Description Logics and Temporal Description Logics

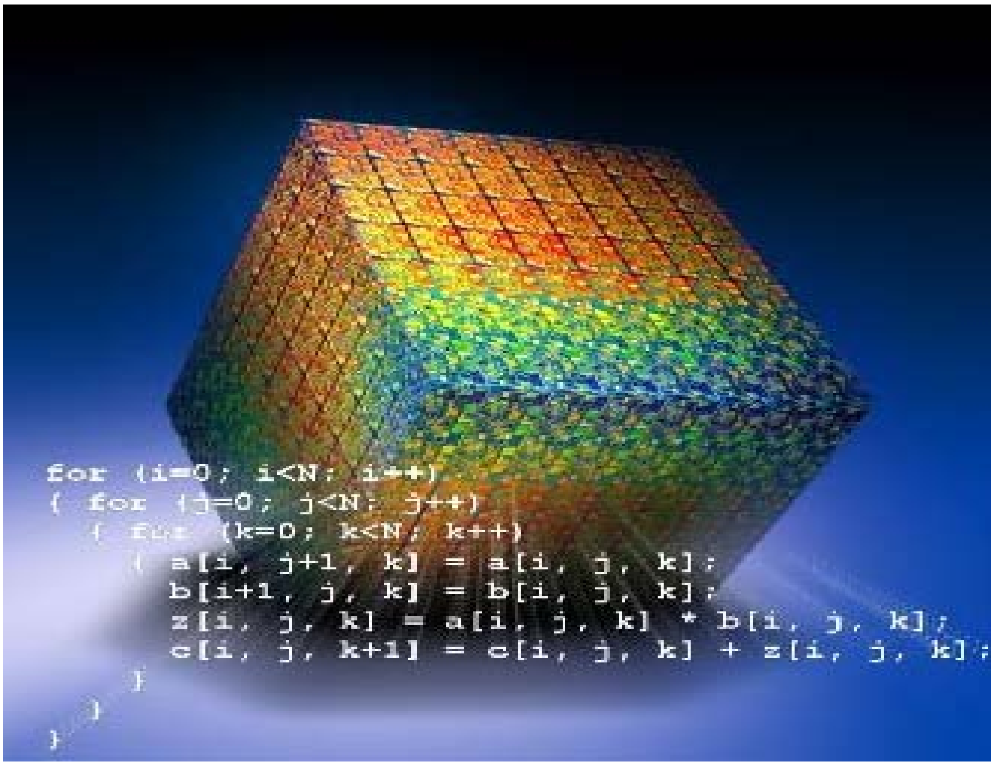
ΑΤΕΙ ΚΡΗΤΗΣ
Σχολή Τεχνολογικών Εφαρμογών
Τμήμα Εφαρμοσμένης Πληροφορικής και Πολυμέσων

Πτυχιακή εργασία
Του

Αμανατίδη Δημητρίου –Γεωργίου
ΑΜ 2121

Επιβλέπων: Δρ. Παπαδάκης Νικόλαος

Περιεχόμενα



Εισαγωγή

Ένα από τα προβλήματα με το οποίο ασχολείται η Επιστήμη των Υπολογιστών και ιδιαίτερα ο τομέας της Τεχνητή Νοημοσύνης είναι το πώς μπορεί να καταγραφεί η ανθρώπινη γνώση σε ένα Υπολογιστικό Σύστημα ή αλγόριθμο. Η γνώση αυτή, αφού εισαχθεί στο σύστημα ή τον αλγόριθμο από τον άνθρωπο, θα μπορεί να αξιοποιηθεί για την εξαγωγή πιο ευφυών αποτελεσμάτων τα οποία θα πλησιάζουν σε ποιότητα αυτά της ανθρώπινης συλλογιστικής και σκέψης. Στην πραγματικότητα το πρόβλημα αυτό απασχόλησε πρώτους τους μαθηματικούς, καθώς από την εποχή του Αριστοτέλη προσπαθούν να βρουν έναν τυπικό (μαθηματικό) τρόπο για να καταγράψουν την ανθρώπινη γνώση. Τι σημαίνει όμως τυπική καταγραφή της γνώσης και γιατί αυτή δεν μπορεί να γίνει με την περιγραφή της σε απλή φυσική γλώσσα, όπως άλλωστε ένας μεγάλος όγκος γνώσης καταγράφεται στο παρών βιβλίο; Η απάντηση έρχεται από τους μαθηματικούς οι οποίοι τονίζουν ότι η φυσική γλώσσα δεν έχει τέτοιο μαθηματικό υπόβαθρο που να επιτρέπει τη χρήση της για αυτούς τους σκοπούς. Απεναντίας μάλιστα, η χρήση της αντιβαίνει στην αυστηρότητα και την τυπικότητα των μαθηματικών. Ας θεωρήσουμε για παράδειγμα την πρόταση «Χτύπησε το παιδί με το ξύλο». Η πρόταση αυτή παρόλο που είναι καθ' όλα νόμιμη επιδέχεται διπλής ερμηνείας. Μπορεί να σημαίνει ότι το παιδί που κρατούσε ένα ξύλο στα χέρια του χτύπησε ή ότι κάποιος άλλος χτύπησε το παιδί χρησιμοποιώντας ένα ξύλο. Βλέπουμε λοιπόν ότι παρ' όλο που οι επιμέρους έννοιες της πρότασης, όπως είναι το παιδί, το ξύλο κλπ επιδέχονται μοναδικής ερμηνείας η σύνδεση των εννοιών επιφέρει αβεβαιότητα και αμφισημία. Για το λόγο αυτό οι μαθηματικοί έχουν εισάγει ειδικές γλώσσες οι οποίες και αναφέρονται ως γλώσσες αναπαράστασης γνώσης (knowledge representation languages).

Ο κλάδος της αναπαράστασης γνώσης και συλλογιστικής βασίζεται στις τρεις παρακάτω έννοιες:

- ***Γνώση:*** Μια αφηρημένη έννοια που είναι πολύ δύσκολο να οριστεί. Προσεγγιστικα, αποτελεί μια συσχέτιση ανάμεσα σε ένα υποκείμενο, αυτόν που γνωρίζει, και μια πρόταση, η οποία αποτελεί το περιεχόμενο της γνώσης. Για παράδειγμα, έστω ότι έχουμε τη φράση «Η Μαίρη γνωρίζει ότι ο Βασίλης θα πάει στη θάλασσα.». Η Μαίρη είναι το υποκείμενο, αυτή που γνωρίζει. «Ο Βασίλης θα πάει στη θάλασσα» είναι η πρόταση (proposition) που εκφράζει τη γνώση της Μαίρης.
- ***Αναπαράσταση:*** Η έννοια της αναπαράστασης είναι και αυτή κατά κάποιον τρόπο αφηρημένη. Πολύ γενικά, αναπαράσταση είναι μια σχέση μεταξύ δύο πεδίων, όπου το ένα πεδίο αντιπροσωπεύει κομμάτια του δεύτερου με παραστατικό και περισσότερο αναγνωρίσιμο τρόπο. Για παράδειγμα, το σύμβολο ενός πηρουνιού και ενός κουταλιού σε μια πινακίδα χρησιμοποιούνται για να εκφράσουν την έννοια ενός εστιατορίου.

- ***Συλλογιστική:*** Η συλλογιστική σχετίζεται με την επεξεργασία συμβόλων τα οποία αντιπροσωπεύουν ένα σύνολο από προτάσεις με στόχο να πετύχουν την παραγωγή νέων συμβόλων. Η λογική επαγωγή έχει ως αποτέλεσμα μια τελική πρόταση η οποία αναπαριστά ένα λογικό συμπέρασμα, αποτέλεσμα αρχικών προτάσεων και αποτελεί τη βάση των περισσότερων αλγορίθμων που προέρχονται από αυτό τον τομέα.

Οι γλώσσες αναπαράστασης γνώσης δε διαφέρουν σε μεγάλο βαθμό από τις φυσικές γλώσσες που εμείς γνωρίζουμε όπως τα Ελληνικά ή τα Αγγλικά. Αποτελούνται από ένα αλφάβητο (alphabet), ένα συντακτικό (syntax) και μια σημασιολογία (semantics). Έκτος όμως από την τυπικότητά τους οι γλώσσες αναπαράστασης γνώσης έχουν και ένα επιπλέον χαρακτηριστικό. Το επιπλέον αυτό στοιχείο ονομάζεται θεωρία αποδείξεων (proof theory) ή μηχανισμός εξαγωγής συμπερασμάτων (reasoning algorithm). Ο ρόλος του είναι να περιγράφει κανόνες με βάση τους οποίους στηριζόμενοι σε μια αρχική γνώση, η οποία έχει περιγραφεί με μια γλώσσα αναπαράστασης γνώσης, να μπορούμε να εξάγουμε νέα γνώση και νέα συμπεράσματα από τα αρχικά γεγονότα. Όπως γίνεται αντιληπτό το χαρακτηριστικό αυτό είναι ιδιαίτερα σημαντικό στους επιστήμονες της κλάδου των υπολογιστών, καθώς η καταγραφή και μόνο γνώσης σε ένα υπολογιστικό σύστημα δε συνεπάγεται και τη δημιουργία ευφυών εφαρμογών, αλλά χρειάζεται και ένας τρόπος για την εκμαίευση γνώσης από την ήδη υπάρχουσα. Κατά τη διάρκεια των χρόνων έχει αναπτυχθεί μια πληθώρα από γλώσσες αναπαράστασης γνώσης. Κάποιες, όπως είναι η Προτασιακή Λογική (Propositional Logic) (Mendelson, 1987) ή η Κατηγορηματική Λογική Πρώτης Τάξης (First-Order Predicate Logic) (Mendelson, 1987), έχουν αναπτυχθεί από μαθηματικούς, άλλες όμως όπως τα Σημασιολογικά Δίκτυα (Semantic Networks) (Quillian, 1967) και οι Περιγραφικές Λογικές (ΠΛ) (Description Logics – DLs)

(Baader et. al., 2001) έχουν αναπτυχθεί από επιστήμονες πληροφορικούς για να επιτελέσουν και να καλύψουν συγκεκριμένες ανάγκες του κλάδου τους. Για το λόγο αυτό σε πολλές περιπτώσεις οι γλώσσες αυτές ξέφευγαν από την αυστηρότητα και την τυπικότητα που πρέπει να διέπει τις γλώσσες αναπαράστασης γνώσης. Για παράδειγμα τα Σημασιολογικά Δίκτυα αναπαριστούν γνώση χρησιμοποιώντας ένα οπτικό (γραφικό) μοντέλο. Αυτό έχει το πλεονέκτημα οι γλώσσες αυτές να είναι απλούστερες στην κατανόηση και τη χρήση από επιστήμονες πληροφορικούς ή και απλούς χρήστες, οι οποίοι στις περισσότερες των περιπτώσεων έχουν περιορισμένες γνώσεις μαθηματικής λογικής, από την άλλη όμως η έλλειψη αυστηρής τυπικότητας δημιουργούσε προβλήματα.

