται ότι ο DL-Learner, όχι μόνο μπορεί να χρησιμοποιηθεί ελεύθερα, αλλά είναι και πρόγραμμα ανοικτού λογισμικού, οπότε ο χρήστης μπορεί να έχει πλήρη έλεγχο και κατανόηση των υπολογιστικών διαδικασιών, τις οποίες αυτός χρησιμοποιεί.

Κατά την εφαρμογή του DL-Learner, διαπιστώνεται ότι, σε πραγματικά προβλήματα, δεν είναι συνήθως εφικτή η εύρεση εννοιών, οι οποίες να ικανοποιούν τέλεια τα παραδείγματα και να μην ικανοποιούν τέλεια τα αντιπαραδείγματα. Για το λόγο αυτό, υπάρχει η δυνατότητα να χρησιμοποιηθεί μόνο μέρος των παραδειγμάτων ή να οριστεί ένα επίπεδο σημαντικότητας για την ικανοποίηση των παραδειγμάτων, το οποίο μπορεί να ελεγχθεί με στατιστικούς ελέγχους.

Στην παρακάτω φωτογραφία φαίνεται ένα τέτοιο παράδειγμα χρήσης του DL-Learner μέσα από το πρόγραμμα επεξεργασίας Οντολογιών Protégé:





## ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ - ΑΝΟΙΚΤΑ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ

---

### 5.1 ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Από την παρατεθείσα ανάπτυξη στο παρόν, προκύπτει ξεκάθαρα το γενικό συμπέρασμα ότι οι Περιγραφικές Λογικές προσφέρουν ιδιαίτερα μεγάλες δυνατότητες στην Τεχνητή Νοημοσύνη, τόσο στον τομέα της Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής, όσο και στον τομέα της Μηχανικής Μάθησης. Το συμπέρασμα αυτό προκύπτει άμεσα από τις συγκεκριμένες μεθόδους Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής και Μηχανικής Μάθησης, οι οποίες αναπτύχθηκαν στα προηγούμενα κεφάλαια, μαζί με την Μαθηματική τους θεμελίωση και το αντίστοιχο πεδίο εφαρμογής τους.

Συμπληρωματικά, λόγω ακριβώς αυτών των δυνατοτήτων, έχουν αναπτυχθεί σε παγκόσμιο επίπεδο, σημαντικά προγραμματιστικά εργαλεία (software tools), προκειμένου να διευκολυνθούν οι προαναφερόμενες εφαρμογές των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη. Μεταξύ αυτών περιλαμβάνονται:

- Η Γλώσσα Οντολογίας Ιστού OWL, η οποία, όπως προαναφέρθηκε, στηρίζεται καθοριστικά στις Περιγραφικές Λογικές
- Τα προγράμματα Επεξεργασίας Οντολογιών, στα οποία ενσωματώνονται πολλαπλά γραφικά εργαλεία-βοηθήματα για τον Μηχανικό Οντολογιών
- Οι Σημασιολογικοί Συλλογιστές<sup>1</sup>, οι περισσότεροι από τους οποίους στηρίζονται στις Περιγραφικές Λογικές. Μεταξύ αυτών, περιλαμβάνονται και πολλές εφαρμογές ελεύθερου λογισμικού/ανοικτού κώδικα, με διάφορες δυνατότητες και πεδία εφαρμογής.
- Ο DL-Learner, ο οποίος προαναφέρθηκε στο υποκεφάλαιο 4.4, επιτελεί Επιτηρούμενη Μηχανική Μάθηση και αποτελεί εφαρμογή ελεύθερου λογισμικού/ανοικτού κώδικα.

<sup>1</sup> Πλήρης κατάλογος των εκάστοτε διαθέσιμων Σημασιολογικών Συλλογιστών παρατίθεται από το πανεπιστήμιο του Manchester: <http://owl.cs.manchester.ac.uk/tools/list-of-reasoners/>

Εκτιμάται ότι η καλύτερη κατανόηση από τους χρήστες όλων των δυνατοτήτων των Περιγραφικών Λογικών, σε συνδυασμό με τις παραπάνω προγραμματιστικές δυνατότητες, θα οδηγήσει στο άμεσο μέλλον σε πολύ ευρύτερες εφαρμογές αυτών των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη.

Πάντως, προκειμένου να επιτευχθεί ταχύτερα αυτή η διεύρυνση των εφαρμογών των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη, είναι χρήσιμο να επισημανθούν στο παρόν και οι περιορισμοί, οι οποίοι υπάρχουν σήμερα και παρεμποδίζουν αυτή τη διεύρυνση.