Από την προσπάθεια καθορισμού τυπικής σημασιολογίας στη γλώσσα των Σημασιολογικών Δικτύων προέκυψε η γλώσσα των Περιγραφικών Λογικών (ΠΛ). Όπως θα δούμε και στη συνέχεια, τα δομικά στοιχεία των ΠΛ είναι οι έννοιες,οι ρόλοι και τα άτομα. Επιπλέον κάθε ΠΛ διαθέτει και ένα σύνολο κατασκευαστών εννοιών (concept constructors) οι οποίοι επενεργούν πάνω σε έννοιες με σκοπό τη δημιουργία περισσότερο περίπλοκων εννοιών. Για παράδειγμα μπορούμε να περιγράψουμε την έννοια Πατέρας χρησιμοποιώντας τις επιμέρους έννοιες Αρσενικό, Άνθρωπος, το ρόλο εχειΠαιδι αλλά και τους κατασκευαστές, ⊓ και ∃ ως εξής:

Πατέρας≡Αρσενικό⊓∃εχειΠαιδι.Άνθρωπος

Το σύμβολο≡ δηλώνει τον ορισμό της έννοιας Πατέρας από τις επιμέρους έννοιες και τους κατασκευαστές. Επιπρόσθετα, χρησιμοποιώντας το άτομο Πέτρος, μπορούμε να δηλώσουμε ότι ο Πέτρος είναι Πατέρας γράφοντας, Πατέρας(Πέτρος). Όπως γίνεται αντιληπτό ανάλογα με το σύνολο των κατασκευαστών που χρησιμοποιούμε κάθε φορά ορίζουμε και μια διαφορετική ΠΛ. Εν κατακλείδι οι ΠΛ συνδυάζουν τόσο τυπική σημασιολογία όσο και απλότητα στη χρήση και την κατανόησή τους, πράγμα που τις έχει καταστήσει μέχρι αυτή τη στιγμή τις de facto γλώσσες για την περιγραφή γνώσης στο Σημασιολογικό Ιστό (Baader et. al., 2002).

- Τι είναι όμως ακριβώς οι λογικές περιγραφής και χρονικές λογικές περιγραφής, γιατί μας χρησιμεύουν και που;

Description Logics

Λογικές Περιγραφή (DL) είναι μια οικογένεια γλωσσών αναπαράστασης γνώσης που μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να εκπροσωπεί τους ορισμούς της έννοιας ενός τομέα εφαρμογών (γνωστό ως ορολογίας γνώσεων) σε ένα δομημένο και κατανοητό τρόπο. Η λογική περιγραφής παραπέμπει, αφενός, με περιγραφές έννοιας που χρησιμοποιείται για να περιγράψει έναν τομέα και, αφετέρου, με την λογική με βάση τη σημασιολογία που μπορεί να δοθεί από τη μετάφραση σε πρώτης τάξεως κατηγορηματική λογική. Η λογική περιγραφής σχεδιάστηκε ως προέκταση σε πλαίσια και σημασιολογικά δίκτυα, τα οποία δεν είναι εξοπλισμένα με τυπική λογική βάση σημασιολογίας. Λογική Περιγραφής δόθηκε το σημερινό όνομα στη δεκαετία του 1980. Τα Προηγούμενα χρόνια ονομαζόταν (κατά χρονολογική σειρά): ορολογίας συστήματα, και έννοια γλωσσών. Σήμερα η λογική περιγραφής έχει καταστεί ακρογωνιαίος λίθος του Σημασιολογικού Ιστού για τη χρήση του στο σχεδιασμό των οντολογιών. Το OWL-DL και OWL-Lite υπο-γλώσσες της W3C-ενέκρινε Web Ontology Language (OWL) βασίζονται σε μια λογική περιγραφής. Η πρώτη DL-με βάση το σύστημα ήταν KL-ONE (με Brachman και Schmolze, 1985). Ορισμένα άλλα συστήματα DL ήρθαν αργότερα. Είναι LOOM (1987), BACK (1988), Kris (1991), CLASSIC (1991), γεγονός (1998) και πρόσφατα RACER (2001), CEL (2005), και KAON 2 (2005).

Temporal Description Logics

Στη λογική, η χρονική λογική σαν όρος χρησιμοποιείται για να περιγράψει κάθε σύστημα των κανόνων και συμβολισμό για την αναπαράσταση, και αιτιολογία σχετικά με προτάσεις από άποψη χρόνου. Άρχισαν να χρησιμοποιούνται πριν από τη δεκαετία του 1960 και στην συνέχεια αναπτύχθηκαν περαιτέρω από διάφορους επιστήμονες πληροφορικής και κυρίως τον Amir Pnueli.

Η χρονική λογική μελετήθηκε για πρώτη φορά στο βάθος από τον Αριστοτέλη, τα γραπτά των οποίων γεμίζουν με πρώιμη, εν μέρει-εξελιγμένη μορφή της πρώτης τάξεως χρονικής κατανομής των μεταφορικών δυαδικής λογικής.

Έτσι λοιπόν η χρονική παράταση του Description Logics, μέσα από τη λεπτομερή ανάλυση της υπόθεσης μελέτη, η οποία συνίσταται στον συνδυασμό μιας Περιγραφικής Λογικής με τις βασικές τεταμένη τροπική λογική πάνω από ένα γραμμικό, απεριόριστη, και διακριτές χρονική δομή. ALCQIT είναι η χρονική λογική περιγραφή θεωρείται ως η υπόθεση μελέτη. Η γλώσσα αυτή επιτυγχάνεται με το συνδυασμό ενός προτύπου τεταμένης λογικής και τη μη χρονική λογική περιγραφή ALCQI με αξιώματα.

Βασικές Περιγραφικές Λογικές

Όπως κάθε γλώσσα έτσι και οι ΠΛ έχουν ένα αλφάβητο. Αντίθετα όμως με τις γλώσσες που γνωρίζουμε το αλφάβητο αυτό δεν είναι σταθερό αλλά μπορεί να οριστεί από το χρήστη. Το αλφάβητο ορίζεται από ένα σύνολο ατομικών εννοιών (atomic concepts) **C**, ένα σύνολο ατομικών ρόλων (atomic roles) ή αλλιώς σχέσεων (relations) **R**, και από ένα σύνολο ατόμων (individuals) **I**. Συνήθως χρησιμοποιούμε τα γράμματα A, B για να αναπαραστήσουμε ατομικές έννοιες, τα γράμματα R, S για να αναπαραστήσουμε ρόλους και τα γράμματα a, b για να αναπαραστήσουμε άτομα. Περιγραφές εννοιών (concept descriptions) ή αλλιώς περίπλοκες έννοιες (complex concepts) μπορούμενα δημιουργήσουμε από τις πρωτογενείς έννοιες σε συνδυασμό με τουςκατασκευαστές εννοιών των ΠΛ και συνήθως χρησιμοποιούμε τα γράμματα C, D γιανα αναφερθούμε σε αυτές. Επιπρόσθετα, προσέξτε ότι χρησιμοποιούμε λέξεις που ξεκινούν με κεφαλαία για την αναπαράσταση εννοιών, πρωτογενών ή μη, π.χ.Άνθρωπος, ενώ λέξεις που ξεκινούν με μικρό για την αναπαράσταση ρόλων, π.χ. έχει Παιδί.

Μια από τις πιο βασικές ΠΛ είναι η γλώσσα *AL* (attributive language) (Schmidt-Schauss M., & Smolka G., 1991). Αυτή δημιουργείται από ένα αλφάβητο πρωτογενών εννοιών και ρόλων, από το σύνολο κατασκευαστών {¬, ⊓, ∀, ∃} και από δυο περιγραφές εννοιών οι οποίες έχουν ιδιαίτερη σημασία για τις ΠΛ γλώσσες 3 και συμβολίζονται με ⊤ και ⊥. Ας δούμε όμως πώς ορίζονται τυπικά οι περιγραφές εννοιών στην ΠΛ *AL*. Έστω A μια ατομική έννοια, C, D δυο περιγραφές εννοιών και R ένας ατομικός ρόλος. Οι περιγραφές εννοιών στη γλώσσα *AL* ορίζονται επαγωγικά από την ακόλουθη *αφηρημένη σύνταξη (abstract syntax):*

$$C, D \rightarrow A \mid \top \mid \bot \mid \neg A \mid C \sqcap D \mid \forall R.C \mid \exists R.\top$$

Οι έννοιες ⊤ και ⊥ ονομάζονται καθολική έννοια (universal concept) και κενή έννοια (bottom concept), αντίστοιχα. Από την άλλη οι έννοιες $\forall R.C$ και $\exists R.\top$ ονομάζονται περιορισμός τιμής (value restriction) ή αλλιώς καθολικός περιορισμός (universalrestriction) και περιορισμένος υπαρξιακός περιορισμός (limited existential restriction), αντίστοιχα. Τέλος παρατηρήστε ότι στη γλώσσα AL η άρνηση μπορεί να εμφανιστεί μόνο μπροστά από ατομικές έννοιες.

Παραδείγματα εννοιών

Παρακάτω θα δώσουμε κάποια παραδείγματα εννοιών χρησιμοποιώντας την εκφραστικότητα που παρέχει η Λογική Περιγραφής *AL*. Η περιγραφική έννοια <u>Άνθρωπος⊓Θηλυκό</u> περιγράφει όλες τις γυναίκες ενώ η έννοια <u>Άνθρωπος⊓¬Θηλυκό</u> περιγράφει όλους τους άντρες. Επιπρόσθετα η περιγραφική έννοια <u>Άνθρωπος⊓∀εχειΠαιδι.¬Θηλυκό</u> περιγράφει τους ανθρώπους που όλα τους τα παιδιά (αν υπάρχουν) είναι αρσενικά, ενώ η έννοια <u>Άνθρωπος$\sqcap\exists$εχειΠαιδι.$\top$</u> περιγράφει τους ανθρώπους που έχουν τουλάχιστον ένα παιδί, δηλαδή τους γονιούς. Τέλος μπορούμε να περιγράψουμε αυτούς που δεν έχουν κανένα παιδί ως <u>Άνθρωπος$\sqcap\forall$εχειΠαιδι.$\perp$.</u>

Σε αυτό το σημείο πρέπει να παρατηρήσουμε ότι μέχρι στιγμής έχουμε περιγράψει και μελετάμε την Περιγραφική Λογική μόνο ως αναφορά την σύνταξη της χωρίς όμως να έχουμε λάβει υπόψη την σημασιολογία της. Στην Ελληνική γλώσσα οι ερμηνείες των εννοιών είναι συνήθως συγκεκριμένες. Για παράδειγμα η έννοια «Ανθρώπος» αποτελεί την οντότητα με όλα τα χαρακτηριστικά που γνωρίζουμε καθώς επίσης και με τα βιομετρικά του στοιχεία. Στις Λογικές Περιγραφής όπως σε κάθε γλώσσα αναπαράστασης γνώσης όταν γράφουμε την έννοια «Ανθρώπος» δεν εννοούμε και δεν συμπεριλαμβάνεται το σύνολο των ανθρώπων. Πιο συγκεκριμένα πρέπει εμείς να αποδώσουμε μία ερμηνεία στην έννοια αυτή για να αποκτήσει κάποιο <u>νόημα και σημασία</u>.

<u>Ερμηνεία Σημασιολογία</u>

Μια ΠΛ *ερμηνεία (interpretation)* I ορίζεται από ένα ζεύγος ($\Delta^I, \cdot^I$), όπου Δ^I είναι ένα μη-κενό σύνολο που ονομάζεται *χώρος ερμηνείας (domain of interpretation)* και περιέχει στοιχεία που ονομάζονται *αντικείμενα (objects),* και $\cdot^I$ είναι μια *συνάρτηση ερμηνείας (interpretation function)* που ερμηνεύει κάθε ατομική έννοια A ως ένα υποσύνολο A^I του Δ^I ($A^I \subseteq \Delta^I$) και κάθε ρόλο R ως ένα υποσύνολο R^I του $\Delta^I \times \Delta^I$ ($R^I \subseteq \Delta^I \times \Delta^I$). Τέλος η συνάρτηση ερμηνείας μπορεί να επεκταθεί για να δώσει ερμηνεία και σε περιγραφές εννοιών.

Η <u>σημασιολογία</u> τους είναι η ακόλουθη:

$\top^I = \Delta^I$

$\perp^I = \emptyset$

$(\neg A)I = \Delta^I \setminus A^I$

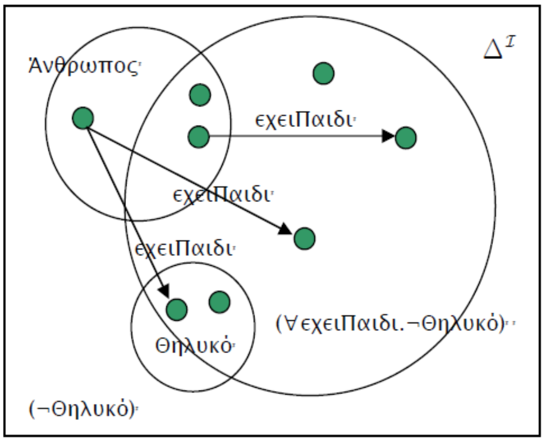
$(C \sqcap D)^I = C^I \cap D^I$

$(\forall R.C)^I = \{a \in \Delta^I \mid \forall b \in \Delta^I. (a,b) \in R^I \rightarrow b \in C^I \}$

$(\exists R.\top)^I = \{a \in \Delta^I \mid \exists b \in \Delta^I. (a,b) \in R^I \}$

Κάθε AL έννοια ερμηνεύεται ως ένα υποσύνολο του Δ^I. Για παράδειγμα η έννοια $\top$ ερμηνεύεται ως το σύνολο το οποίο περιέχει όλα τα αντικείμενα του χώρου ερμηνείας, ενώ η έννοια $\perp$ ερμηνεύεται ως το κενό σύνολο, το οποίο και δικαιολογεί την ονομασία που τους έχουμε προσδώσει. Εν συνεχεία η έννοια $C \sqcap D$ ερμηνεύεται ως το σύνολο το οποίο προκύπτει από την τομή των ερμηνειών των εννοιών C και D. Επιπρόσθετα, η ερμηνεία της έννοιας $\forall R.C$ περιέχει το σύνολο των αντικειμένων του Δ^I τα οποία αν συμμετέχουν στο ρόλο R^I με κάποιο άλλο αντικείμενο, τότε το αντικείμενο αυτό ανήκει στην ερμηνεία της έννοιας C δηλαδή στο σύνολο C^I. Είναι πολύ σημαντικό στο σημείο αυτό να τονίσουμε ότι ένα αντικείμενο ανήκει στην ερμηνεία της έννοιας ∀R.C ακόμα και αν δε σχετίζεται μέσω της σχέσης R^I με κανένα άλλο αντικείμενο.

Στα παραδείγματά μας για τις έννοιες μιας οικογένειας έχουμε ότι και η ερμηνεία της έννοιας Άνθρωπος⊓∀εχειΠαιδι.¬Θηλυκό αποτελεί ένα σύνολο του $Δ^I$. Το σύνολο αυτό περιέχει τα αντικείμενα του $Δ^I$ τα οποία ανήκουν ταυτόχρονα στην ερμηνεία της έννοιας Άνθρωπος, δηλαδή στο σύνολο $Άνθρωπος^I$, και αν συμμετέχουν στο ρόλο $εχειΠαιδι^I$ με κάποιο άλλο αντικείμενο, τότε το αντικείμενο αυτό δεν ανήκει στο σύνολο αυτό που εμείς έχουμε αποδώσει ως ερμηνεία της έννοιας Θηλυκό.



Κατασκευαστές εννοιών

Χρησιμοποιώντας κάποιους κατασκευαστές εννοιών στην περιγραφική λογική *AL* μπορούμε να δημιουργήσουμε περισσότερο εκφραστικές γλώσσες οι οποίες θα μας βοηθάνε έτσι ώστε να μπορούμε να περιγράψουμε πιο πολύπλοκες έννοιες.

1) Με τον κατασκευαστή ένωσης *U* παίρνουμε την γλώσσα *ALU*.

   Σύνταξη 2 εννοιών: C ⊔ D

   Ερμηνεία με βάση την συνάρτηση ερμηνείας $\cdot^I$: $(C \sqcup D)^I = C^I \cup D^I$

   Παράδειγμα *ALU*: Περιγραφή έννοιας **Πατέρας ⊔ Μητέρα** το οποίο πλέον περιγράφει την έννοια του γονιού.

2) Με τον κατασκευαστή του πλήρη υπαρξιακού περιορισμού *E* παίρνουμε την γλώσσα *ALE.*

   Σύνταξη 2 εννοιών: ∃R.C

Σημασιολογία: $(\exists R.C)^I = \{a \in \Delta^I \mid \exists b \in \Delta^I. (a,b) \in R^I$ και $b \in C^I\}$

Παράδειγμα *ALE*: Περιγραφή των ανθρώπων που έχουν τουλάχιστον ένα παιδί που είναι κορίτσι **Άνθρωπος⊓∃εχειΠαιδι.Θηλυκό**

Παρατήρηση: Είναι σημαντικό να αναφερθούμε στην διαφορά μεταξύ των εννοιών ∃εχειΠαιδι.Θηλυκό και ∀εχειΠαιδι.Θηλυκό. Στην πρώτη έκφραση αναζητάμε την ύπαρξη ενός τουλάχιστον παιδιού που να είναι θηλυκό χωρίς να αποκλείουμε να υπάρχουν άλλα παιδιά που δεν είναι θηλυκά , ενώ στην δεύτερη απαιτούμε όλα τα παιδιά , αν αυτά υπάρχουν να είναι θηλυκά.

3) Με τον κατασκευαστή περιορισμού πληθυκότητας N (number restriction), ο οποίος αυξάνει σημαντικά την εκφραστικότητα τους παίρνουμε την γλώσσα *ALN.* Ο κατασκευαστής αυτός αποτελείται από 2 επιμέρους κατασκευαστές. Τον κατασκευαστή έννοιας το-πολύ (at most), ο οποίος έχει σύνταξη ≤nR και τον κατασκευαστή το-λιγότερο (at least) ο οποίος έχει σύνταξη ≥nR, όπου n είναι ένας φυσικός αριθμός και R ένας ρόλος.

   Σύνταξη: Ορίζουν έννοιες λαμβάνοντας υπόψη το πλήθος των συνδέσεων ενός αντικειμένου a με άλλα σε μία σχέση R.

   Σημασιολογία: $(\leq nR)^I = \{a \in \Delta^I \mid \#\{b \mid (a,b) \in R^I\} \leq n\}$,

   $(\geq nR)^I = \{a \in \Delta^I \mid \#\{b \mid (a,b) \in R^I\} \geq n\}$

   με # συμβολίζεται η πληθυκότητα ενός συνόλου και το ≥nR περιλαμβάνει το σύνολο των αντικειμένων που συμμετέχουν στην ερμηνεία της σχέσης R το λιγότερο με n άλλα αντικείμενα.

   Παράδειγμα *ALN*: Μπορούμε να περιγράψουμε έννοιες όπως είναι η έννοια των ανθρώπων που έχουν ακριβώς ένα παιδί.

   Άνθρωπος⊓≥1εχειΠαιδι⊓≤1εχειΠαιδι

4) Όταν η τιμή πληθυκότητας επιτρέπεται να πάρει μόνο την τιμή 1, ο κατασκευαστής ονομάζεται συναρτησιακός περιορισμός πληθυκότητας (functional number restriction) και συμβολίζεται με το γράμμα *F* παίρνοντας έτσι την γλώσσα *ALF.* Ο συγκεκριμένος κατασκευαστής εμφανίζει κάποιες αδυναμίες όσον αφορά το μέγεθος της εκφραστικότητας που μας προσφέρει πχ δεν μπορούμε να περιγράψουμε τους ανθρώπους που έχουν πολλά θηλυκά παιδιά αφήνοντας το ενδεχόμενο να υπάρχουν και άλλα παιδιά που είναι είτε θηλυκά είτε αρσενικά. Την λύση αυτού του προβλήματος με την επέκταση του παρόντος κατασκευαστή και δημιουργώντας ένα καινούργιο ο οποίος συμβολίζεται με Q και ονομάζεται προσοντούχος περιοριστής πληθυκότητας.

Σύνταξη: Μορφής το-πολύ είναι ≤nR.C όπου n και R είναι όπως πριν ενώ το C είναι μία οποιαδήποτε Περιγραφική Λογική.

Σημασιολογία: Δίνεται από μία απλή επέκταση της σημασιολογίας του απλού περιοριστή πληθυκότητας και για την περίπτωση του το-πολύ είναι η ακόλουθη: $(\leq nR.C)^I = \{a \in \Delta^I \mid \#\{b \mid (a,b) \in R^I \text{ και } b \in C^I\} \leq n\}$

Παράδειγμα: Άνθρωπος⊓(≥3εχειΠαιδι.Θηλυκό⊔≤2εχειΠαιδι.Αρσενικό)

5) Κατασκευαστής που μας βοηθάει να κάνουμε επέκταση άρνησης σε περίπλοκες έννοιες. Συμβολίζεται με το γράμμα *C* δημιουργώντας την γλώσσα *ALC.*

Σύνταξη: Η σύνταξη του είναι ¬C

Σημασιολογία: Δίνεται από την σχέση (¬C)I = ΔI \ CI.