## 5.2 ΑΝΟΙΚΤΑ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ

### 5.2.1 Ανοικτά Προβλήματα στη Μηχανική Μάθηση

Οι μέθοδοι ανάπτυξης Μηχανικής Μάθησης σε Οντολογίες Περιγραφικών Λογικών είναι περιορισμένες μέχρι σήμερα σε χαμηλής εκφραστικότητας Περιγραφικές Λογικές. Συγκεκριμένα, σε αντιδιαστολή προς την Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική, όπου έχει επιτευχθεί η χρήση Περιγραφικών Λογικών επιπέδου εκφραστικότητας *SRUIQ*, στην Μηχανική Μάθηση οι χρησιμοποιούμενες Περιγραφικές Λογικές φθάνουν μέχρι λίγο παραπάνω από το επίπεδο εκφραστικότητας της *ALC*.

Το πρόβλημα αυτό, το οποίο αρχικώς δεν αναμενόταν τόσο δύσκολο, οδηγεί σε περιορισμένη εφαρμογή της Μηχανικής Μάθησης, αποκλειστικά και μόνο με Περιγραφικές Λογικές. Πάντως, τα τελευταία 10 χρόνια, έχει εμφανιστεί μία προσπάθεια αντιμετώπισης του προβλήματος, εφαρμόζοντας μεθόδους "Σχεσιακής Μάθησης"<sup>2</sup>, οι οποίες αναπτύχθηκαν στο παρελθόν με την ονομασία "Επαγωγικός Λογικός Προγραμματισμός"<sup>3</sup>. Πλέον συγκεκριμένα, η Σχεσιακή Μάθηση επιτυγχάνεται συνδυάζοντας τις Περιγραφικές Λογικές με τις Φραστικές Λογικές<sup>4</sup>, οι οποίες χρησιμοποιούνται στον Λογικό Προγραμματισμό<sup>5</sup>. Σχετικό παράδειγμα εφαρμογής της Σχεσιακής Μάθησης εφαρμόζεται στην υβριδική λογική *ALC-LOG* η οποία αποτελεί συνδυασμό της Περιγραφικής Λογικής *AL* και της γλώσσας *Datalog* (η οποία αποτελεί υποσύνολο της *Prolog*). Αυτή η προσέγγιση έχει ανοίξει μία δίοδο σε εφαρμογές πάνω στο Σχεσιακό Μοντέλο<sup>6</sup> των Βάσεων Δεδομένων.

2 αγγλικά: Relational Learning

3 αγγλικά: Inductive Logic Programming

4 αγγλικά: Clausal Logics

5 αγγλικά: Logic Programming

6 αγγλικά: Relational Model

### 5.2.2 **Ανοικτά Προβλήματα στη Λογική Εκφραστικότητα**

Αν και οι Περιγραφικές Λογικές έχουν βρει πολλές εφαρμογές στην Αναπαράσταση Γνώσης στις Οντολογίες και στον Σημασιολογικό Ιστό μέχρι σήμερα, έχουν και εγγενείς αδυναμίες στο τι μπορούν να εκφράσουν. Όπως κατ' επανάληψη αναφέρθηκε στο παρόν, οι αδυναμίες αυτές προέρχονται ακριβώς από τους περιορισμούς, οι οποίοι τίθενται σκοπίμως, προκειμένου να μπορεί να γίνει Αυτοματοποιημένη Συλλογιστική. Ειδικότερα, υπάρχουν σημαντικοί περιορισμοί στην έκφραση σύνθετων σχέσεων, όπως κατηγορήματα βαθμού άνω του 2, αλλά και σύνθεσης αυτών, καθώς η σύνθεση ρόλων γίνεται μόνο υπό συγκεκριμένους όρους-περιορισμούς.

Αν και έχει γίνει μεγάλη προσπάθεια για την, όσο γίνεται, μεγαλύτερη επέκταση της λογικής εκφραστικότητας των Περιγραφικών Λογικών, είναι ξεκάθαρο ότι εμφανίζονται γρήγορα προβλήματα αποκρισιμότητας των αλγορίθμων Αυτοματοποιημένης Συλλογιστικής. Στο πλαίσιο αυτό, έχουν γίνει προσπάθειες για την δημιουργία και άλλων προτύπων για τις ανάγκες του Σημασιολογικού Ιστού. με ισχυρότερες δυνατότητες εκφραστικότητας στους ρόλους. Τα δύο χαρακτηριστικότερα παραδείγματα αποτελούν η "Γλώσσα Ρόλων Σημασιολογικού Ιστού"<sup>7</sup>, καθώς επίσης και η "Γλώσσα Σήμανσης Ρόλων"<sup>8</sup>. Επιπροσθέτως έχουν σχηματιστεί υβριδικές γλώσσες, οι οποίες συνδυάζουν στοιχεία από Περιγραφικές Λογικές χαμηλής εκφραστικότητας, με ταυτόχρονη αύξηση στις δυνατότητες εκφραστικότητας των ρόλων.