Παράδειγμα: Περιγραφή της έννοιας των ανθρώπων που δεν έχουν παιδιά

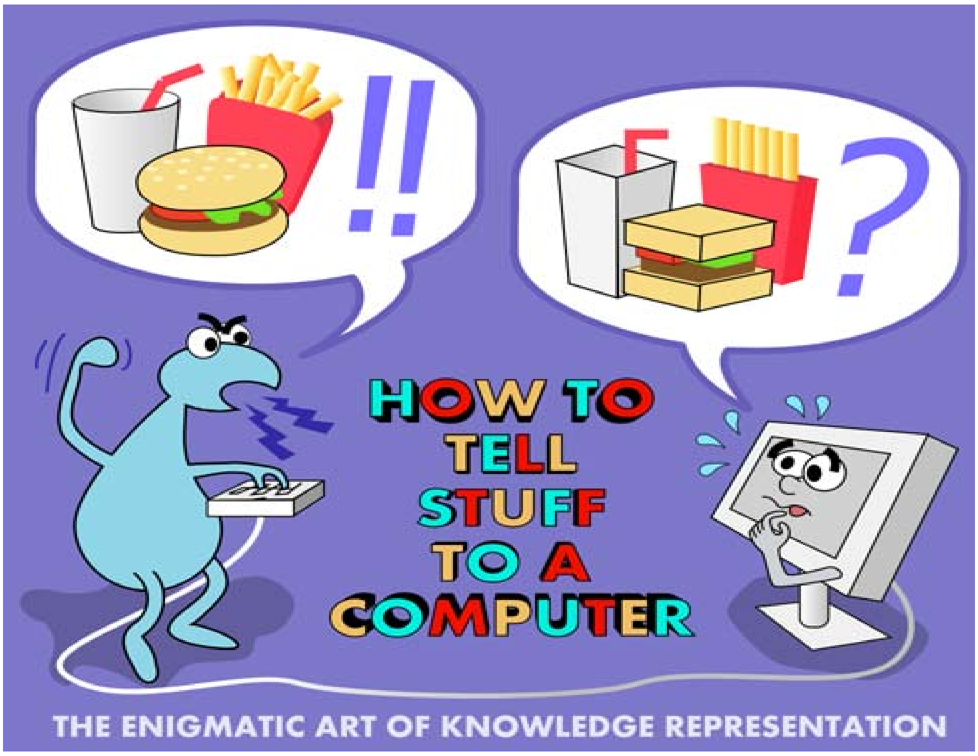
Άνθρωπος⊓¬(∃εχειΠαιδί.⊤) ή ¬(Πατέρας⊔Μητέρα)

Γενικά Συμπεράσματα:

Από τα προηγούμενα μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι οι έννοιες σε μια περιγραφική Λογική δεν επιδέχονται μοναδικής ερμηνείας. Αντίθετα μάλιστα υπάρχουν περιπτώσεις που μια έννοια μπορεί να έχει άπειρες ερμηνείες, αλλά και περιπτώσεις εννοιών όπου δεν υπάρχει καμία ερμηνεία που να τις ερμηνεύει ως μη κενές, όπως για παράδειγμα η έννοια Άνθρωπος⊓¬Άνθρωπος. Οι έννοιες αυτές ονομάζονται ***μη-ικανοποιήσιμες*** *(unsatisfiable)*.

Άλλη μία ιδιάζουσα περίπτωση που είναι πολύ συνηθισμένη στις Περιγραφικές Λογικές είναι ο συνδυασμός κατασκευαστών όπως πχ αν συνδυάσουμε τον κατασκευαστή πληθυκότητας με τον κατασκευαστή ένωσης, και άρα έχουμε τη γλώσσα ***ALUN*** μπορούμε να περιγράψουμε την έννοια των ανθρώπων που ή έχουν πολλά παιδιά όλα από τα οποία είναι θηλυκά ή έχουν λίγα όλα από τα οποία είναι αρσενικά ως,

Άνθρωπος⊓((≥3εχειΠαιδι⊓∀εχειΠαιδι.Θηλυκό)⊔(≤2εχειΠαιδι⊓∀εχειΠαιδι.Αρσενικό).



Ορολογίες

Οι λογικές περιγραφής μας προσφέρουν ακόμα μία πολύ σημαντική δυνατότητα αυτή του να μπορούμε να αποδίδουμε ονόματα στις περίπλοκες έννοιες που θέλουμε να περιγράψουμε, αλλά ακόμα και να περιγράφουμε σχέσεις ανάμεσα σε αυτές. Οι σχέσεις αυτές δίνονται με την μορφή αξιωμάτων τα οποία ονομάζονται αξιώματα ορολογίας (terminological axioms). Για να δώσουμε ένα πιο χειροπιαστό παράδειγμα αν θεωρήσουμε ότι οι έννοιες C και D είναι έννοιες Περιγραφικών Λογικών τότε τα αξιώματα ορολογίας θα έχουν την μορφή:

$$C \sqsubseteq D \text{ ή } C \equiv D$$

Υπάρχουν δύο τύποι αξιωμάτων, τα αξιώματα του πρώτου τύπου που ονομάζονται αξιώματα υπαγωγής (inclusion axioms) και τα αξιώματα του δευτέρου τύπου που ονομάζονται αξιώματα ισοδυναμίας (equivalence axioms). Ένα αξίωμα υπαγωγής της μορφής $C \sqsubseteq D$ δηλώνει ότι η έννοια C είναι υποέννοια της D. Το αξίωμα ισοδυναμίας της μορφής $C \equiv D$ σημαίνει ότι δύο έννοιες είναι ίδιες – ταυτόσημες. Ένα σύνολο από αξιώματα υπαγωγής ή ισοδυναμίας δημιουργούνε τα λεγόμενα σώματα ορολογίας (TBOX – Terminological Box).

Το TBOX μας προσφέρει την δυνατότητα να περιγράψουμε τις πολύπλοκες έννοιες μας. Αν πχ εξετάσουμε την έννοια Πατέρας⊔Μητέρα με την χρήση του αξιώματος ισοδυναμίας θα μπορούμε να γράψουμε Γονιός≡Πατέρας⊔Μητέρα δηλώνοντας ακριβώς την έννοια του γονιού. Μπορούμε να ορίσουμε και κάτι ανάλογο χρησιμοποιώντας το αξίωμα της υπαγωγής με το παρακάτω παράδειγμα. Θέλουμε να δηλώσουμε ότι ο τίγρης είναι ένα είδος ζώου οπότε αναγράφουμε ότι Τίγρης⊑Ζώο. Με το αξίωμα της υπαγωγής μπορούμε να δημιουργήσουμε και ***ιεραρχίες*** πχ ∃εχειΠαιδί.⊤⊓Υγιής⊑Ευτυχισμένος που μας περιγράφει ότι και αν έχεις παιδί και έχεις την υγεία σου είσαι και ευτυχισμένος. Επίσης χρησιμοποιώντας τα αξιώματα μπορούμε να δημιουργήσουμε παραδείγματα που περιέχουν ***κύκλους*** όπως το παρακάτω παράδειγμα ΔυαδικόΔέντρο≡Δέντρο⊓≤2εχειΚλαδι⊓∃εχειΚλαδι που ορίζει την δομή δεδομένων ενός δυαδικού δέντρου.

Παρακάτω δίνεται ένα παράδειγμα ενός TBOX οικογενείας.

Γυναίκα	≡	Άνθρωπος⊓Θηλυκό
Άντρας	≡	Άνθρωπος⊓¬Γυναίκα
Μητέρα	≡	Γυναίκα⊓∃εχειΠΑιδι.Άνθρωπος
Πατέρας	≡	Άντρας⊓∃εχειΠΑιδι.Άνθρωπος
Γονιός	≡	Πατέρας⊔Μητέρα
Πολύτεκνος	≡	Γονιός⊓≥3εχειΠαιδι

Ισχυρισμοί

Στις Λογικές περιγραφής μας δίνεται επίσης η δυνατότητα καθορισμού σχέσεων στιγμιότυπου ανάμεσα σε ένα άτομο και μια έννοια τα οποία ονομάζονται ισχυρισμοί. Υπάρχουν δύο τύποι ισχυρισμών: α) Οι ισχυρισμοί εννοιών που έχουν την σύνταξη a:C ή C(a) και β) Οι ισχυρισμοί ρόλων που έχουν την σύνταξη (a,b):R ή R(a,b).

Παράδειγμα: Αν θεωρήσουμε ως άτομα τον Δημήτρη, την Μαρία και τον Γιώργο μπορούμε να κάνουμε ισχυρισμούς επάνω στις έννοιες και τους ρόλους που εισάγαμε στο TBOX της οικογένειας παραπάνω όπως Γονιός(Ντόρα), εχειπαιδί(Ντόρα, Δημήτρης) και Άντρας(Γιώργος).

Υπηρεσίες και Μηχανισμοί Εξαγωγής Συμπερασμάτων

Ένα σύστημα το οποίο μπορεί να αποθηκεύει γνώση σε κάποια μορφή δεν συνεπάγεται απαραίτητα και την δημιουργία ενός ευφυούς συστήματος. Πρέπει δηλαδή με κάποιο τρόπο να αποκτήσουμε την δυνατότητα να εξάγουμε συμπεράσματα από την γνώση που έχουμε περιγράψει.

Υπηρεσίες Σωμάτων Ορολογίας

Οι Λογικές Περιγραφής παρέχουν υπηρεσίες τόσο πάνω στα σώματα ορολογίας όσο και στα σώματα ισχυρισμών. Ας ξεκινήσουμε από το σώμα ορολογίας. Έστω *T* ένα TBOX.

- **Ικανοποιησιμότητα (satisfiability):** Η έννοια C είναι ικανοποιήσιμη με βάση το *T* αν υπάρχει μοντέλο *I* του *T* τέτοιο ώστε $C^I \neq \emptyset$.

- **Υπαγωγή (sumbsumption):** Η έννοια C υπάγεται στην έννοια D με βάση το *T* αν $C^I \sqsubseteq D^I$ για κάθε μοντέλο *I* του *T*. Σε αυτήν την περίπτωση γράφουμε $T \models C \sqsubseteq D$.

- **Ισοδυναμία (equivalence):** Η έννοια C είναι ισοδύναμη με την έννοια D *T* αν $C^I = D^I$ για κάθε μοντέλο *I* του *T*. Σε αυτήν την περίπτωση γράφουμε $T \models C \equiv D$.

- **Ξένες Έννοιες (disjointness):** Η έννοια C είναι *ξένη* με την έννοια D με βάση το *T* αν $C^I \cap D^I = \emptyset$ για κάθε μοντέλο *I* του *T*.

Παρατηρήστε πως διαφέρει το πρόβλημα την ικανοποιησιμότητας από τα υπόλοιπα προβλήματα. Διαισθητικά στο πρόβλημα της ικανοποιησιμότητας αναζητούμε αν μια έννοια C έχει φυσική υπόσταση με βάση τα αξιώματα που περιγράφονται σε ένα TBox, άρα μας ενδιαφέρει ακόμα και μια ερμηνεία στην οποία το «νόημα» της να μην είναι κενό. Αντίθετα για να δούμε αν μια έννοια υπάγεται σε μια άλλη πρέπει να δούμε όλα τα μοντέλα του *T*. Προφανώς στα προηγούμενα προβλήματα το TBox μπορεί να είναι κενό.

Ας δούμε μερικά παραδείγματα. Οι παρακάτω προτάσεις ισχύουν:

1. Άντρας⊓¬Άντρας δεν είναι ικανοποιήσιμη με βάση το κενό TBox.

2. Άντρας⊓Γυναίκα είναι ικανοποιήσιμη με βάση το κενό TBox.

3. Άντρας⊓Γυναίκα δεν είναι ικανοποιήσιμη με βάση το TBox που βρίσκεται παραπάνω.

4. ∃εχειΠαιδι.Αρσενικό⊓∃εχειΠαιδι.¬Αρσενικό είναι ικανοποιήσιμη με βάση το κενό TBox.

5. ∀εχειΠαιδι.Αρσενικό⊓∀εχειΠαιδι.¬Αρσενικό είναι ικανοποιήσιμη με βάση το κενό TBox.

6. Η έννοια Μητέρα δεν υπάγεται στην έννοια Γονιός με βάση το κενό TBox.

7. Μητέρα⊑Γονιός με βάση το TBox *T* που βρίσκεται παραπάνω.

Υπηρεσίες Σωμάτων Ισχυρισμών

Ας ασχοληθούμε τώρα με τα σώματα ισχυρισμών. Έστω *A* ένα Abox και *T* ένα TBOX.

- **Συνέπεια (consistency):** Το *A* είναι *συνεπές (consistent)* μβτ *T* αν υπάρχει μοντέλο του *T* το οποίο είναι και μοντέλο του *A*.

- **Συνεπαγωγή (entailment):** Το *A* *συνεπάγεται (entails)* έναν ισχυρισμό φ με βάση το *T*, αν κάθε μοντέλο του *A* και του *T* ικανοποιεί τον ισχυρισμό. Σε αυτήν την περίπτωση γράφουμε $T,A \models φ$

Ας δούμε μερικά παραδείγματα. Οι παρακάτω ισχυρισμοί ισχύουν:

1. Το ABox *A*={Άντρας(Γιώργος), Γυναίκα(Γιώργος)} είναι συνεπές με βάση το κενόTBox.

2. Το παραπάνω ABox δεν είναι συνεπές με βάση το TBox που βρίσκεται παραπάνω.

3. Έστω *A*={εχειΠαιδι(Πέτρος,Γιώργος), Άντρας(Γιώργος)}. Τότε
A⊨Πέτρος:∃εχειΠαιδι.Άντρας με βάση το κενό TBox.

4. Έστω το προηγούμενο ABox. Τότε το *A* δε συνεπάγεται τον ισχυρισμό Πέτρος:∀εχειΠαιδι.Άντρας με βάση το κενό TBox.

Εξάλειψη του Σώματος Ορολογίας

Μέχρι στιγμής έχουμε παρατηρήσει ότι όλα τα ενδιαφέροντα ερωτήματα γίνονται με βάση κάποιο TBOX. Αυτό συμβαίνει γιατί το TBOX αποτελεί σημαντικό κομμάτι της γνώσης μας το οποίο μας θέτει περιορισμούς στα πιθανά μοντέλα. Ένα TBOX μπορεί να περιλαμβάνει περίπλοκα αξιώματα. Στην συνέχεια θα δούμε ότι εφαρμόζοντας μια προ-επεξεργασία πάνω σε ένα TBOX μπορούμε να το εξαλείψουμε πλήρως και να ανάγουμε τα προβλήματα μας με βάση το κενό TBOX.

Οι διαδικασίες που εφαρμόζονται για την απαλοιφή ενός TBox χωρίζονται σε δυο κατηγορίες ανάλογα με το είδος των αξιωμάτων που περιέχονται μέσα σε αυτό. Έτσι λοιπόν διακρίνουμε δυο είδη TBox. Τα *απλά (simple)* TBox και τα *γενικευμένα (general)* και/ή *κυκλικά (cyclic)*. Τα απλά TBox περιέχουν μόνο αξιώματα της μορφής A⊑C και A≡C, όπου A είναι μια πρωτογενής έννοια και C είναι μια οποιαδήποτε ΠΛ έννοια. Τα γενικευμένα TBox είναι αυτά που περιέχουν αξιώματα GCI, δηλαδή C⊑D, ενώ κυκλικά είναι αυτά που τα αξιώματά τους περιέχουν κύκλους. Για παράδειγμα τα TBox *T*={C⊑D, D⊑E, E⊑C} και *T*={C⊑D⊓∃R.C} περιέχουν και τα δυο κύκλους.

Η διαδικασία που εφαρμόζουμε σε ένα απλό TBox ονομάζεται *ξεδίπλωμα (unfolding)* ή *επέκταση (expansion)* (Nebel, 1990b). Η διαδικασία αυτή λειτουργεί ως εξής: Κάθε αξίωμα υπαγωγής της μορφής $A \sqsubseteq C$ αντικαθίσταται από ένα αξιώματα ισοδυναμίας της μορφής $A \equiv A' \sqcap C$, όπου A' είναι μια νέα πρωτογενής έννοια που δεν εμφανίζεται πουθενά στο *T*. Διαισθητικά η έννοια αυτή αναπαριστά τα χαρακτηριστικά εκείνα που ξεχωρίζουν την έννοια A από τα υπόλοιπα μέλη της έννοιας C. Στη συνέχεια αν η έννοια C είναι μια πολύπλοκη έννοια, που σχηματίζεται από επιμέρους πρωτογενής έννοιες, ανατρέχουμε το TBox ψάχνοντας για τον ορισμό των εννοιών αυτών αντικαθιστώντας τους στη θέση στην οποία βρίσκονται στο C. Η επέκταση ενός TBox *T* συμβολίζεται με *T'*.

Μηχανισμοί Εξαγωγής Συμπερασμάτων

Έχοντας παρουσιάσει τη σύνταξη, τη σημασιολογία και τις υπηρεσίες εξαγωγής συμπερασμάτων αρκετών ΠΛ, αυτό που μας μένει είναι η εύρεση ενός αυτοματοποιημένου τρόπου (αλγορίθμου) που να μας λύνει το πρόβλημα της συνέπειας και άρα μεταβατικά οποιοδήποτε πρόβλημα μιας ΠΛ γλώσσας. Στην τρέχουσα ενότητα θα παρουσιάσουμε έναν τέτοιο αλγόριθμο. Ήδη από προηγούμενα παραδείγματά μας ίσως έχει αρχίσει να γίνεται αντιληπτό που θα βασιστεί μια τέτοια *διαδικασία εξαγωγής συμπερασμάτων ή διαδικασία συμπερασμών (inference procedure)* ή αλλιώς *αλγόριθμος συλλογιστικής (reasoning algorithm)*. Για παράδειγμα στην ενότητα με τις γενικευμένες ορολογίες για να αποδείξουμε ότι το σώμα ισχυρισμών $\{a{:}C \sqcap \neg E,\ a{:}(\neg C \sqcap \neg D) \sqcup E\}$ είναι ασυνεπές βασιστήκαμε στη σημασιολογία των κατασκευαστών $\neg$, $\sqcap$ και $\sqcup$ και προσπαθήσαμε απλοποιώντας τις περίπλοκες έννοιες που εμφανίζονται στους ισχυρισμούς να χτίσουμε μια ερμηνεία που να τους ικανοποιεί, ένα μοντέλο δηλαδή. Οι αλγόριθμοι οι οποίο αποδεικνύουν την ικανοποιησιμότητα ή μη μιας έκφρασης με το να απλοποιούν περίπλοκες εκφράσεις έως ότου φτάσουν σε απλές των οποίων η ικανοποιησιμότητά ή μη είναι προφανής ονομάζονται *αλγόριθμοι πινάκων (tableaux algorithms)*.

Προτού προχωρήσουμε στην παρουσίαση ενός τέτοιου αλγορίθμου για τις ΠΛ γλώσσες που έχουμε παρουσιάσει ας δούμε ένα παράδειγμα. Έστω ότι θέλουμε να εξετάσουμε αν ισχύει, $\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqsubseteq \forall R.(C \sqcap D)$. Όπως αναφέραμε στην προηγούμενη ενότητα το ερώτημα αυτό ανάγεται σταδιακά πρώτα στο πρόβλημα ικανοποιησιμότητας της έννοιας $\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqcap \neg(\forall R.(C \sqcap D))$ και στη συνέχεια στο πρόβλημα της συνέπειας του ABox $\{a{:}\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqcap \neg(\forall R.(C \sqcap D))\}$. Επιπρόσθετα, για να απλοποιήσουμε τις εργασίες μας ξαναγράφουμε τον προηγούμενο ισχυρισμό
15 χρησιμοποιώντας τους κανόνες DeMorgan αλλά και την ισοδυναμία μεταξύ των τελεστών $\exists$ και $\forall$ ως, $\{a{:}\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqcap \exists R.(\neg C \sqcup \neg D)\}$. Ας εργαστούμε πάνω σε αυτόν τον ισχυρισμό. Προφανώς για να είναι το ABox ικανοποιήσιμο θα πρέπει να ισχύει $a^I \in (\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqcap \exists R.(\neg C \sqcup \neg D))^I$. Η σημασιολογία του κατασκευαστή $\sqcap$ μας επιβάλει επιπλέον να ισχύουν τα $a^I \in (\forall R.C)^I$, $a^I \in (\forall R.D)^I$ και $a^I \in (\exists R.(\neg C \sqcup \neg D))^I$. Ακολούθως η σχέση $a^I \in (\exists R.(\neg C \sqcup \neg D))^I$ μας λέει ότι πρέπει να υπάρχει κάποιο $b^I \in \Delta^I$ τέτοιο ώστε $(a^I, b^I) \in R^I$ και $b^I \in (\neg C \sqcup \neg D)^I$. Στη συνέχεια λόγω των σχέσεων $a^I \in (\forall R.C)^I$, $a^I \in (\forall R.D)^I$ και της σημασιολογίας του περιοριστή τιμής μας επιβάλεται επιπλέον να ισχύουν για το b^I οι σχέσεις $b^I \in C^I$ και $b^I \in D^I$. Τέλος παρατηρούμε ότι η σχέση $b^I \in (\neg C \sqcup \neg D)^I$ μας λέει ότι το b^I πρέπει να ανήκει είτε στο $b^I \in (\neg C)^I$ είτε στο $b^I \in (\neg D)^I$. Οποιαδήποτε και από τις δυο επιλογές όμως και αν διαλέξουμε ερχόμαστε σε σύγκρουση με τους περιορισμούς ότι το b^I πρέπει να ανήκει και στο C^I και στο D^I. Εφόσον λοιπόν δεν

μπορούμε να κατασκευάσουμε μοντέλο το ABox είναι ασυνεπές και άρα η έννοια $\forall R.C \sqcap \forall R.D$ υπάγεται στην έννοια $\forall R.(C \sqcap D)$. Στην πραγματικότητα ισχύει η πιο ισχυρή σχέση $\forall R.C \sqcap \forall R.D \equiv \forall R.(C \sqcap D)$.