### 5.3 **ΚΑΤΑΛΗΚΤΙΚΟ ΣΧΟΛΙΟ**

Από την παραπάνω παράθεση των ανοικτών προβλημάτων, προκύπτει ότι η εφαρμογή των Περιγραφικών Λογικών στην Τεχνητή Νοημοσύνη, δεν έχει επιτύχει μέχρι σήμερα τα, αρχικώς αναμενόμενα, σημαντικά αποτελέσματα. Όμως εκτιμώ ότι στο μέλλον, η χρήση των Περιγραφικών Λογικών, σε συνδυασμό με τις υπόλοιπες Μαθηματικές Λογικές, θα αποτελέσει ένα ιδιαίτερα σημαντικό εργαλείο, για τις περισσότερες εφαρμογές της Τεχνητής Νοημοσύνης. Και τούτο γιατί οι Μαθηματικές Λογικές έχουν ένα θεμελιώδες πλεονέκτημα, σε σχέση με όλες τις άλλες εναλλακτικές μεθόδους της Τεχνητής Νοημοσύνης. Το πλεονέκτημα αυτό είναι ότι στηρίζονται στον Μαθηματικό Ορθολογισμό, ο οποίος είναι απαραίτητος σε κάθε είδους, υψηλού επιπέδου, συλλογιστική διαδικασία.

7 αγγλικά: Semantic Web Rule Language, SWRL

8 αγγλικά: RuleML





## ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

---

- [1] Alessandro Artale and Enrico Franconi. "Introducing Temporal Description Logics." In: *Proceedings of the Sixth International Workshop on Temporal Representation and Reasoning*. TIME '99. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 1999, pp. 2–5.
- [2] Franz Baader and Ulrike Sattler. "Tableau Algorithms for Description Logics." In: *Studia Logica* 69 (2000), p. 2001.
- [3] Franz Baader, Diego Calvanese, Deborah L. McGuinness, Daniele Nardi, and Peter F. Patel-Schneider, eds. *The Description Logic Handbook: Theory, Implementation, and Applications, 2nd Edition*. Cambridge University Press, Sept. 2007.
- [4] Alex Borgida. "On the relative expressiveness of description logics and predicate logics." In: *Artificial Intelligence* 82.1–2 (Apr. 1996), pp. 353–367. DOI: [10.1016/0004-3702\(96\)00004-5](https://doi.org/10.1016/0004-3702(96)00004-5).
- [5] Lorenz Buhmann, Jens Lehmann, and Patrick Westphal. "DL-Learner – A framework for inductive learning on the Semantic Web." In: *Journal of Web Semantics* 39 (2016), pp. 15–24.
- [6] Lorenz Buhmann, Jens Lehmann, Patrick Westphal, and Simon Bin. "DL-Learner Structured Machine Learning on Semantic Web Data." In: *Companion Proceedings of the The Web Conference 2018*. WWW '18. Republic and Canton of Geneva, Switzerland: International World Wide Web Conferences Steering Committee, 2018, pp. 467–471. DOI: [10.1145/3184558.3186235](https://doi.org/10.1145/3184558.3186235).
- [7] Frank van Harmelen, Vladimir Lifschitz, and Bruce Porter, eds. *Handbook of Knowledge Representation*. Vol. 1. Elsevier, 2007.
- [8] Erich Grädel. "Guarded Fragments of First-Order Logic: A Perspective for New Description Logics?" In: *Proc. of 1998 Int. Workshop on Description Logics DL '98*. Publications, 1998.
- [9] Benjamin N. Groszof, Ian Horrocks, Raphael Volz, and Stefan Decker. "Description logic programs: combining logic programs with description logic." In: *In Proceedings of the 12th international conference on World Wide Web*. WWW '03. New York, NY, USA: ACM, 2003, pp. 48–57. DOI: [10.1145/775152.775160](https://doi.org/10.1145/775152.775160).
- [10] Matthew Horridge, Bijan Parsia, and Ulrike Sattler. "Laconic and Precise Justifications in OWL." en. In: *The Semantic Web - ISWC 2008*. Lecture Notes in Computer Science. Springer, Berlin, Heidelberg, Oct. 2008, pp. 323–338. DOI: [10.1007/978-3-540-88564-1\\_21](https://doi.org/10.1007/978-3-540-88564-1_21).