Tableaux κανόνες για την *ALC*

Ας προχωρήσουμε τώρα στον ορισμό μιας tableaux διαδικασίας που να αποφασίζει το πρόβλημα της συνέπειας για ένα *ALC* σώμα ισχυρισμών. Αρχικά, όπως φαίνεται από το προηγούμενο παράδειγμα, οι αλγόριθμοι αυτοί δεν μπορούν να χειριστούν έννοιες οι οποίες περιλαμβάνουν άρνηση μπροστά από περίπλοκες έννοιες, όπως συνέβη στην περίπτωση της έννοιας $\neg(\forall R.(C \sqcap D))$. Πρέπει λοιπόν όλες αυτές οι έννοιες να ξαναγραφτούν έτσι ώστε η άρνηση να εμφανίζεται μόνο μπροστά από πρωτογενείς έννοιες. Σε αυτήν την περίπτωση λέμε ότι η αρχική έννοια βρίσκεται σε *κανονική μορφή άρνησης - ΚΜΑ (negation normal form - NNF)* (Hollunder et. al., 1990). Για την παραγωγή της μορφής NNF χρησιμοποιούμε για ακόμα μια φορά τους κανόνες DeMorgan καθώς επίσης και την ισοδυναμία μεταξύ των τελεστών $\forall$ και $\exists$ σπρώχνοντας τον τελεστή της άρνησης προς το εσωτερικό των εννοιών. Πιο συγκεκριμένα για τη γλώσσα *ALC* έχουμε τους παρακάτω κανόνες επανεγραφής:

$$\neg\top \equiv \bot \qquad\qquad \neg\bot \equiv \top$$

$$\neg\neg C \equiv C$$

$$\neg(C \sqcap D) \equiv \neg C \sqcup \neg D \qquad\qquad \neg(C \sqcup D) \equiv \neg C \sqcap \neg D$$

$$\neg(\forall R.C) \equiv \exists R.\neg C \qquad\qquad \neg(\exists R.C) \equiv \forall R.\neg C$$

Όπως είδαμε στο προηγούμενο παράδειγμα ένα σώμα ισχυρισμών μπορεί να περιέχει ισχυρισμούς ανάμεσα σε ένα άτομο a και μια περίπλοκή έννοια, όπως ήταν η έννοια $\forall R.C \sqcap \forall R.D \sqcap \neg(\forall R.(C \sqcap D))$. Προκειμένου να απλοποιήσουμε περίπλοκες έννοιες της μορφής αυτής χρειαζόμαστε να δημιουργήσουμε κανόνες οι οποίοι θα τις αποσυνθέτουν. Οι κανόνες αυτοί θα πρέπει να βασίζονται στη σημασιολογία των κατασκευαστών της γλώσσας. Στον πίνακα 4.3 φαίνονται οι κανόνες οι οποίοι απαιτούνται για τον έλεγχο τη συνέπεια ενός *ALC* ABox (Schmidt-Schauss M., & Smolka G., 1991). Όπως γίνεται αντιληπτό από τον πίνακα υπάρχει ακριβώς ένας κανόνας για κάθε κατασκευαστή της ΠΛ γλώσσας *ALC*. Όπως θα δούμε όμως στη συνέχεια υπάρχουν περιπτώσεις που απαιτείται η παρουσία περισσοτέρων του ενός κανόνων για να έχουμε μια ορθή και πλήρης διαδικασία εξαγωγής συμπερασμάτων.

Tableaux κανόνες για την γλώσσα *ALC*

Κανόνας	Περιγραφή
κανόνας-$\sqcap$	Αν $a{:}C \sqcap D \in \mathcal{A}$ και οι ισχυρισμοί $a{:}C$ και $a{:}D$ δεν υπάρχουν στο $\mathcal{A}$, τότε $\mathcal{A}' \rightarrow \mathcal{A} \cup \{a{:}C,\ a{:}D\}$.
κανόνας-$\sqcup$	Αν $a{:}C \sqcup D \in \mathcal{A}$ και δεν υπάρχει έστω και ένας από τους ισχυρισμούς $a{:}C$ και $a{:}D\}$ στο $\mathcal{A}$, τότε $\mathcal{A}' \rightarrow \mathcal{A} \cup \{a{:}C\}$, $\mathcal{A}'' \rightarrow \mathcal{A} \cup \{a{:}D\}$.
κανόνας-$\forall$	Αν $\{a{:}\forall R.C,\ (a,b){:}R\} \subseteq \mathcal{A}$ και δεν υπάρχει ο ισχυρισμός $b{:}C$ στο $\mathcal{A}$, τότε $\mathcal{A}' \rightarrow \mathcal{A} \cup \{b{:}C\}$.
κανόνας-$\exists$	Αν $a{:}\exists R.C \in \mathcal{A}$ και δεν υπάρχει άτομο b τέτοιο ώστε τα $(a,b){:}R$ και $b{:}C$ να ανήκουν στο $\mathcal{A}$, τότε $\mathcal{A}' \rightarrow \mathcal{A} \cup \{(a,b){:}R,\ b{:}C\}$, όπου b είναι ένα νέο άτομο που δεν εμφανίζεται πουθενά στο $\mathcal{A}$.

Τέλος, στο προηγούμενό μας παράδειγμα χρησιμοποιήσαμε την έννοια της σύγκρουσης για να δηλώσουμε ότι δυο περιορισμοί έρχονται σε αντίθεση και άρα το αρχικό μας σώμα ισχυρισμών δεν είναι συνεπές. Τυπικά, ένα σώμα ισχυρισμών *A* περιέχει μια *σύγκρουση (clash)* αν συμβαίνει ένα από τα ακόλουθα:

- {⊥(x)}⊆*A* για κάποιο άτομο x, ή
- {A(x), ¬A(x)}⊆*A* για κάποιο άτομο x και πρωτογενή έννοια A.

Από τον παραπάνω πίνακα με τους κανόνες βλέπουμε ότι η εφαρμογή του κανόνα-⊔ δημιουργεί περισσότερα του ενός νέα σώματα ισχυρισμών. Για το λόγο αυτό ο κανόνας ονομάζεται και *μη-ντετερμινιστικός (non-deterministic)*. Έτσι λ οιπόν η συνεχόμενη εφαρμογή κανόνων μπορεί να οδηγήσει από ένα αρχικό σώμα *A* σε ένα σύνολο σωμάτων ισχυρισμών S={*A*1, *A*2, ..., *A*n}. Όπως είναι προφανές το αρχικό σώμα ισχυρισμών είναι συνεπές αν κάποιο από τα *A*i είναι συνεπές.

Ας δούμε ένα παράδειγμα εκτέλεσης του αλγορίθμου tableaux. Έστω το σώμα ισχυρισμών:

A={(Ντόρα,Γιώργος):εχειΦιλο, (Ντόρα,Χριστίνα):εχειΦιλο, (Χριστίνα, Γιώργος):εχειΦιλο, (Γιώργος,Τάσος):εχειΦιλο, Χριστίνα:Αθλητής, Τάσος:¬Αθλητής}.

Ας υποθέσουμε ότι θέλουμε να ρωτήσουμε αν η Ντόρα έχει κάποιο φίλο που είναι αθλητής και ο οποίος έχει κάποιο φίλο που δεν είναι αθλητής. Το ερώτημα αυτό μπορεί να γραφτεί ως, *A*⊨{Ντόρα:∃εχειΦιλο.(Αθλητής⊓∃εχειΦιλο.¬Αθλητής)}.

Ρίχνοντας μια ματιά στο ABox θα μπορούσε κάποιος να συμπεράνει ότι το ABox δε συνεπάγεται τον ισχυρισμό. Αυτό γιατί η Ντόρα έχει φίλο τη Χριστίνα που είναι αθλητής όμως η Χριστίνα έχει μοναδικό φίλο το Γιώργο ο οποίος δεν ξέρουμε αν είναι αθλητής, ενώ από την άλλη η Ντόρα έχει επίσης φίλο το Γιώργο ο οποίος και πάλι δε γνωρίζουμε αν είναι αθλητής. Ας εφαρμόσουμε όμως τους κανόνες tableaux να δούμε τι θα μας δώσει η διαδικασία μας. Αρχικά το πρόβλημα συνεπαγωγής ανάγεται στο πρόβλημα της συνέπειας του ABox:

*A*1= *A*∪{Ντόρα:¬∃εχειΦιλο.(Αθλητής⊓∃εχειΦιλο.¬Αθλητής)}

Στη συνέχεια υπολογίζοντας την NNF μορφή της παραπάνω έκφρασης λαμβάνουμε το ABox *A*1=*A*∪{Ντόρα:∀εχειΦιλο.(¬Αθλητής⊔∀εχειΦιλο.Αθλητής)}. Στη συνέχεια εφαρμόζουμε τους κανόνες του πίνακα έως ότου κανένας κανόνας να μην μπορεί να εφαρμοστεί ή έχουμε συναντήσει σύγκρουση (clash). Αρχικά έχουμε ότι οι ισχυρισμοί (Ντόρα, Γιώργος):εχειΦιλο, (Ντόρα, Χριστίνα):εχειΦιλο υπάρχουν στο *A*1 άρα ο κανόνας-∀ εφαρμόζεται στο άτομο Ντόρα και λαμβάνουμε το νέο ABox:

*A*2=*A*1∪{Γιώργος:¬Αθλητής⊔∀εχειΦιλο.Αθλητής,

Χριστίνα:¬Αθλητής⊔∀εχειΦιλο.Αθλητής}.

Σε επόμενο βήμα ας υποθέσουμε ότι ο αλγόριθμος επιλέγει να ελέγξει ποιος κανόνας εκτελείται πάνω στο άτομο Χριστίνα. Ο κανόνας που εκτελείται είναι ο κανόνας-⊔. Ο κανόνας αυτός δημιουργεί δυο δυνατά σώματα ισχυρισμών τα οποία είναι τα:

*A*3a=*A*2∪{Χριστίνα:¬Αθλητής} και *A*3b=*A*2∪{Χριστίνα:∀εχειΦιλο.Αθλητής}.

Όπως μπορούμε να παρατηρήσουμε το ABox *A*3a περιέχει σύγκρουση (clash) καθώς {Χριστίνα:¬Αθλητής, Χριστίνα:Αθλητής}⊆*A*3a.
Το *A*3b όμως δεν περιέχει clash και γι αυτό η εκτέλεση των κανόνων προχωράει. Στη συνέχεια εφαρμόζεται ο κανόνας-∀ στο άτομο Χριστίνα, ο οποίος δημιουργεί το νέο ABox, *A*4b={Γιώργος:Αθλητής}.

Σε επόμενο βήμα ο μόνος κανόνας που εκτελείται είναι ο κανόνας-⊔ στο άτομο Γιώργος λόγω του ισχυρισμού Γιώργος:¬Αθλητής⊔∀εχειΦιλο.Αθλητής.

Η εφαρμογή του κανόνα δημιουργεί τα ABox, *A*5ba={Γιώργος:¬Αθλητής} και *A*5bb={Γιώργος:∀εχειΦιλο.Αθλητής}.

Πάλι παρατηρούμε ότι το *A*5ba περιέχει σύγκρουση λόγω του ισχυρισμού Γιώργος:Αθλητής που έχει εισαχθεί σε προηγούμενο βήμα του αλγορίθμου. Τέλος, εφαρμόζουμε τον κανόνα-∀ στο άτομο Γιώργος λόγω του ισχυρισμού Γιώργος:∀εχειΦιλο.Αθλητής και λαμβάνουμε το νέο σώμα ισχυρισμών, *A*6bb={Τάσος:Αθλητής} το οποίο περιέχει σύγκρουση ανάμεσα στον ισχυρισμό Τάσος:Αθλητής και στον αρχικό ισχυρισμό, Τάσος:¬Αθλητής. Άρα λοιπόν όλα τα σώματα ισχυρισμών που προκύπτουν από την εφαρμογή των κανόνων οδηγούνται σε σύγκρουση και άρα μπορούμε να συμπεράνουμε ότι το αρχικό ABox είναι ασυνεπές. Αυτό λοιπόν σημαίνει ότι η αρχική μας γνώση συνεπάγεται τον ισχυρισμό για την Ντόρα.

Όπως παρατηρούμε καταλήξαμε σε **διαφορετικό αποτέλεσμα** από αυτό που αρχικά φανταστήκαμε. Το λάθος στην αρχική μας συλλογιστική βρίσκεται στις θεωρήσεις μας για τη συμμετοχή του ατόμου Γιώργος στην έννοια Αθλητής. Όπως αναφέραμε στην ενότητα για τα γενικευμένα αξιώματα κάθε άτομο ανήκει είτε στην έννοια Αθλητής είτε στην έννοια ¬Αθλητής. Στην περίπτωση που ο Γιώργος είναι αθλητής η Ντόρα έχει ως φίλο αθλητή το Γιώργο ο οποίος έχει ως φίλο που δεν είναι αθλητής τον Τάσο. Στην περίπτωση που ο Γιώργος δεν είναι αθλητής η Ντόρα έχει σαν φίλο που είναι αθλητής τη Χριστίνα η οποία έχει ως φίλο που δεν είναι αθλητής το Γιώργο. Έτσι λοιπόν σε κάθε περίπτωση η Ντόρα έχει κάποιο φίλο που είναι αθλητής και ο οποίος έχει φίλο ο οποίος δεν είναι αθλητής. Η διαδικασία συλλογιστικής αυτού του τύπου ονομάζεται *συλλογιστική υπό συνθήκες (reasoning by cases)*.

Σε αυτό το σημείο ίσως αναρωτηθεί κάποιος πως μετράται το αν ένας αλγόριθμος tableaux είναι σωστός ή όχι.

Στις ΠΛ όπως και σε όλες τις γλώσσες αναπαράστασης γνώσης, αυτό μετράται από δυο μεγέθη. Το πρώτο ονομάζεται ***ορθότητα*** *(soundness)* ενώ το δεύτερο ονομάζεται ***πληρότητα*** *(completeness)*.

Ένας αλγόριθμος tableaux είναι ορθός αν οποτεδήποτε απαντάει ότι ένα σώμα ισχυρισμών είναι συνεπές τότε μπορούμε να κατασκευάσουμε ένα μοντέλο για αυτό, δηλαδή το σώμα ισχυρισμών είναι όντως συνεπές. Τέλος ένας αλγόριθμος tableaux είναι πλήρης αν δοθέντος ενός αρχικού συνεπούς σώματος ισχυρισμών ο αλγόριθμος τερματίζει και τουλάχιστον ένα από τα σώματα ισχυρισμών που δημιουργήθηκαν S={ *A*1, *A*2,..., *A*n} δεν περιέχει συγκρούσεις.

Γενικευμένες και κυκλικές Ορολογίες

Σε όλα τα παραπάνω παραδείγματα θεωρήσαμε ότι είτε το σώμα ορολογίας είχε επεκταθεί και οι ορισμοί των εννοιών είχαν αντικατασταθεί στους ισχυρισμούς του ABox είτε ότι κάποιο τέτοιο σώμα ορολογίας δεν υπήρχε. Ας δούμε τι συμβαίνει όταν εφαρμόσουμε τους ανωτέρω tableaux κανόνες σε μια ορολογία που περιλαμβάνει γενικευμένα και/ή κυκλικά αξιώματα.

Έστω η κυκλική ορολογία $\mathcal{T}=\{A\sqsubseteq\exists R.A\}$ και έστω ότι ζητάμε να βρούμε αν η έννοια A είναι ικανοποιήσιμη με βάση το $\mathcal{T}$. Προφανώς η έννοια αυτή είναι ικανοποιήσιμη και μια δυνατή ερμηνεία που την ικανοποιεί είναι η $\Delta^I=\{a^I\}$ με $A^I=\{a^I\}$ και $R^I=\{(a^I,a^I)\}$. Ας δούμε τώρα πώς θα εργαστεί ο αλγόριθμός μας. Αρχικά εφαρμόζουμε τη διαδικασία εσωτερίκευσης η οποία μας ανάγει την παραπάνω ορολογία στην ορολογία $\mathcal{T}=\{\top\sqsubseteq\neg A\sqcup\exists R.A\}$. Ακολούθως για να ελέγξουμε αν η έννοια A είναι ικανοποιήσιμη ανάγουμε το πρόβλημα αυτό στο πρόβλημα της συνέπειας του σώματος ισχυρισμών $\mathcal{A}=\{b:A\}$ όπου b είναι ένα τυχαίο άτομο. Λόγω του αξιώματος υπαγωγής έχουμε επιπλέον τον ισχυρισμό, $b: \neg A\sqcup\exists R.A$. Στη συνέχεια εφαρμόζουμε τους κανόνες του πίνακα παραπάνω και έχουμε τα εξής: Ο κανόνας-$\sqcup$ εκτελείται και μας δημιουργεί τα σώματα ισχυρισμών $\mathcal{A}1a=\mathcal{A}\cup\{b:\neg A\}$ και $\mathcal{A}1b=\mathcal{A}\cup\{b:\exists R.A\}$. Το σώμα $\mathcal{A}1a$ περιέχει σύγκρουση άρα συνεχίζουμε μόνο με το δεύτερο.

Ο κανόνας-$\exists$ εφαρμόζεται στο b και άρα έχουμε $\mathcal{A}2b=\mathcal{A}1b\cup\{(b,x):R,\ x:A\}$. Λόγω του αξιώματος $\top\sqsubseteq\neg A\sqcup\exists R.A$ μας επιβάλλεται να ισχυριστούμε ότι και για το νέο άτομο x θα ισχύει $x:\neg A\sqcup\exists R.A$. Συνεχίζοντας με τον ίδιο τρόπο για το άτομο x θα δημιουργήσουμε πάλι τα σώματα ισχυρισμών, $\mathcal{A}3ba=\mathcal{A}\cup\{x:\neg A\}$ και $\mathcal{A}3bb=\mathcal{A}\cup\{x:\exists R.A\}$ από τα οποία το πρώτο περιλαμβάνει σύγκρουση ενώ στο δεύτερο η εκτέλεση κανόνων συνεχίζεται με ακριβώς τον ίδιο τρόπο όπως και στο άτομο b. Έτσι λοιπόν παρατηρούμε για ακόμα μια φορά ότι η διαδικασία μας εμφανίζει προβλήματα τερματισμού.

Αν παρατηρήσουμε πιο προσεκτικά τους ισχυρισμούς που μας εισάγει ο αλγόριθμος στα τελευταία βήματα θα διαπιστώσουμε ότι ουσιαστικά δεν έχουμε καμία επιπλέον χρήσιμη πληροφορία περισσότερη από αυτήν που ήδη διαθέταμε. Για να διορθωθεί το πρόβλημα τερματισμού, σε αυτήν την περίπτωση, εισάγεται μια επιπλέον συνθήκη (έλεγχος) ο οποίος προσπαθεί να εντοπίσει περιπτώσεις στις οποίες εμφανίζονται «κύκλοι» στην εκτέλεση των κανόνων, όπως για παράδειγμα στην προηγούμενη περίπτωση. Η τεχνική αυτή ονομάζεται *μπλοκάρισμα (blocking)* (Buchheit et. al., 1993). Πιο συγκεκριμένα η τεχνική αυτή κοιτάει πότε οι ισχυρισμοί που έχουν γίνει για ένα άτομο x είναι υποσύνολο των ισχυρισμών που έχουν γίνει για ένα άτομο y το οποίο συνδέεται μεταβατικά με το x μέσω κάποιας αλυσίδας ρόλων. Αν κάτι τέτοιο συμβαίνει τότε η εκτέλεση των κανόνων σταματάει. Τότε λέμε ότι το άτομο y μπλοκάρει το άτομο x. Σε αυτήν την περίπτωση οι ισχυρισμοί που βρίσκονται στα αμέσως *προηγούμενα* άτομα του x (δηλαδή σε όλα τα άτομα z για τα οποία ισχύει (z,x):R για κάποιο ρόλο R) μπορούν να ικανοποιηθούν χρησιμοποιώντας τους ισχυρισμούς του ατόμου y. Έτσι λοιπόν για το προηγούμενο παράδειγμα έχουμε $\{x:A,\ x:\exists R.A\}\subseteq\{b:A,\ b:\exists R.A\}$ και ο b συνδέεται με τον x μέσω του ρόλου R άρα ο b μπλοκάρει τον x. Αυτό σημαίνει ότι οι ισχυρισμοί των προηγούμενων ατόμων του x, δηλαδή του b, μπορούν να ικανοποιηθούν από τον κόμβο που μπλοκάρει τον x που σε αυτήν την περίπτωση είναι ο ίδιος ο b. Έτσι λοιπόν έχουμε, (b,b):R και b:A το οποίο ουσιαστικά είναι μια αφαίρεση του μοντέλου που κατασκευάσαμε προηγουμένως για τον ισχυρισμό μας.