- [11] Matthew Horridge, Bijan Parsia, and Ulrike Sattler. "From Justifications to Proofs for Entailments in OWL." In: *Proceedings of the 6th International Workshop on OWL: Experiences and Directions*. 2009.
- [12] Matthew Horridge, Bijan Parsia, and Ulrike Sattler. "Lemmas for Justifications in OWL." In: *Proceedings of the 22nd International Workshop on Description Logics*. 2009.
- [13] Ian Horrocks. "Applications of Description Logics: State of the Art and Research Challenges." In: *Proc. of the 13th Int. Conf. on Conceptual Structures (ICCS'05), number 3596 in Lecture Notes in Artificial Intelligence*. Springer, 2005, pp. 78–90.
- [14] Ian Horrocks, Oliver Kutz, and Ulrike Sattler. "The even more irresistible SROIQ." In: *In KR*. AAAI Press, 2006, pp. 57–67.
- [15] Γεώργιος Στάμου. *Αναπαράσταση οντολογικής γνώσης και συλλογιστική*. Σύνδεσμος Ελληνικών Ακαδημαϊκών Βιβλιοθηκών, 2015.
- [16] Heiko Kattentrost, Wolfgang May, and Franz Schenk. "Combining OWL with F-Logic Rules and Defaults." In: *Applications of Logic Programming to the Web, Semantic Web and Semantic Web Services*. 2007.
- [17] Markus Krotzsch. *Description Logic Rules*. Vol. 008. Studies on the Semantic Web. IOS Press/AKA, 2010.
- [18] Markus Krotzsch, Frantisek Simancik, and Ian Horrocks. "A Description Logic Primer." In: *arXiv:1201.4089* (Jan. 2012), p. 17.
- [19] Francesca Lisi. "A formal characterization of concept learning in description logics." In: *CEUR Workshop Proceedings 846* (Jan. 2012), pp. 464–474.
- [20] Jing Mei, Zuoquan Lin, Harold Boley, Jie Li, and Virendrakumar C Bhavsar. "The Datalog DL Combination of Deduction Rules and Description Logics." en. In: *Computational Intelligence 23:3* (July 2007), pp. 356–372. DOI: [10.1111/j.1467-8640.2007.00311.x](https://doi.org/10.1111/j.1467-8640.2007.00311.x).
- [21] Boris Motik, Rob Shearer, and Ian Horrocks. "Hypertableau reasoning for description logics." In: *J. Artif. Int. Res.* 36.1 (2009), pp. 165–228.
- [22] Boris Motik, Ian Horrocks, Riccardo Rosati, and Ulrike Sattler. "Can OWL and logic programming live together happily ever after?" In: *Proceedings of the 5th international conference on The Semantic Web. ISWC'06*. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2006, pp. 501–514. DOI: [10.1007/11926078\\_36](https://doi.org/10.1007/11926078_36).
- [23] Hans Jürgen Ohlbach and Jana Koehler. "Modal logics, description logics and arithmetic reasoning." In: *Artificial Intelligence* 109.1–2 (June 1999), pp. 1–31. DOI: [10.1016/S0004-3702\(99\)00011-9](https://doi.org/10.1016/S0004-3702(99)00011-9).
- [24] David A. Plaisted and Steven Greenbaum. "A Structure-preserving Clause Form Translation." In: *Journal of Symbolic Computation* 2.3 (Sept. 1986), pp. 293–304. DOI: [10.1016/S0747-7171\(86\)80028-1](https://doi.org/10.1016/S0747-7171(86)80028-1).

- [25] Sebastian Rudolph, Peter Patel-Schneider, Sascha Ossowski, Paula Kroner, Siegfried Handschuh, Marcelo Arenas, and Claudia d'Amato. "Foundations of Description Logics." In: *Reasoning Web. Semantic Technologies for the Web of Data - 7th International Summer School 2011*. Ed. by Axel Polleres. Vol. 6848. LNCS. Springer, 2011, pp. 76–136.
- [26] Michal Sir, Zdenek Bradac, and Petr Fiedler. "Ontology versus Database." In: *IFAC-PapersOnLine*. 13th IFAC and IEEE Conference on Programmable Devices and Embedded Systems 48.4 (Jan. 2015), pp. 220–225. DOI: [10.1016/j.ifacol.2015.07.036](https://doi.org/10.1016/j.ifacol.2015.07.036).
- [27] G. Stoilos, G. Stamou, and J. Z. Pan. "Fuzzy extensions of OWL: Logical properties and reduction to fuzzy description logics." In: *International Journal of Approximate Reasoning* 51.6 (July 2010), pp. 656–679. DOI: [10.1016/j.ijar.2010.01.005](https://doi.org/10.1016/j.ijar.2010.01.005).
- [28] Frank Wolter and Michael Zakharyashev. "Dynamic Description Logics." In: *In Proceedings of AiML'98*. CSLI Publications, 2000, pp. 290–300.
- [29] Z. Wu, G. Eadon, S. Das, E. I. Chong, V. Kolovski, M. Annamalai, and J. Srinivasan. "Implementing an Inference Engine for RDFS/OWL Constructs and User-Defined Rules in Oracle." In: *2008 IEEE 24th International Conference on Data Engineering*. Apr. 2008, pp. 1239–1248. DOI: [10.1109/ICDE.2008.4497533](https://doi.org/10.1109/ICDE.2008.4497533).