Διαστάσεις Χρονικών Περιγραφικών Λογικών

Τι είναι λοιπόν χρονική λογική;

Με τη στενή έννοια χρονική λογική περιλαμβάνει το σχεδιασμό και τη μελέτη των ειδικών συστημάτων για την εκπροσώπηση και την αιτιολογία για το χρόνο, όπως είναι τεταμένη Πριν λογική του. Αυτές οι εκφράσεις μπορούν να έχουν τόσο πρακτική όσο και μια θεωρητική πλευρά, που αποτελείται από τον σχεδιασμό ενός συστήματος (κάνοντας επιλογές χρόνου στα κομμάτια της οντολογίας, σύνταξη και σημασιολογία), την επισημοποίηση χρονική φαινόμενα σε αυτό, και στη συνέχεια τη θέση της στην εργασία (ίσως μέσα από την εφαρμογή της). Σχετικά με τη θεωρητική πλευρά, το ένα έχει ως στόχο να αναδείξουν ιδιότητες του συστήματος, όπως η πληρότητα decidability. Σε λίγο ευρύτερη κλίμακα, χρονικής λογικής καθηγητές το χρησιμοποιούν για την παροχή γενικών εργαλείων και τεχνικών για να απαντούν σε ερωτήσεις που αφορούν την συγγραφή συγκεκριμένων συστημάτων. Ως παράδειγμα αναφέρουμε τη μέθοδο της διήθησης (Filtration) η οποία είναι μια αρκετά γενική μέθοδος της απόδειξης decidability της χρονικής λογική, και το κανονικό μοντέλο μέθοδος η οποία είναι πολύ χρήσιμη σε αποτελέσματα που αποδεικνύουν την πληρότητα. Ένας πιο φιλόδοξος στόχος για τους χρονικής λογικής καθηγητές είναι να καταλήξει σε πλαίσια για τη σύγκριση και τη σύνδεση διαφορετικών modellings του χρόνου. Ο στόχος αυτός μπορεί να πραγματοποιηθεί τόσο σε τεχνικό όσο και σε φιλοσοφικό επίπεδο. Ως παράδειγμα της ΤΥ, σκεφτείτε το παιχνίδι-θεωρητική ανάλυση της εκφραστικής δύναμης του τρόπου εκτέλεσης των γλωσσών, ή της δυαδικότητας μεταξύ του σημείου και την περίοδο με βάση τις παρατηρήσεις του χρόνου, αντίστοιχα. Σε ένα φιλοσοφικό επίπεδο, σε βάθος ταξινόμησης των τύπων εκδήλωσης και της αντιστοιχίας μεταξύ κατηγορημάτων που αφορούν στα σημεία και στις προθεσμίες, αντίστοιχα, θα ήταν ένα εξαιρετικά χρήσιμο εργαλείο σε οποιαδήποτε συζήτηση για την επίσημη παράσταση της χρονικής φαινομένων. Δεδομένου ότι όλο αυτό έχει σημασία για καθέναν από τους κλάδους όπου επίσημη αιτιολογία για το χρόνο που χρειάζεται, Χρονική Λογική αποτελεί ένα εξαιρετικό παράδειγμα του αυξανόμενου ρόλου της Λογικής ως πηγή και το κανάλι των ιδεών και των τεχνικών που εφαρμόζονται σε συναφείς επιστημονικούς κλάδους. Τελικά, ελπίζουμε ότι χρονική λογική μπορεί να προσφέρει μια ενωτική προοπτική για την πρόκληση σύγχυσης ορισμένες φορές οι σκέψεις μας σχετικά με αυτό το άκρως αινιγματικό πράγμα που λέμε χρόνος.

Στο σημείο αυτό της εργασίας θα εξετάσουμε τα σημεία που οι περιγραφικές λογικές θα συνδυαστούν με τον χρόνο.

- Διαφέρουν σε σημειογραφία του χρόνου

  α) με βάση το σημείο έννοια του χρόνου (Point-Based)
  β) με βάση το Διάστημα έννοια του χρόνου (Interval-Based)

- Διαφέρουν σχετικά με τους τρόπους της προσθήκη της έννοιας του χρόνου

  α) Έμμεσα: χρονική πληροφορίες μόνο έμμεσα στη γλώσσα (Implicitly) β) Ρητά:μία έννοια του χρόνου που έχει εγκριθεί στη ρητή αναπαράσταση του χρόνου. (Explicitly)

- Σε μια ρητή αντιπροσώπευση του χρόνου (Explicit)

α) Εξωτερική άποψη (External point of view)

- Το ίδιο άτομο μπορεί να έχει τα διαφορετικά στιγμιότυπα σε διαφορετικές στιγμές που περιγράφουν τις διάφορες καταστάσεις του ατόμου σε αυτούς τους χρόνους.

β) Εσωτερική άποψη (Internal point of view)

- οι διαφορετικές καταστάσεις ενός ατόμου βλέπουν ως διαφορετικά επιμέρους συστατικά.

Χειριστές (operators) των Χρονικών Λογικών Περιγραφών

Οι πρώτοι χειριστές που χρησιμοποιήθηκαν αρχικά ήταν οι G και ο H. Για πολλές εφαρμογές, ωστόσο, αυτή η γλώσσα ήταν πολύ φτωχή σε εκφραστικότητα. Η σημαντικότερη από αυτές είναι οι δυαδικοί χειριστές S και U που εισήχθησαν από τον H. Kamp. Η έννοια τους είναι, αντιστοίχως, «since» και «until», όπως στις φράσεις:

‘Ever since the roof caved in, it's been wet in the house' and `Until we get the roof fixed, it will be damp in the house'

Άλλος ένας χειριστής είναι ο «nexttime» με τον τύπο X. O χειριστής X κατέχει την επόμενη στιγμή στον χρόνο αν υπάρχει μια τέτοια επόμενη στιγμή. Προφανώς, ο εν λόγω χειριστής έχει νόημα μόνο σε μία διακριτή ροή του χρόνου, όπως, για παράδειγμα, στην επιστήμη των υπολογιστών, όταν κάποιος θέλει να μιλήσει για την επόμενη κατάσταση της διαδικασίας.

Point-Based Temporal Description Logics

Η γλώσσα η οποία χρησιμοποιούμε είναι η ALC που αναλύθηκε παραπάνω σε συνδυασμό με τον χρόνο ALCT (Schild): ALC + time.

<u>Σύνταξη:</u>

$$
\begin{array}{rrl}
C, D \rightarrow & C\mathcal{U}D \mid & (C \text{ until } D)\ (\text{until}) \\
 & C\mathcal{S}D \mid & (C \text{ since } D)\ (\text{since}) \\
 & \Diamond C \mid & \text{sometime in the future} \\
 & \Box C \mid & \text{always in the future} \\
 & \blacklozenge C \mid & \text{sometime in the past} \\
 & \blacksquare C \mid & \text{always in the past}
\end{array}
$$

Ορίζουμε connectives χρησιμοποιώντας Since και Until:

$$\Diamond C \doteq \top \mathcal{U} C \qquad \blacklozenge C \doteq \top \mathcal{S} C$$

$$\Box C \doteq \neg \Diamond \neg C \qquad \blacksquare C \doteq \neg \blacklozenge \neg C$$

Σημασιολογία

$\mathcal{T} = (\mathcal{P}, <)$: $\mathcal{P}$ is a set of time points; $<$ is a strict linear order
$\mathcal{M} \doteq \langle \mathcal{T}, \mathcal{I} \rangle$: $\mathcal{I}$ is a function associating to each $t \in \mathcal{P}$ a standard non-temporal $\mathcal{ALC}$ interpretation, $\mathcal{I}(t) \doteq \langle \Delta^{\mathcal{I}}, \cdot^{\mathcal{I}(t)} \rangle$

$$(C\mathcal{U}D)^{\mathcal{I}(t)} = \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists v.(v > t) \wedge D^{\mathcal{I}(v)}(x) \wedge \forall w.(t < w < v) \rightarrow C^{\mathcal{I}(w)}(x)\}$$

$$(C\mathcal{S}D)^{\mathcal{I}(t)} = \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists v.(v > t) \wedge D^{\mathcal{I}(v)}(x) \wedge \forall w.(v < w < t) \rightarrow C^{\mathcal{I}(w)}(x)\}$$

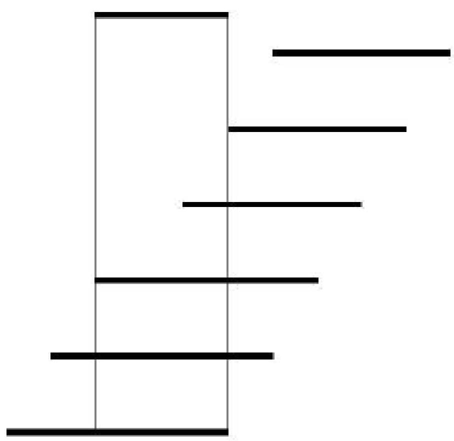
Παράδειγμα

$$PhD \doteq Person \sqcap (Student \mathcal{U} \Box Professor$$

Interval-Based Temporal Description Logics

Αρχικά προτάθηκαν από τον Schmiedel. Με βάση τις σχέσεις διαστήματος του Άλλεν παίρνουμε τον παρακάτω πίνακα.

Relation	Abbr.	Inverse	i	j
before(i,j)	b	a		
meets(i,j)	m	mi		
overlaps(i,j)	o	oi		
starts(i,j)	s	si		
during(i,j)	d	di		
finishes(i,j)	f	fi		



Σημασιολογία

An Interval of $\mathcal{T}$, $\mathcal{T}^*$: $[t_1, t_2] \doteq \{t \in \mathcal{P} | t_1 \leq t \leq t_2\}$
$\mathcal{M} \doteq \langle \mathcal{T}^*, \mathcal{I} \rangle$: $\mathcal{I}$ is a function associating to each
$i = [t_1, t_2] \in \mathcal{T}^*$ a standard non-temporal $\mathcal{ALC}$ interpretation

$$(\langle \alpha \rangle C)^{\mathcal{I}(i)} = \{x \in \triangle^{\mathcal{I}} | \exists j.\alpha(j, i) \wedge C^{\mathcal{I}(j)}(x)\}$$

$$([\alpha]C)^{\mathcal{I}(i)} = \{x \in \triangle^{\mathcal{I}} | \forall j.\alpha(j, i) \rightarrow C^{\mathcal{I}(j)}(x)\}$$

Παράδειγμα

$$PhD \doteq Person \sqcap (Student \sqcap < mi > Professor)$$

Συμπεράσματα

Αναλύοντας παραπάνω τις περιγραφικές λογικές παρατηρούμε ότι αυτή η αναπαράσταση γνώσης μας δίνει την δυνατότητα για πολλά πράγματα, το μεγάλο ερώτημα όμως είναι γιατί να φτάσουμε στο σημείο να χρησιμοποιήσουμε τις Λογικές περιγραφής; Η απάντηση μετά από τα παραπάνω είναι εμφανής και σαφής.

1) Η διαχείριση της γνώσης: οι άνθρωποι δεν μπορούν να μοιραστούν την υπάρχουσα γνώση αν δεν μιλούν την ίδια γλώσσα.

2) Η ενοποίηση της πληροφορίας: η ενοποίηση ετερογενούς πληροφορίας είναι πολύ δύσκολη σε ότι έχει σχέση με συνώνυμα, αντώνυμα κ.α.

3) Αν δεν χρησιμοποιήσουμε μία γλώσσα αναπαράστασης η ίδια δήλωση μπορεί να σημαίνει διαφορετικά πράγματα σε διαφορετικές γλώσσες

4) Πετυχαίνουμε στον μέγιστο βαθμό την εκφραστικότητα και την σημασιολογία που επιθυμούσε σε μία δήλωση.

Βιβλιογραφία

Enrico Franconi’s lecture notes: Foundations of first order logic.

Alessandro Artale and Enrico Franconi. Introducing temporal description logics. 1999.

Alessandro Artale and Enrico Franconi. A survey of temporal extensions of description logics. Annals of Mathematics and Artificial Intelligence. 2000.

Alessandro Artale and Enrico Franconi. Temporal description logics. 2000.

Εισαγωγή στις Περιγραφικές Λογικές,Σύνταξη, Σημασιολογία και Αλγόριθμοι Συλλογιστικής. Γιώργος Στοΐλος Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Η/Υ Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο

Αναπαράσταση γνώσης και Οντολογίες, Βασίλης Τζουβάρας

Description Logics and Time, Jie Zhang

Ανάπτυξη Συστήματος Διαχείρισης και Ελέγχου Σπονδυλωτών Οντολογιών, ΑΝΤΡΗΣ Ν. ΒΙΤΣΑΪΔΟΥ